UNIVERSIDADE DE COIMBRA

Departamento de Engenharia Informática

Faculdade de Ciências e Tecnologia

Controlo da Congestão em Sistemas Intermediários da Camada de Rede

Edmundo Heitor da Silva Monteiro

Tese submetida à

UNIVERSIDADE DE COIMBRA

para obtenção do grau de

Doutor em Engenharia Electrotécnica

(Especialidade de Informática)

Novembro de 1995

Tese realizada sob a orientação do

Prof. Doutor Vasco Luís Barbosa de Freitas

Professor Associado do Departamento de Informática

Universidade do Minho

Sumário

Os sistemas de comunicação entre computadores têm conhecido um intenso desenvolvimento na última década, tendo-se passado de uma situação caracterizada pela sua utilização restrita em ambientes de investigação e universidades, para a massificação do seu uso, nos mais diversos suportes tecnológicos e no transporte de informação das mais variadas origens.

Não obstante os esforços de investigação que têm sido investido na área, continuam a existir problemas por resolver que colocam entraves ao uso ainda mais generalizado das comunicações entre computadores e impedimentos ao bom funcionamento de alguns serviços de comunicação. O presente trabalho visa a procura de soluções para alguns dos problemas que afectam os sistemas de comunicação entre computadores e que se destacam pela gravidade dos seus efeitos sobre os serviços de comunicação. Concretamente são abordados os seguintes problemas: a *heterogeneidade* dos sistemas de comunicação que impede ou dificulta a sua interligação aberta e a transferência da informação; a *necessidade de desempenho* no funcionamento dos sistemas de comunicação; a *garantia de qualidade* no suporte dos serviços de comunicação.

A contribuição para a resolução do problema da *heterogeneidade* nos sistemas de comunicação é determinada pela escolha, como objecto de estudo, dos *sistemas intermediários* de redes de computadores. A principal função destes sistemas é a interligação de subsistemas de comunicação, o que passa pela resolução das heterogeneidades existentes. O conceito de *sistema intermediário* é genérico e engloba todos os sistemas simples ou complexos — resultantes da combinação de vários sistemas simples — destinados à interligação de computadores isolados ou organizados em *sub-redes*. No caso concreto deste trabalho são estudados os sistemas intermediários simples (designados por *relays* na literatura anglo-saxónica), mais especificamente, os *relays da camada de rede* por serem funcionalmente mais completos e por razões relacionadas com o envolvimento no processo de normalização destes sistemas, da equipa de investigação a que o autor desta dissertação pertence.

O problema do *desempenho* é abordado pela perspectiva do *controlo da congestão* nos *relays* da camada de rede. Estes *relays* são recursos escassos nos sistemas de comunicação em que intervêm, sendo, através deles, transportado o tráfego entre as sub-redes interligadas. Por este facto, os aspectos relativos ao controlo da congestão revestem-se de especial importância, sendo necessárias estratégias que impeçam o aparecimento da congestão e mantenham, sempre que

possível, os *relays* a operar com níveis altos de desempenho. Neste trabalho é apresentada uma arquitectura genérica de enquadramento para o problema do controlo da congestão nos sistemas de comunicação, baseada numa nova definição de congestão e numa métrica para a sua avaliação quantitativa. Da aplicação desta arquitectura ao caso concreto dos *relays* em estudo, resultou um conjunto de mecanismos e de algoritmos para o controlo da congestão nestes sistemas.

O estudo do problema da *garantia de qualidade* é conduzido por duas vertentes complementares. Por um lado, fazendo coexistir, nas estratégias a utilizar no controlo da congestão, objectivos relativos ao desempenho do sistema de comunicação e objectivos de garantia de qualidade aos serviços de comunicação. Por outro lado, explorando as vantagens arquitecturais dos sistemas de comunicação baseados no *paradigma da reserva de recursos,* no que diz respeito à garantia da qualidade de serviço. Esta última vertente do estudo do problema da garantia de qualidade é conseguida pela particularização do objecto do estudo aos *relays* da camada de rede destinados ao suporte do *serviço de rede em modo de ligação* cujo funcionamento é baseado no paradigma da reserva de recursos.

O resultado concertado do estudo dos três problemas apontados traduz-se no *controlo da congestão em sistemas intermediários da camada de rede* (para suporte do serviço de rede em modo de ligação), que constitui o título e identifica o domínio de trabalho e das contribuições da presente dissertação.

Agradecimentos

Ao meu orientador, Professor Vasco de Freitas, pelas críticas construtivas e pela tolerância nos meus desvios ao tema original.

Ao Fernando Boavida e ao Gonçalo Quadros pelo apoio e compreensão durante os trabalhos, pela leitura atenta do texto e pelos comentários e críticas valiosos. Tenho ainda que agradecer ao meu colega Fernando Boavida as inúmeras vezes que me substituiu nas minhas obrigações para que eu não interrompesse a escrita da tese.

Ao Professor António Dias de Figueiredo por me ter cativado para a estimulante área das redes de computadores e pelos conselhos e apoio incondicional que sempre me dispensou.

Aos actuais e antigos elementos do grupo de CST que participaram nos projectos sobre *relays*: Engºs Jorge Granjal, Florentino Gameiro, Paulo Mendes, Paulo Simões, Paulo Leitão, Alfredo Brites, Mário Bernardes, Jorge Neves, André Rodrigues, Filipe Roque e Armando Duarte.

Aos meus colegas do DEI, CISUC e DEE pelo apoio pela amizade que me manifestaram sob as mais diversas formas. Quero agradecer em particular àqueles que mais de perto acompanharam os sucessos e os insucessos dos meus trabalhos: à Bernardette, ao Carlos Bento, ao Tozé Mendes, à Maria José, ao Henrique Madeira, Jorge Dias, ao Victor Silva e à Teresa Martinez.

À Olga pela eficácia e pelas burocracias de que me libertou e, à D. Amália pelas pilhas de artigos que pacientemente fotocopiou para mim.

Ao extinto Instituto Nacional de Investigação Científica, à Junta Nacional de Investigação Científica e Tecnológica, à Fundação Calouste Gulbenkian e aos Departamentos de Engenharia Informática e Electrotécnica da Faculdade de Ciências e Tecnologia da Universidade de Coimbra, pelos apoios de vária ordem que me foram concedidos.

À minha família pelo carinho, pela preocupação e pelo apoio moral e logístico sem os quais a realização deste trabalho estaria decerto comprometida.

A todos os meus amigos por terem sabido encontrar sempre novas e atractivas formas de me desviarem por algum tempo das actividades relacionadas com a elaboração desta dissertação.

À Glória Estefan pelas longas noites de companhia que me proporcionou, durante a escrita da tese.

Aos meus amores

Teresa, Marta e (Sara ou Miguel)

Índice

SUMÁRIO I
AGRADECIMENTOS III
ÍNDICE VII
LISTA DE FIGURAS X
LISTA DE TABELAS XII
LISTA DE PROGRAMAS XIII
NOTA PRÉVIA XIV
CAPÍTULO 1 INTRODUÇÃO 1
1.1 DOMÍNIO DO TRABALHO 1
1.2 OBJECTIVOS 3
1.3 ESTRUTURA DA DISSERTAÇÃO 4
CAPÍTULO 2 SISTEMAS INTERMEDIÁRIOS 7
2.1 INTERLIGAÇÃO DE SUB-REDES 8
2.1.1 Conceitos 9
2.1.2 O Papel da Camada de Rede 12
2.1.2.1 Diversidade de Serviços e Protocolos da Camada de Rede 12
2.1.2.2 Estrutura da Camada de Rede 16
2.1.2.3 Endereçamento na Camada de Rede 20
2.1.2.4 Encaminhamento na Camada de Rede 24
2.1.3 CONS versus CLNS 33
2.2 *RELAYS* PARA SUPORTE DO CONS 37
2.2.1 Modelos Funcionais de Relays 37
2.2.2 Classificação dos Relays 40
2.2.3 Necessidade de Relays CONS 44
2.2.4 Os Relays RB 45
2.2.5 Os Relays RC 49
2.2.6 Comparação dos Relays RB e RC 51
2.3 DESEMPENHO DE *RELAYS* 52
2.3.1 Factores que Afectam o Desempenho 52
2.3.2 Controlo da Congestão 53
2.4 SÍNTESE 55
CAPÍTULO 3 HISTÓRIA DO CONTROLO DA CONGESTÃO 57
3.1 DÉCADA DE 70 — O ADVENTO DAS REDES DE COMPUTADORES 58
3.1.1 Rede NPL 58
3.1.2 Rede ARPANET 59
3.1.3 Rede Tymnet 60
3.1.4 Arquitectura XNS 61

3.1.5 Arquitectura SNA *62*
3.1.6 Arquitectura DNA *62*
3.1.7 Rede GMDNET *63*
3.1.8 Rede Cyclades *64*
3.1.9 Rede Transpac *65*
3.1.10 Rede Datapac *65*
3.1.11 Arquitectura OSI *66*
3.1.12 Outros trabalhos *66*
3.2 DÉCADA DE 80 — A VULGARIZAÇÃO DAS REDES DE COMPUTADORES 69
3.2.1 Sistemas terminais *70*
3.2.1.1 Arquitectura DNA *70*
3.2.1.2 Arquitectura TCP/IP *71*
3.2.1.3 Arquitectura OSI *73*
3.2.2 Sistemas intermediários *73*
3.2.2.1 Fair Queueing e derivados *74*
3.2.2.2 Random Drop e derivados *76*
3.2.3 Outros trabalhos *77*
3.3 DÉCADA DE 90 — AS REDES DE COMPUTADORES DE BANDA LARGA 79
3.3.1 Novas Tecnologias de Comunicação entre Computadores *80*
3.3.1.1 Redes FDDI e DQDB *80*
3.3.1.2 Redes Frame Relay *81*
3.3.1.3 Redes B-ISDN (ATM) *83*
3.3.2 Novas Aplicações de Comunicação *95*
3.3.3 Novos Protocolos de Transporte *99*
3.3.3.1 Controlo do Fluxo por Regulação da Taxa de Transmissão *106*
3.3.3.2 Controlo do Fluxo por Janela Adaptativa *108*
3.3.3.3 Controlo do Fluxo e da Congestão em Malha Aberta *109*
3.3.3.4 Controlo Pró-activo do Fluxo e da Congestão *111*
3.3.4 Novas Disciplinas de Serviço *113*
3.4 SÍNTESE 117

CAPÍTULO 4 ARQUITECTURA DO CONTROLO DA CONGESTÃO 119

4.1 CARACTERIZAÇÃO DA CONGESTÃO 120
4.1.1 Causas e Efeitos da Congestão *120*
4.1.2 Definição de Congestão *122*
4.1.3 Métrica para a Congestão *125*
4.1.4 Variação da Congestão no Percurso *132*
4.1.5 Equidade e Congestão *137*
4.2 ARQUITECTURA DE ENQUADRAMENTO 139
4.2.1 Objectivos da Arquitectura de Controlo da Congestão *140*
4.2.2 Requisitos de uma Arquitectura de Controlo da Congestão *142*
4.2.3 Planos da Arquitectura de Controlo da Congestão *142*
4.2.4 O Plano dos Serviços *145*
4.2.5 O Plano dos Recursos *148*
4.2.6 O Plano dos Protocolos *150*
4.2.7 Escalas Temporais Presentes na Arquitectura *154*
4.2.8 Resumo da Arquitectura *156*
4.3 SÍNTESE 156

CAPÍTULO 5 CONTROLO DE CONGESTÃO EM *RELAYS* CONS 159

5.1 PLANO DOS SERVIÇOS 161
5.1.1 Elementos de QoS disponíveis no CONS *162*
5.1.2 Implicações da QoS do CONS no Plano dos Serviços *168*
5.1.2.1 Caracterização da QoS do Sistema *170*
5.1.2.2 Caracterização dos Serviços *171*
5.1.2.3 Estabelecimento dos Serviços *172*
5.2 PLANO DOS RECURSOS 174
5.2.1 Gestão da Largura de Banda *177*
5.2.1.1 Planeamento e Instalação de Recursos de Largura de Banda *180*
5.2.1.2 Configuração dos Recursos de Largura de Banda *180*

5.2.1.3 Cálculo e Reserva da Largura de Banda Necessária *181*
5.2.1.4 Controlo e Monitorização da Largura de Banda *184*
5.2.2 Gestão do Espaço de Armazenamento *185*
5.2.2.1 Planeamento, Instalação e Configuração dos Recursos de Armazenamento *189*
5.2.2.2 Cálculo e Reserva do Espaço de Armazenamento *190*
5.2.2.3 Monitorização e Controlo do Espaço de Armazenamento *195*
5.3 PLANO DOS PROTOCOLOS 197
5.3.1 Mecanismos Protocolares Disponíveis *199*
5.3.2 Controlo da Aceitação dos Serviços *202*
5.3.3 Monitorização e Controlo dos Parâmetros do Tráfego *210*
5.3.3.1 Monitorização e Escalonamento da Transmissão *211*
5.3.3.2 Monitorização e Controlo do Recepção *218*
5.4 SÍNTESE 220

CAPÍTULO 6 EXPERIÊNCIAS E RESULTADOS DE SIMULAÇÃO 223

6.1 MODELIZAÇÃO PARA SIMULAÇÃO 224
6.1.1 Razões da Análise por Simulação *224*
6.1.2 Cenário para Simulação *226*
6.1.3 Modelização de um Relay RC 51.1111 ..... *228*
6.1.4 Modelos de Tráfego *236*
6.1.5 Elaboração do Simulador em ECSL *239*
6.2 SIMULAÇÕES E RESULTADOS 240
6.2.1 Planeamento da Simulação *240*
6.2.2 Simulação do Comportamento Global *241*
6.2.2.1 Caracterização do Funcionamento Global do Relay *244*
6.2.2.2 Identificação dos Fluxos de Tráfego Críticos *245*
6.2.2.3 Validação do Modelo de Simulação *246*
6.2.3 Simulação do Comportamento Detalhado *247*
6.2.3.1 Controlo dos Parâmetros do Tráfego *247*
6.2.3.2 Repartição dos Recursos Excedentes *253*
6.2.3.3 Protecção dos Canais *256*
6.3 SÍNTESE 259

CAPÍTULO 7 CONCLUSÃO 261

7.1 SÍNTESE DA DISSERTAÇÃO 261
7.2 CONTRIBUIÇÕES 263
7.3 PERSPECTIVAS DE TRABALHO FUTURO 265

BIBLIOGRAFIA 267

Lista de Figuras

FIGURA 2.1 FUNCIONAMENTO DE UM SISTEMA *RELAY*. 10
FIGURA 2.2 CENÁRIOS CLNS. 14
FIGURA 2.3 CENÁRIOS CONS. 15
FIGURA 2.4 ORGANIZAÇÃO INTERNA DA CAMADA DE REDE [ISO 88A]. 17
FIGURA 2.5 FUNÇÃO DAS SUBCAMADAS DA CAMADA DE REDE. 17
FIGURA 2.6 INTERLIGAÇÃO DE SUB-REDES COM TODOS OS ELEMENTOS DO *SERVIÇO DE REDE*. 18
FIGURA 2.7 ARQUITECTURA DE UM SISTEMA INTERMEDIÁRIO [ISO 88A]. 18
FIGURA 2.8 INTERLIGAÇÃO DE SUB-REDES HARMONIZADAS SALTO-A-SALTO 19
FIGURA 2.9 ESTRUTURA DOS ENDEREÇOS DE REDE. 21
FIGURA 2.10 DECOMPOSIÇÃO DAS FUNÇÕES DE ENCAMINHAMENTO [ISO 90C]. 25
FIGURA 2.11 PROTOCOLOS DE ENCAMINHAMENTO [ISO 90C]. 29
FIGURA 2.12 *RELAY* DE PROTOCOLO. 38
FIGURA 2.13 *RELAY* DE SERVIÇO. 39
FIGURA 2.14 ARQUITECTURA DOS *RELAYS* RB. 46
FIGURA 2.15 FLUXO DE INFORMAÇÃO NUM *RELAY* RB, SEGUNDO A NORMA 10028 [ISO 88A]. 47
FIGURA 2.16 ARQUITECTURA DOS *RELAYS* RC. 50
FIGURA 2.17 CURVAS TÍPICAS DE DÉBITO E ATRASO DE TRÂNSITO EM FUNÇÃO DO TRÁFEGO. 54

FIGURA 3.1 NÍVEIS DE CONTROLO DA CONGESTÃO [GERLA 80]. 69
FIGURA 3.2 ESCALAS TEMPORAIS DAS FUNÇÕES DE CONTROLO DE CONGESTÃO E DE TRÁFEGO. 86
FIGURA 3.3 PONTOS DE ACTUAÇÃO DAS FUNÇÕES DE CONTROLO DE CONGESTÃO E DE TRÁFEGO. 86
FIGURA 3.4 NECESSIDADES TÍPICAS DAS APLICAÇÕES. 100

FIGURA 4.1 MODELO DE UM SISTEMA DE COMUNICAÇÃO. 123
FIGURA 4.2 ÍNDICE DE DESVIO DE UM PARÂMETRO DE QOS. 129
FIGURA 4.3 EXEMPLOS DE CURVAS CARACTERÍSTICAS DE ÍNDICES DE DESVIO. 129
FIGURA 4.4 MODELO DE UM SISTEMA DE COMUNICAÇÃO COM *N* ETAPAS. 132
FIGURA 4.5 PLANOS DA ARQUITECTURA DE CONTROLO DA CONGESTÃO. 145
FIGURA 4.6 FUNÇÕES DO PLANO DOS PROTOCOLOS. 154

FIGURA 5.1 NEGOCIAÇÃO DOS PARÂMETROS DE QOS NO CONS. 165
FIGURA 5.2 RELAÇÃO ENTRE OS SERVIÇOS DE COMUNICAÇÃO E AS LIGAÇÕES DE REDE. 169
FIGURA 5.3 *ÍNDICES DE DESVIO* DOS PARÂMETROS DE QOS DO CONS. 174
FIGURA 5.4 ILUSTRAÇÃO DAS ESTRUTURAS DE GESTÃO DOS RECURSOS. 188
FIGURA 5.5 CONCATENAÇÃO DE DUAS LIGAÇÕES X.25 OU NILS NUM *RELAY*. 191
FIGURA 5.6 ACTUAÇÃO DOS MECANISMOS DE MONITORIZAÇÃO E CONTROLO DOS *BUFFERS*. 196
FIGURA 5.7 EXEMPLO DE EVOLUÇÃO DE *IU* EM FUNÇÃO DO SERVIÇO AOS CANAIS. 214

FIGURA 6.1 CENÁRIO DE SIMULAÇÃO (*RELAY* RC 51.1111 E SISTEMAS TERMINAIS). 228
FIGURA 6.2 COMPONENTES DO MODELO DE SIMULAÇÃO. 229
FIGURA 6.3 MODELO DO *RELAY* EM ACDS. 231

FIGURA 6.4 MODELO DE GERAÇÃO DE TRÁFEGO. 238
FIGURA 6.5 RESULTADOS DA SIMULAÇÃO RELATIVOS AO TRÁFEGO ORIGINADO NA LAN. 243
FIGURA 6.6 RESULTADOS DA SIMULAÇÃO RELATIVOS AO TRÁFEGO ORIGINADO NA PSDN. 244
FIGURA 6.7 CONTROLO DOS PARÂMETROS DE DÉBITO. 250
FIGURA 6.8 CONTROLO DOS PARÂMETROS DE ATRASO. 251
FIGURA 6.9 ÍNDICES DE CONGESTÃO E CONGESTÃO GLOBAL. 252
FIGURA 6.10 REPARTIÇÃO DINÂMICA DOS RECURSOS EXCEDENTES. 255
FIGURA 6.11 PROTECÇÃO DOS CANAIS..... 258

Lista de Tabelas

TABELA 2.1 RESUMO DAS PRINCIPAIS CARACTERÍSTICAS DO *SERVIÇO DE REDE*. 13
TABELA 2.2 AFECTAÇÃO DO AFI [ISO 93A].....22
TABELA 2.4 PRINCIPAIS CARACTERÍSTICAS DOS MÉTODOS DE ENCAMINHAMENTO. 30
TABELA 2.5 PROTOCOLOS DE ENCAMINHAMENTO PROPOSTOS PELA ISO.....31
TABELA 2.6 SERVIÇOS DE REDE CO VERSUS SERVIÇOS DE REDE CL. 36
TABELA 2.7 TAXONOMIA ISO PARA CLASSIFICAÇÃO DE SUB-REDES.....42
TABELA 2.8 EXEMPLO DE UM SISTEMA COM FUNÇÕES *MULTI-RELAY*. 44
TABELA 2.9 PRIMITIVAS DO NILS E SUA CORRESPONDÊNCIA COM AS PRIMITIVAS DO NS 48

TABELA 3.1 RESUMO DAS CARACTERÍSTICAS DOS PROTOCOLOS DE REDES DE BANDA LARGA. ...106
TABELA 3.2 COMPARAÇÃO DAS TÉCNICAS DE CONTROLO DO FLUXO. 109
TABELA 3.3 RESUMO DA ANÁLISE ÀS TÉCNICAS DISCIPLINAS DE SERVIÇO.....117

TABELA 4.1 RESUMO DA ARQUITECTURA PROPOSTA. 156

TABELA 5.1 RESUMO DAS FUNÇÕES DO PLANO DOS SERVIÇOS. 161
TABELA 5.2 CONJUNTO P_{QoS} DO SISTEMA DE COMUNICAÇÃO. 171
TABELA 5.3 RESUMO DAS FUNÇÕES DO PLANO DOS RECURSOS. 175
TABELA 5.4 CARACTERIZAÇÃO DA LARGURA DE BANDA DAS SUB-REDES. 178
TABELA 5.5 RESUMO DAS FUNÇÕES DO PLANO DOS PROTOCOLOS.....197
TABELA 5.6 MECANISMOS PROTOCOLARES DE CONTROLO DA CONGESTÃO E APLICABILIDADE. .200
TABELA 5.7 MECANISMOS PROTOCOLARES DE CONTROLO DA CONGESTÃO NOS *RELAYS* RB. 201
TABELA 5.8 MECANISMOS PROTOCOLARES DE CONTROLO DA CONGESTÃO NOS *RELAYS* RC. 202
TABELA 5.9 ANÁLISE DAS CARACTERÍSTICAS DA DISCIPLINA PROPOSTA. 215

TABELA 6.1 RESUMO DAS CARACTERÍSTICAS INCLUÍDAS NO MODELO DE SIMULAÇÃO.....230
TABELA 6.2 RESUMO DOS PARÂMETROS DA SIMULAÇÃO DO COMPORTAMENTO GLOBAL.....243
TABELA 6.3 RESUMO DOS PARÂMETROS DA SIMULAÇÃO DO CONTROLO DO TRÁFEGO. 248
TABELA 6.4 RESUMO DOS PARÂMETROS DA SIMULAÇÃO DA REPARTIÇÃO DOS EXCEDENTES.....254
TABELA 6.5 RESUMO DOS PARÂMETROS DA SIMULAÇÃO DA PROTECÇÃO DOS CANAIS.....257

Lista de Programas

PROGRAMA 5.1 ESTRUTURAS DE GESTÃO DOS RECURSOS DE LARGURA DE BANDA. 179
PROGRAMA 5.2 ALGORITMO DE CÁLCULO E RESERVA DE LARGURA DE BANDA..... 182
PROGRAMA 5.3 ALGORITMO DE CONFIRMAÇÃO DA RESERVA DE LARGURA DE BANDA. 183
PROGRAMA 5.4 ESTRUTURAS DE DESCRIÇÃO DOS RECURSOS. 187
PROGRAMA 5.5 ALGORITMO DE CÁLCULO E RESERVA DOS RECURSOS DE ARMAZENAMENTO. ... 194
PROGRAMA 5.6 ALGORITMO DE ACEITAÇÃO/RECUSA DAS LIGAÇÕES. 205
PROGRAMA 5.7 ALGORITMO DE VERIFICAÇÃO DO DÉBITO. 207
PROGRAMA 5.8 ALGORITMO DE DETERMINAÇÃO DOS LIMITES LOCAIS DO ATRASO. 208
PROGRAMA 5.9 ALGORITMO DE VERIFICAÇÃO DO ATRASO. 209
PROGRAMA 5.10 ALGORITMO DE ESCALONAMENTO DA TRANSMISSÃO. 217
PROGRAMA 5.11 ALGORITMO DE PARAGEM DO FLUXO DE RECEPÇÃO. 219
PROGRAMA 5.12 ALGORITMO DE ACTIVAÇÃO DO FLUXO DE RECEPÇÃO. 220

Nota Prévia

Os trabalhos subjacentes à presente dissertação foram enquadrados num conjunto de actividades de investigação relacionadas com *relays* CONS, realizadas entre 1990 e 1995 no Laboratório de Comunicações e Serviços Telemáticos (LCST) do Centro de Informática e Sistemas da Universidade de Coimbra (CISUC)[1] através de dois projectos financiados pela JNICT (Junta Nacional de Investigação Científica e Tecnológica):

- Projecto PMCT/C/TIT/454/90 intitulado *Estudo e desenvolvimento de Relays para interligação de redes CSMA/CD e PSDN*, do Programa Mobilizador de Ciência e Tecnologia (de 1990 a 1993);

- Projecto PBIC/TIT/1219/92, intitulado *Estudo de tecnologias de interligação de redes de dados, tendo em vista a normalização funcional de sistemas intermediários*, financiado pela JNICT, do Programa Base de Investigação Científica e Tecnológica (de 1992 a 1995).

O trabalho apresentado nesta dissertação enquadrou-se também na participação do autor nas actividades do RARE WG-LLT (*Réseaux Associés pour la Recherche Européenne — Working Group on Lower Layers Technology*) e na de outro elemento da mesma equipa de investigação nas actividades do EWOS/EGLL (*European Workshop for Open Systems — Expert Group on Lower Layers*).

No decorrer das actividades do RARE foi planeado o estabelecimento de uma rede piloto à escala europeia, baseada no serviço de rede CONS, a qual acabou por não chegar à fase de implementação devido a problemas de financiamento por parte do organismo de tutela.

No âmbito da actividades do EWOS/EGLL foi realizado o processo de normalização funcional de sistemas intermediários CONS, tendo sido elaborados os perfis funcionais dos *relays* RB e RC, presentemente em fase de aprovação pela ISO, sob as referências DISP (*Draft International Standardized Profile*) 12067 e DISP 10614, respectivamente.

---

[1] As actividades referidas foram iniciadas ainda no âmbito do Centro de Electrotecnia da Universidade de Coimbra do INIC (Instituto Nacional de Investigação Científica), já que o CISUC surgiu apenas em 1992 no âmbito do Programa Ciência.

Para além da presente dissertação, das actividades do LCST em torno dos *relays* CONS resultou num conjunto relativamente vasto de publicações, cujas referências podem ser encontradas na Bibliografia sob os autores Bernardes, Fernandes, Granjal, Monteiro e Rodrigues.

Capítulo 1

Introdução

A presente dissertação pode ser genericamente enquadrada na área científica e tecnológica do desempenho dos sistemas de comunicação entre computadores. Neste capítulo irá ser concretizado o seu domínio de investigação (Secção 1.1), identificados os seus principais objectivos (Secção 1.2) e apresentada a sua estrutura (Secção 1.3).

1.1 DOMÍNIO DO TRABALHO

Os sistemas de comunicação entre computadores têm conhecido um intenso desenvolvimento na última década, tendo-se passado de uma situação caracterizada pela sua utilização restrita em ambientes de investigação e universidades, para a massificação do seu uso, nos mais diversos suportes tecnológicos e no transporte de informação das mais variadas origens.

Esta massificação do uso dos sistemas de comunicação entre computadores, veio potenciar os efeitos das limitações tecnológicas e funcionais existentes e teve, como reacção, o intenso esforço de investigação que tem sido investido na área, com resultados aos mais variados níveis, desde o desenvolvimento de novas tecnologias de comunicação de banda larga, até ao aparecimento de novos serviços com características multimédia, passando pela crescente integração — a caminho da fusão — dos sistemas de comunicação entre computadores com os sistemas de comunicação convencionais.

Não obstante os esforços de investigação referidos, continuam a pairar sobre os sistemas de comunicação entre computadores alguns "fantasmas" que colocam entraves ao seu uso ainda mais generalizado e à divulgação de alguns dos seus serviços. De entre estes "fantasmas" três deles destacam-se pelos estragos que causam. São eles, a *heterogeneidade*, o *baixo desempenho* e a *falta de qualidade*.

A *heterogeneidade* actua simultaneamente em várias frentes: sobre os modelos arquitecturais, sobre as tecnologias de comunicação, sobre os serviços de comunicação e, sobre a representação da informação. Os efeitos da sua actuação traduzem-se na impossibilidade de estabelecer comunicação entre sistemas que tenham sofrido os seus ataques. Este "fantasma" é combatido por entidades de regulação e normalização, por associações de consumidores (utilizadores) e por soluções tecnológicas. O seu aparecimento é potenciado pelos fabricantes de equipamentos e, paradoxalmente, pela existência de múltiplas entidades de regulação e normalização.

O *baixo desempenho* actua globalmente sobre todo o sistema de comunicação. Os efeitos da sua actuação traduzem-se no funcionamento deficiente do sistema de comunicação. A sua presença causa desespero nos utilizadores e ineficiência nos serviços de comunicação. É combatido com a utilização racional dos recursos de comunicação e, nas situações de ataque persistente e duradouro, com a instalação de novos recursos. O baixo desempenho dispõe de um auxiliar eficaz na sua acção — *a congestão*.

A acção da *falta de qualidade* faz-se notar sobretudo ao nível dos serviços de comunicação, sendo alguns serviços especialmente sensíveis aos seus efeitos. A sua presença está muitas vezes associada à presença do *baixo desempenho* nos sistemas de comunicação, podendo também ser relacionada com características intrínsecas do próprio sistema. Isto é, devido às suas características arquitecturais, alguns sistemas de comunicação causam a falta de qualidade nos serviços de comunicação suportados, mesmo na ausência de baixo desempenho. O combate à falta de qualidade desenrola-se em duas frentes: através do combate ao baixo desempenho e à congestão; e, actuando nas características dos sistemas de comunicação de modo torná-los resistentes a este "fantasma".

O presente trabalho tem como objectivo genérico o combate aos "fantasmas" dos sistemas de comunicação entre computadores aqui identificados.

A acção contra a *heterogeneidade* é determinada pela escolha, como objecto de estudo, dos *sistemas intermediários* de redes de computadores. A principal função destes sistemas é a interligação de sistemas de comunicação, o que contribui para a resolução das heterogeneidades existentes. O conceito de *sistema intermediário* é genérico e engloba todos os sistemas simples ou complexos — resultantes da interligação de vários sistemas simples — destinados à interligação de computadores isolados ou organizados em *sub-redes.* Este trabalho terá como objecto de estudo os sistemas intermediários simples, designados por *relays* na literatura anglo-saxónica. Concretamente, serão estudados os *relays* da *camada de rede* por serem funcionalmente mais completos e por razões relacionadas com o envolvimento no processo de normalização destes sistemas da equipa de investigação a que o autor desta dissertação pertence.

A acção contra o *baixo desempenho* é conseguida, no presente trabalho, pelo combate à *congestão* nos *relays* da camada de rede. Estes sistemas são recursos escassos nos sistemas de comunicação em que intervêm, sendo, através deles, transportado o tráfego entre as sub-redes interligadas. Por este facto, os aspectos relativos ao controlo da congestão revestem-se de especial

importância, sendo necessárias estratégias que impeçam o aparecimento da congestão e mantenham, sempre que possível, os *relays* a operar com níveis altos de desempenho.

A acção contra a *falta de qualidade* será conduzida por duas vertentes complementares. Por um lado, procurar-se-á fazer coexistir, nas estratégias a utilizar no controlo da congestão, objectivos relativos ao desempenho do sistema de comunicação e objectivos de garantia de qualidade aos serviços de comunicação. Por outro lado, serão exploradas as vantagens arquitecturais dos sistemas de comunicação baseados no *paradigma da reserva de recursos,* no que diz respeito à garantia da qualidade de serviço. Esta última vertente da acção contra a falta de qualidade será conseguida pela particularização do estudo contido nesta dissertação a caso dos *relays* da camada de rede destinados ao suporte do *serviço de rede em modo de ligação — connection oriented network service (CONS)* —, cujo funcionamento é baseado no paradigma da reserva de recursos.

O resultado concertado das três acções descritas resulta no *controlo da congestão em sistemas intermediários da camada de rede* (para suporte do serviço de rede em modo de ligação), que constitui o título e identifica o domínio de trabalho da presente dissertação.

1.2 OBJECTIVOS

O domínio do trabalho, definido na secção anterior, traduz já o objectivo principal desta dissertação: o controlo da congestão em *relays* da camada de rede para o suporte do CONS. De modo a ser possível a estruturação do desenrolar dos trabalhos, é necessária a subdivisão deste objectivo global, num conjunto mais concreto de direcções que permita o faseamento do seu alcance. Assim, a análise da problemática do controlo da congestão em *relays* da camada de rede será orientada segundo os quatro objectivos parciais descritos de seguida.

Análise da arquitectura dos *relays* CONS

O primeiro objectivo será conduzido para a identificação dos elementos arquitecturais dos *relays* da camada de rede com influência na congestão e na qualidade de serviço fornecida às aplicações (ou serviços) de comunicação. Serão analisados em pormenor os elementos protocolares intervenientes na comutação da informação e os aspectos relativos à interligação de sub-redes heterogéneas através de *relays*.

Caracterização do fenómeno da congestão

O segundo objectivo será focado na caracterização do fenómeno da congestão, no conhecimento das suas causas e dos seus efeitos no desempenho dos sistemas de comunicação. Será dada particular atenção aos efeitos sentidos ao nível dos serviços de comunicação e às questões relativas à congestão nos sistemas de comunicação com funcionamento baseado no paradigma da reserva de recursos.

Modelo de enquadramento das funções de controlo da congestão

Com base na caracterização dos efeitos da congestão será procurada uma perspectiva unificadora para o controlo deste fenómeno nos sistemas de comunicação. Desta procura deverá resultar um modelo para o enquadramento das funções de controlo da congestão nos sistemas de comunicação, que permita uma visão integrada das diferentes vertentes em que pode ser abordado o controlo daquele fenómeno. A definição deste modelo de enquadramento constitui o terceiro objectivo desta dissertação.

Controlo da congestão nos *relays* CONS

Finalmente, como quarto objectivo e, partindo da identificação dos elementos arquitecturais dos *relays* com influência na congestão do sistema de comunicação, do conhecimento das causas e efeitos deste fenómeno e do modelo para o enquadramento das funções para o seu controlo, será proposto um conjunto de mecanismos para o controlo da congestão nos *relays* da camada de rede. Os mecanismos a propor deverão poder tirar o máximo partido dos recursos disponíveis no sistema de comunicação e, simultaneamente, garantir a qualidade de serviço necessária às aplicações de comunicação.

No que respeita às metodologias a adoptar para o alcance dos objectivos definidos, será efectuada uma análise do estado da arte na área dos sistemas intermediários e do controlo da congestão que servirá para a fundamentação das propostas de modelo de enquadramento para o controlo da congestão. Por sua vez, a proposta dos mecanismos de controlo de congestão para *relays* da camada de rede resultará da concretização do modelo de enquadramento para a arquitectura protocolar daqueles sistemas, tendo em conta o conjunto do sistema de comunicação onde são integrados. A prova da eficácia dos mecanismos propostos será efectuada por simulação de um cenário concreto, sendo os resultados da simulação posteriormente validados por testes efectuados sobre um protótipo.

1.3 ESTRUTURA DA DISSERTAÇÃO

Os objectivos definidos para o presente trabalho, enumerados na secção anterior, são alcançados ao longo de seis capítulos.

No Capítulo 2 são estudados os sistemas intermediários do tipo *relay*, sendo analisada a sua arquitectura e a sua influência no desempenho dos sistemas de comunicação. O estudo é apresentado sob o enquadramento do modelo de referência OSI para a comunicação entre sistemas, sendo este modelo usado como abstracção arquitectural para a caracterização dos sistemas em estudo e também como fonte de terminologia para a sua descrição.

No Capítulo 3 são estudadas, numa perspectiva histórica, as principais contribuições na área do controlo de congestão, sendo focadas três eras distintas: a década de 70, coincidente com o advento das redes de computadores; a década de 80, caracterizada pela generalização do uso das

redes de computadores; e a década de 90, caracterizada pelo aparecimento de soluções de alta velocidade e de novos serviços com características multimédia.

No Capítulo 4 é apresentada uma arquitectura de enquadramento para o problema do controlo da congestão nos sistemas de comunicação, sendo proposta uma definição de congestão e uma métrica para a sua avaliação quantitativa, discutidas as causas do fenómeno, analisados alguns dos seus efeitos e proposto um modelo multidimensional para o enquadramento das suas funções.

No Capítulo 5 é abordado o problema do controlo da congestão em sistemas intermediários de redes de computadores, baseados no paradigma da reserva de recursos. À luz do modelo multidimensional proposto no Capítulo 4, é apresentado um conjunto de mecanismos e algoritmos para o controlo da congestão nos *relays* de protocolo e de serviço, destinados à operação em ambientes com serviço de rede em modo de ligação. De entre estes algoritmos destaca-se, pela sua importância, o algoritmo de escalonamento da transmissão, no qual se baseia o controlo dos parâmetros de funcionamento do tráfego gerado pelos serviços de comunicação.

O Capítulo 6 é dedicado à avaliação do comportamento dinâmico dos algoritmos propostos no Capítulo 5. Das técnicas disponíveis para a avaliação de sistemas é adoptada, como ferramenta principal, a avaliação por simulação, sendo focadas as questões relativas à especificação do cenário de simulação e à modelização do sistema a simular. Na modelização do sistema são abordados dois aspectos fundamentais: os aspectos relativos ao modelo do sistema em si e os aspectos relativos aos modelos do tráfego a injectar no sistema. Na análise dos resultados é avaliada a eficácia dos mecanismos propostos, no controlo da congestão. A quantificação da avaliação é efectuada à luz da métrica apresentada no Capítulo 4.

Finalmente, no Capítulo 7 é efectuada a conclusão da dissertação, sendo resumidos os seus principais resultados, realçadas as suas contribuições e apontadas algumas direcções para trabalhos futuros.

Capítulo 2

Sistemas Intermediários

As redes de computadores são constituídas por dois tipos de sistemas com funções diferenciadas: os *sistemas terminais* e os *sistemas intermediários*. Os sistemas terminais suportam os utilizadores dos serviços de comunicação e as suas aplicações. Os sistemas intermediários permitem a interligação de sistemas terminais isolados ou organizados em *sub-redes*. O mesmo sistema físico pode acumular funções de sistema intermediário e de sistema terminal.

Neste capítulo são estudados os sistemas intermediários do tipo *relay*, sendo analisada a sua arquitectura e a sua influência no desempenho dos sistemas de comunicação. O estudo é apresentado sob o enquadramento do modelo de referência OSI [Zimmermann 80, ISO 93b] para a comunicação entre sistemas. Este enquadramento não tem, todavia, implícita qualquer opção tecnológica ou arquitectural. O modelo OSI é usado como abstracção arquitectural para a caracterização dos sistemas em estudo e também como fonte de terminologia para a sua descrição.

Assim, na Secção 2.1 são discutidos os conceitos, a terminologia e algumas questões genéricas relacionadas com a interligação de redes, sendo apresentados, nomeadamente, os conceitos de *sistema terminal,* de *sub-rede*, de *sistema intermediário* e de *relay*. São analisadas as causas do problema: diversidade protocolar nas camadas inferiores dos sistemas de comunicação; existência de duas alternativas arquitecturais para o tipo de serviço fornecido pelas camadas inferiores. São discutidos o papel da *camada de rede* na resolução do problema da interligação de sub-redes e a importância das funções de endereçamento, nomeação e encaminhamento nesta camada. A secção termina com a discussão das variantes de serviço admitidas pela camada de rede.

Na Secção 2.2 são abordados os *relays* para interligação de sub-redes na opção de serviço em *modo de ligação* que constituem o caso de estudo deste trabalho. São discutidas as variantes arquitecturais (de serviço e de protocolo) para estes sistemas, identificados os grupos funcionais que os enquadram e apresentada a taxonomia ISO para a sua classificação. São identificados os dois tipos de *relays* que possibilitam a interligação e são discutidas e comparadas as suas

arquitecturas. São também analisados os trabalhos que, enquadrando estes sistemas intermediários, têm vindo a ser desenvolvidos nas organizações internacionais de normalização.

Na Secção 2.3 são abordadas as questões relativas ao desempenho de *relays.* São identificados os principais factores com influência no desempenho, com especial ênfase para as questões relacionadas com o *controlo da congestão*. É feita a caracterização das situações de congestão em *relays* após o que são identificados os objectivos das funções de controlo da congestão nestes sistemas.

Finalmente, na Secção 2.4, é feita a síntese do capítulo, sendo apresentadas algumas conclusões do estudo feito e apontadas algumas direcções para os capítulos seguintes.

Este capítulo é parcialmente baseado nas referências [Monteiro 91, Monteiro 93a].

2.1 INTERLIGAÇÃO DE SUB-REDES

A multiplicidade de tecnologias e opções protocolares nas redes de computadores faz com que as questões relativas à interligação de redes consumam uma parte relevante dos esforços actualmente investidos na área.

Estes esforços têm resultado na edição pela ISO de vários documentos (normas, recomendações, adendas a normas e relatórios técnicos) destinados a clarificar os aspectos relacionados com as funções necessárias à interligação de sub-redes e com a classificação sistemática das sub-redes e dos sistemas para a sua interligação .

Conjuntamente com os trabalhos da ISO, tem também sido desenvolvido, em organismos de âmbito regional, um intenso esforço de normalização funcional através da elaboração de *perfis* (conjuntos funcionais de normas para várias camadas protocolares). Este trabalho tem em vista a redução do número de opções permitidas pelas normas base e assim, garantir a interoperabilidade dos sistemas de comunicação.

Na Europa, é a organização EWOS[2] que tem a seu cargo a normalização funcional. Esta organização tem publicado vários documentos (normas funcionais e relatórios técnicos) sobre sistemas intermediários. De entre estes documentos destaca-se o *"EWOS Technical Guide 6 — Lower Layer Relays"* [Sales 90], que faz um levantamento global das principais questões relacionadas com este tipo de sistemas.

Na arquitectura TCP/IP o problema da interligação de redes foi, desde cedo, tido em conta, tendo sido criados os mecanismos destinados ao suporte e à integração de diferentes sub-redes, de forma transparente para os protocolos das camadas superiores e para o utilizador dos serviços de comunicação. Ao contrário da arquitectura OSI que, embora incluindo no modelo abstracto todas as funcionalidades necessárias, só recentemente começou a abordar, de forma concreta, as questões

---

[2] EWOS é um acrónimo de European Workshop for Open Systems.

relativas à interligação de sub-redes, toda a arquitectura TCP/IP foi orientada para a interligação de sub-redes o que constituiu, sem dúvida, uma das suas principais vantagens e uma das razões do seu enorme sucesso e divulgação. O advento de novas tecnologias de comunicação de banda larga, aliado ao aumento vertiginoso do número de redes TCP/IP interligadas [Paxson 94a] e à necessidade de suporte de novos serviços com elevados requisitos de comunicação, vieram também trazer novos desafios, neste domínio, à arquitectura TCP/IP[3].

2.1.1 Conceitos

O modelo OSI, descrito na norma internacional ISO 7489-1 [ISO 93b], atribui à camada de rede o papel preponderante na interligação de sub-redes de forma a ser garantido um serviço uniforme no conjunto das sub-redes interligadas. No entanto, nalgumas situações reais, não é necessário levar até à camada de rede o problema da interligação de sub-redes, podendo este ser resolvido nas camadas física ou de ligação lógica, resultando, em consequência, soluções menos "pesadas". Noutras situações, não é possível resolver na camada de rede o problema da interligação, tendo este de ser resolvido em camadas superiores. Segundo os princípios do modelo OSI, a comutação de informação pode ser efectuada nas camadas física, de ligação lógica, de rede (preferencialmente) e na camada de aplicação, sendo expressamente proibida nas restantes camadas[4].

A terminologia e o modelo de referência para a interligação de sub-redes são definidos na norma ISO 8648 *"Internal Organization of the Network Layer"* [ISO 88a]. Embora esta norma diga apenas respeito à interligação na camada de rede, a terminologia que define é genérica. Nela são distinguidas três tipos de entidades: *sistemas terminais*[5], *sub-redes* e *sistemas relay*[6]. A designação *sistemas intermediários* é também apresentada referindo genericamente os sistemas que se interpõem entre sistemas terminais, permitindo a comunicação entre estes. Assim, um sistema intermediário pode ser uma sub-rede, um *relay* ou combinações de sub-redes interligadas por *relays*.

---

[3] Devido ao enorme crescimento do número de redes TCP/IP interligadas tornou-se necessária a curto prazo, a substituição ou revisão de alguns dos seus protocolos [Dixon 93] (costuma dizer-se que as redes TCP/IP estão a ser vitimas do seu próprio sucesso [Layland 94]).

[4] Foi recentemente admitido pela ISO (em consequência de fortes pressões por parte de algumas organizações e grupos de utilizadores) que a comutação de informação poderia ocorrer na camada de transporte para resolver questões de ordem prática relacionadas com a interligação entre sistemas com serviços de rede ou protocolos de transporte incompatíveis.

[5] As expressões *sistema terminal, sistema intermediário* e *sub-rede* foram adoptadas para traduzir, respectivamente, as expressões anglo-saxónicas *end-system*, *intermediate system* e *subnetwok*.

[6] Optou-se pela não tradução do termo *relay* dado o seu uso generalizado e a não existência de uma tradução convincente (o termo "comutador" é demasiado limitativo e a expressão "estação de muda" não parece adequada...)

Um conjunto de equipamento interligado é designado por *sub-rede.* Uma sub-rede pode ser uma *rede local* (LAN), uma *rede metropolitana* (MAN), uma *rede de grande área* (WAN)[7], ou uma combinação de LANs, MANs e WANs interligadas entre si, isto é, *sub-rede* é uma qualquer rede real. O termo *rede* (normalmente escrito com letra maiúscula no início) é reservado para referir a rede resultante da interligação de todas as sub-redes existentes. Na terminologia da norma ISO 8648 [ISO 88a] os *sistemas terminais* são interligados em sub-redes. As sub-redes interligam-se através de *sistemas intermediários.*

Um *relay* é um sistema cuja principal função é a resolução da heterogeneidade das sub-redes a interligar, ocupando-se, entre outras, das funções de encaminhamento e de comutação da informação *(routeing & relaying functions)* entre as sub-redes. A função de *relaying* é necessária sempre que duas entidades protocolares necessitem de comunicar e não o possam fazer directamente (devido a descontinuidades nas camadas protocolares inferiores), tendo de recorrer a uma terceira entidade — a entidade *relay* — que se encarrega de comutar e encaminhar e informação entre elas.

A Figura 2.1 ilustra o funcionamento de um sistema *relay*. As entidades protocolares A e B não conseguem comunicar directamente devido a uma descontinuidade nas entidades protocolares das camadas inferiores, causada pelo facto de as entidades C e F obedecerem a protocolos diferentes. Para ser conseguida a comunicação entre A e B é necessário o recurso a um sistema *relay* que resolve a descontinuidade nas entidades das camadas inferiores e cuja entidade R desempenha funções de *relaying* da informação entre as entidades A e B.

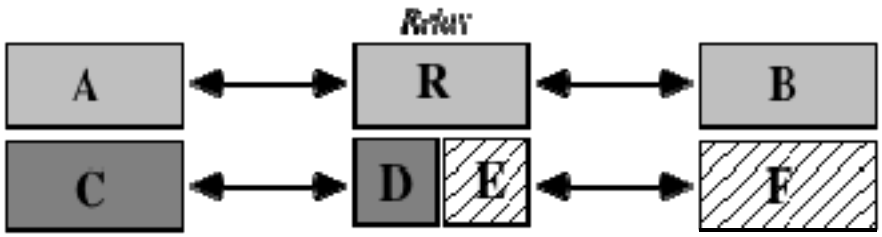

Figura 2.1 Funcionamento de um sistema *relay*.

Os sistemas reais que cumprem as funções de *relays* são classificados de acordo com a camada onde são desempenhadas as funções de comutação *(camada de intervenção)*. Assim, se a camada de intervenção for a camada física, de ligação lógica, de rede ou de aplicação, os sistemas

[7] Utiliza-se a expressão *rede de grande área* para traduzir *wide area network*. Nos acrónimos optou-se pela utilização das formas anglo-saxónicas, dado o seu uso generalizado.

são respectivamente designados por *repetidores, pontes (bridges), encaminhadores*[8] *(routers) e gateways*[9].

Os *gateways* constituem um caso particular de sistemas *relay* uma vez que não interligam sub-redes[10],; apenas possibilitam o inter-funcionamento de protocolos de aplicação em sub-redes distintas ou dentro da mesma sub-rede. Os *gateways* são normalmente utilizadas quando se pretendem interligar diferentes protocolos de aplicação. Como exemplo podem ser referidos os *gateways* FTAM / FTP — entre os protocolos de transferência de ficheiros OSI e TCP/IP — e os *gateways* entre os vários sistemas de correio electrónico.

Os *repetidores* são *relays* com funcionalidades muito simples. A sua função principal é a manutenção das características físicas dos sinais ao longo do meio de transmissão, permitindo a extensão das sub-redes para além dos limites impostos pelas características dos meios físicos. Também são usados para interligar meios físicos diferentes, fazendo, nestes casos, a necessária conversão de sinais (ex.: conversão de sinais eléctricos em sinais ópticos).

As *pontes* são utilizadas quando as divergências entre as sub-redes se limitam à camada de ligação lógica e camada física. Nestes casos, as pontes permitem a interligação das sub-redes, sendo oferecido à camada de rede um serviço de ligação lógica uniforme. São exemplos as pontes MAC — que intervêm no nível de controlo de acesso ao meio físico *(Medium Access Control)* — utilizadas para interligar sub-redes locais com protocolos MAC diferentes (ex.: *ethernet*, *token ring*, FDDI, etc.). As pontes são também usadas quando é necessário segmentar sub-redes, isolando o tráfego interno a cada segmento, ou ainda nas redes em que não existe partilha do meio físico (o meio físico é apenas usado na forma de ligação ponto-a-ponto) e a comutação da informação é feita na camada de ligação lógica (ex.:: sub-redes *ethernet* comutadas, sub-redes *frame relay*, sub-redes ATM, etc.), sendo neste caso mais comum a designação de *comutador* em vez de ponte (comutadores *ethernet*, *frame relay*, ATM, etc.).

Os *encaminhadores* intervêm na camada de rede. É nesta camada que, segundo o modelo OSI, devem ser ocultadas as diferenças entre as sub-redes de modo a ser fornecido um *serviço de rede* uniforme. Na norma ISO 8648 [ISO 88a] é definida a arquitectura interna da camada de rede e o modelo de referência para a interligação de sub-redes por *relays* que intervenham nesta camada (encaminhadores).

---

[8] Devido à sua função de comutação os encaminhadores são também, por vezes, designados por comutadores (sobretudo nas redes X.25). O termo também é usado para referir outros sistemas intermediários das camadas inferiores (ex.: comutadores *ethernet*, comutadores *frame relay* e comutadores ATM).

[9] O termo *gateway* também será usado sem tradução. Muitas vezes, na literatura, verifica-se um certo abuso do termo *gateway* que é indistintamente utilizado para referir qualquer sistema que possibilite a interligação de redes de dados (OSI ou não OSI).

[10] Não é adoptado um serviço uniforme na camada de rede (nem em nenhuma outra camada) portanto as sub-redes não são verdadeiramente interligadas pelas *gateways*.

2.1.2 O Papel da Camada de Rede

A camada de rede tem, pelas suas funções, um papel fundamental na interligação de sub-redes. Segundo o disposto no modelo OSI [Zimmermann 80, ISO 93b] são atribuições desta camada o *endereçamento* (identificação dos sistemas na rede), o *encaminhamento* (controlo dos caminhos através das sub-redes) e a *comutação* da informação (nos sistemas intermediários), isolando das camadas superiores as particularidades topológicas, tecnológicas e protocolares das camadas inferiores.

2.1.2.1 Diversidade de Serviços e Protocolos da Camada de Rede

Para conseguir acomodar diferentes tecnologias de redes e diferentes necessidades de comunicação entre computadores (velocidade, qualidade, dispersão geográfica, meio físico de comunicação, etc.) o modelo OSI admite uma grande diversidade de protocolos e cenários tecnológicos para as sub-redes (se assim não fosse nunca poderia traduzir a realidade das redes de computadores). Segundo os princípios OSI esta diversidade deve ficar contida na camadas inferiores da arquitectura, devendo a camada de rede oferecer às camadas superiores um serviço — *serviço de rede* — uniforme e independente das características das sub-redes.

Para o *serviço de rede* (NS) a ISO prevê duas alternativas funcionais antagónicas (mas eventualmente coexistentes): o *serviço de rede em modo de ligação* (CONS) e o *serviço de rede em modo de ausência de ligação* (CLNS)[11]. A definição do serviço de rede nas suas duas variantes é feita na norma ISO 8348 [ISO 93a].

Na descrição dos serviços é usado um conjunto de interacções elementares — *primitivas do serviço* — que são trocadas entre o *fornecedor do serviço* (camada de rede) e o *utilizador do serviço* (camada de transporte) num ponto abstracto da fronteira entre a camada de rede e a camada de transporte designado por *ponto de acesso ao serviço* (SAP). As primitivas são caracterizadas pela função que desempenham e pelo conjunto de parâmetros que transportam. Os parâmetros das primitivas podem conter dados, endereços, informação de diagnóstico, opções de funcionamento e parâmetros de *qualidade de serviço* (QoS) que, como o nome indica, servem para caracterizar a qualidade do *serviço de rede*.

A Tabela 2.1 resume as principais características do *serviço de rede* nas variantes CONS e CLNS. São apresentadas as primitivas de cada um dos tipos de serviço, associadas à sua função genérica e aos parâmetros que transportam. Na caracterização completa dos serviços, a descrição das primitivas é complementada com diagramas de encadeamento que definem as sequências válidas de primitivas [ISO 93a].

---

[11] Foram feitas as seguintes traduções:
network service (NS) — *serviço de rede*;
connection-mode network service (CONS) — *serviço de rede em modo de ligação*;
connectionless-mode network service (CLNS) — *serviço de rede em modo de ausência de ligação*.
Mais uma vez são traduzidas as designações e mantidos os acrónimos dada a inexistência de alternativas em português consensualmente aceites e utilizadas. Os acrónimos CO e CL são usados para caracterizar respectivamente, protocolos ou serviços em *modo de ligação* e protocolos ou serviços em *modo de ausência de ligação*.

O CLNS é directamente suportado pelo protocolo especificado na norma ISO 8473-1 [ISO 93c], normalmente designado por ISO-IP[12] ou por CLNP[13]. O CLNP é um protocolo que opera em *modo de ausência de ligação* (CL), com funcionalidades muito limitadas, responsável pelo endereçamento e encaminhamento dos pacotes de informação, não garantindo, no entanto, a sua entrega e o seu ordenamento, que deverá ficar a cargo do protocolo da camada de transporte.

Tipo	**Fase do serviço**	**Primitiva**	**Parâmetros**
CONS	Estabelecimento da ligação de rede	N-CONNECT.request N-CONNECT.indication N-CONNECT.response N-CONNECT.confirm	endereço do chamado, endereço do chamante, selecção de dados expresso, selecção de confirmações, dados do utilizador do serviço, parâmetros de QoS: débito, atraso de trânsito, protecção, prioridade
	Transferência de dados	N-DATA.request N-DATA.indication N-DATA-ACK.request N-DATA-ACK.indication N-EXP-DATA.request N-EXP-DATA.indication N-RESET.request N-RESET.indication N-RESET.response N-RESET.confirm	dados do utilizador do serviço, pedido de confirmação — — dados do utilizador do serviço razão, origem
	Quebra da ligação de rede	N-DISCONNECT.request N-DISCONNECT.indication	razão, dados do utilizador do serviço, endereço de resposta
CLNS	Transferência de dados	N-UNIDATA.request N-UNIDATA.indication	endereço do chamado, endereço do chamante, dados do utilizador do serviço, parâmetros de QoS: atraso de trânsito, protecção, custo, taxa de erros residual, prioridade

Tabela 2.1 Resumo das principais características do *serviço de rede* [ISO 93a].

---

[12] Esta designação surge por comparação com o protocolo IP (*Internet Protocol*) da arquitectura TCP/IP.

[13] *Connectionless-mode Network Protocol*.

O CLNP pode ser implantado, de acordo com o relatório técnico ISO 13532 *"Provision of the OSI Network Service"* [ISO 93d], directamente sobre o *serviço de ligação lógica* (serviço fornecido pela camada de ligação lógica) [ISO 93f] ou, com a ajuda de camadas protocolares de *convergência*, sobre uma grande variedade de sub-redes, nomeadamente, sobre sub-redes locais e metropolitanas da família IEEE 802 (*ethernet*, *token ring*, DQDB, FDDI, etc.) [ISO 94b], sobre sub-redes PSDN[14] de tecnologia X.25 [ISO 94a], sobre sub-redes ISDN [ISO 94f], sobre sub-redes *frame relay* [ISO 93h] e ainda sobre as recentes sub-redes de tecnologia ATM[15], faltando ainda, neste último caso, uma solução consensual para a resolução de alguns problemas tecnológicos [Boudec 92, ATMForum 94c, KimJaime 94, Vickers 94].

Na Figura 2.2 são ilustrados alguns dos cenários CLNS mais frequentes, sendo indicadas as normas para cada uma das camadas. No caso específico da camada de transporte é necessário o uso da Classe 4 do protocolo de transporte para ser garantida a recuperação dos erros e o ordenamento dos dados [ISO 92b]. O suporte do CLNS sobre sub-redes *frame relay* não é ilustrado por ser muito semelhante ao suporte sobre sub-redes ISDN[16].

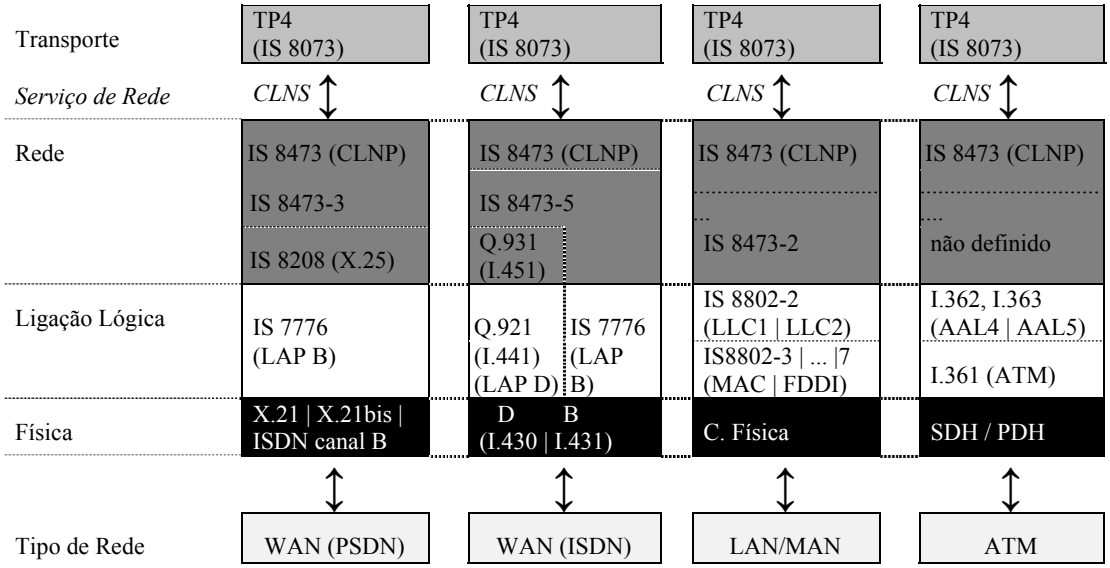

Figura 2.2 Cenários CLNS.

De acordo com o relatório técnico ISO 13532 [ISO 93d] o serviço de rede CONS é, suportado pelo protocolo X.25, especificado na norma ISO 8208 *"X.25 Packet Level Protocol for Data Terminal Equipment"* [ISO 93e] e habitualmente designado por X.25 PLP. Como as

---

[14] *Packet Switched Data Network*. Existem dois tipos de PSDNs: as PSPDN (*Packet Switched Public Data Network.*) e as PSPvtDN (*Packet Switched Private Data Network.*). São ainda correntemente usados os seguintes acrónimos da mesma "família": CSDN — *Circuit Switched Data Network*; PSTN — *Public Switched Telefone Network;* e ISDN — *Integrated Services Digital Network* (RDIS em português).

[15] *Asynchronous Transfer Mode* (Modo de Transferência Assíncrono).

[16] As sub-redes *frame relay* utilizam, na camada de ligação lógica, o protocolo descrito na recomendação Q.922 da ITU-TS, que é baseado no LAP D (I.441) desenvolvido para as redes ISDN. Na camada Física utilizam rigorosamente os mesmos protocolos da ISDN (I.430 ou I.431).

funcionalidades do X.25 PLP não têm uma correspondência directa com o serviço de rede CONS (sobretudo na versão de 1980), a norma ISO 8878 [ISO 92a] vem definir o mapeamento das primitivas do serviço CONS (e seus parâmetros) em pacotes e procedimentos do protocolo X.25 PLP. Este mapeamento desempenha o papel de *camada de convergência* entre o X.25 PLP e o CONS[17].

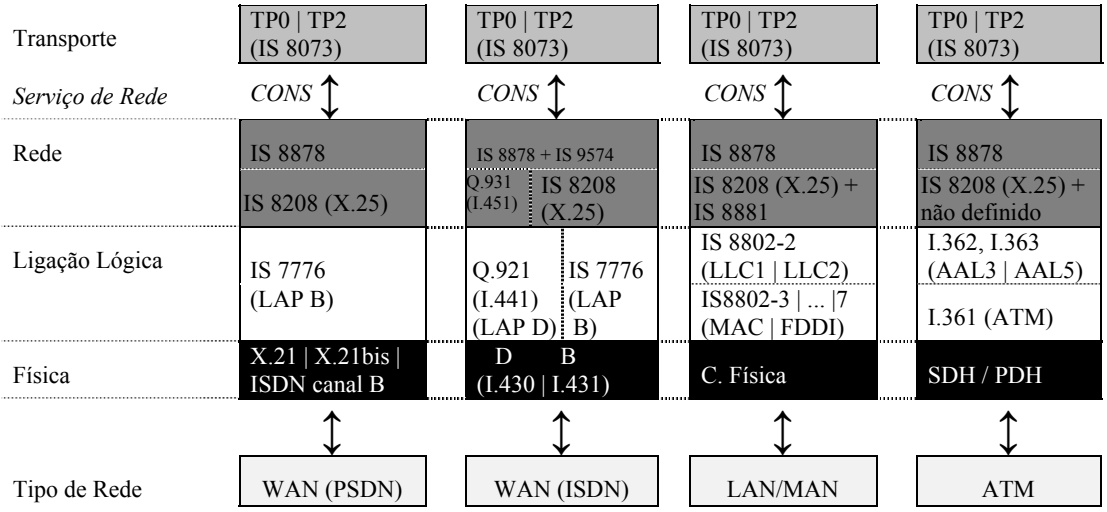

Figura 2.3 Cenários CONS.

Tal como no caso do CLNS, também o CONS pode ser implantado em sub-redes com outros protocolos, desde que sejam introduzidas as necessárias camadas protocolares de *convergência* [ISO 93d]. Na Figura 2.3 é ilustrada a implantação do CONS sobre sub-redes X.25 [ISO 92a], sobre sub-redes ISDN no canal B ou no canal D[18] [ISO 92c], sobre sub-redes locais da família IEEE 802 [ISO 89a] e sobre sub-redes ATM. Na camada de transporte são recomendadas as classes 2 ou 0 (consoante seja ou não necessário usar multiplexação na camada de transporte) já que não é necessário garantir, nesta camada, correcção e ordenamento da informação [ISO 92b]. Sobre sub-redes ATM e tal como no caso dos cenários CLNS, não estão ainda definidas as necessárias camadas de convergência, sendo no entanto, mais fácil a adaptação destas sub-redes ao CONS do que ao CLNS, dada a natureza CO das sub-redes ATM [Boudec 92, ATMForum 94c, KimJaime 94].

---

[17] A norma ISO 8878 também se ocupa das questões relacionadas com o suporte do serviço CONS pelas versões antigas do protocolo X.25 (versão de 1980).

[18] O canal D é usado quando o serviço de comutação de pacotes se encontra integrado na sub-rede ISDN (X.25 PLP, sobre LAP D, sobre canal D), caso contrário é usado o canal B (X.25 PLP, sobre LAP B, sobre canal B), servindo a sub-rede ISDN apenas como meio de acesso ao serviço de comutação de pacotes. Em qualquer dos casos o canal D é usado para sinalização (Q.931, sobre LAP D, sobre canal D).

Para ser possível a interligação de sub-redes é necessário que se verifiquem duas condições.

Primeiro tem que haver acordo quanto ao tipo de *serviço de rede* a ser fornecido sobre o conjunto das sub-redes interligadas. A interligação de redes com serviços de rede diferentes não pode ser realizada na camada de rede, sendo necessário o recurso a *relays* de transporte, que constituem uma "aberração" OSI uma vez que violam o dogma da ligação de transporte extremo-a-extremo e por isso só recentemente (e a contragosto) foram admitidos no modelo OSI [Rose 90, Ølnes 90, ISO 91a].

Resolvido o problema anterior é, em seguida, necessário implantar o serviço escolhido sobre cada um dos protocolos existentes em cada uma das sub-redes, recorrendo eventualmente ao uso de subcamadas protocolares de *convergência*.

2.1.2.2 Estrutura da Camada de Rede

A necessidade de utilização de *camadas de convergência* e a definição das funções destas camadas, levou a um refinamento do modelo OSI no que toca à camada de rede[19]. Na norma ISO 8648 [ISO 88a] é proposta uma divisão funcional da camada de rede em três subcamadas protocolares:

- O SNAcP — protocolo de acesso à sub-rede *(subnetwork access protocol)* — que lida com as particularidades inerentes ao acesso à sub-rede;
- O SNICP — protocolo de convergência independente da sub-rede (*subnetwork independent convergence protocol)* — que fornece um *serviço de rede* uniforme (CONS ou CLNS) nas sub-redes a interligar;
- O SNDCP — protocolo de convergência dependente da sub-rede (*subnetwork dependent convergence protocol)* — fazendo, caso seja necessário, a adaptação do SNAcP ao SNICP.

A divisão da camada de rede em três subcamadas é ilustrada na Figura 2.4.

Na Figura 2.5 é ilustrado o papel destas três subcamadas na interligação de sistemas terminais em sub-redes.

É claro que, numa situação real, podem não ser necessárias as funções de todas as subcamadas da camada de rede. Pode, ainda, o mesmo protocolo, ocupar subcamadas diferentes em sub-redes distintas.

---

[19] O modelo OSI deu inicialmente pouca ou nenhuma importância à noção de *interfuncionamento* o que motivou os refinamentos posteriormente introduzidos pela norma ISO 8648.

A interligação de um conjunto de sub-redes pode, segundo a norma ISO 8648 [ISO 88a], ser efectuada de três formas distintas, conforme as características das sub-redes a interligar.

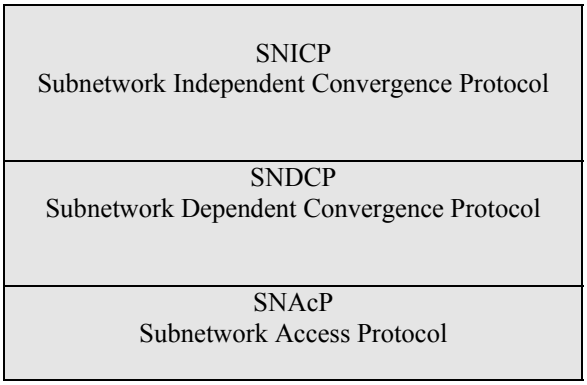

Figura 2.4 Organização interna da camada de rede [ISO 88a].

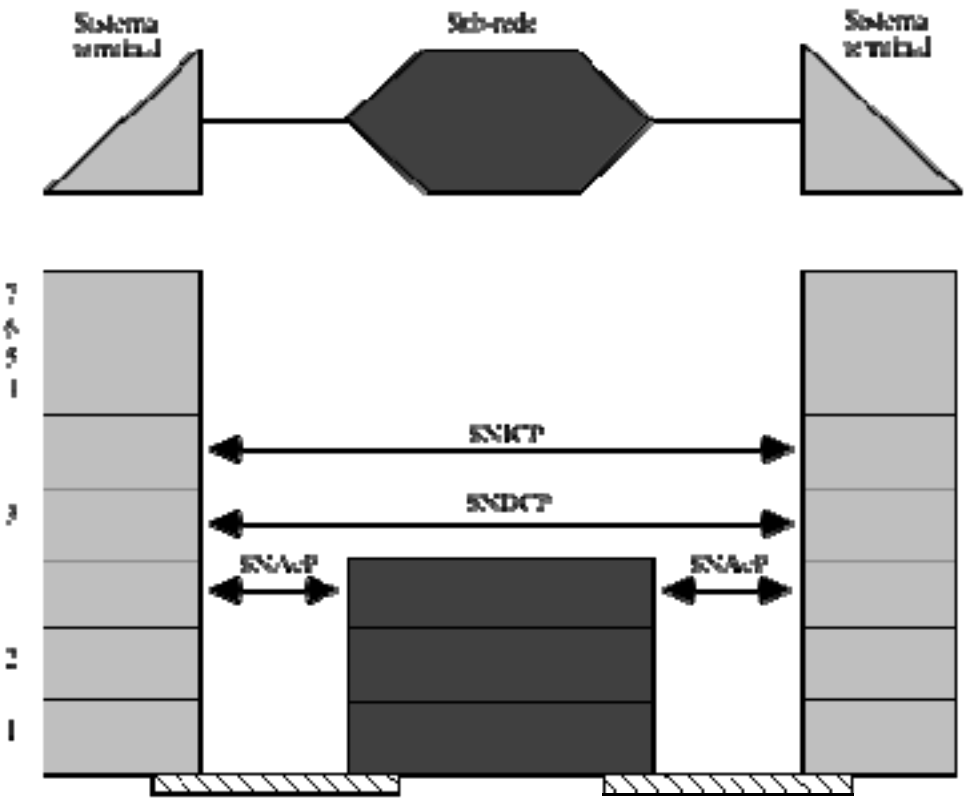

Figura 2.5 Função das subcamadas da camada de rede.

Se todas as sub-redes suportarem os elementos necessários ao serviço de rede[20] (que se pretende assegurar no conjunto das sub-redes interligadas), o sistema intermediário necessita apenas de fazer a comutação e o encaminhamento da informação entre as sub-redes. Estas funções

[20] Eventualmente através de protocolos diferentes ou por diferentes implementações do mesmo protocolo.

(comutação e encaminhamento) podem, como vai ser analisado adiante, ser feitas com base nos *elementos do serviço de rede* ou com base nas *unidades protocolares de dados* dos protocolos da sub-redes. Na Figura 2.6 é ilustrado este modo de interligação de sub-redes.

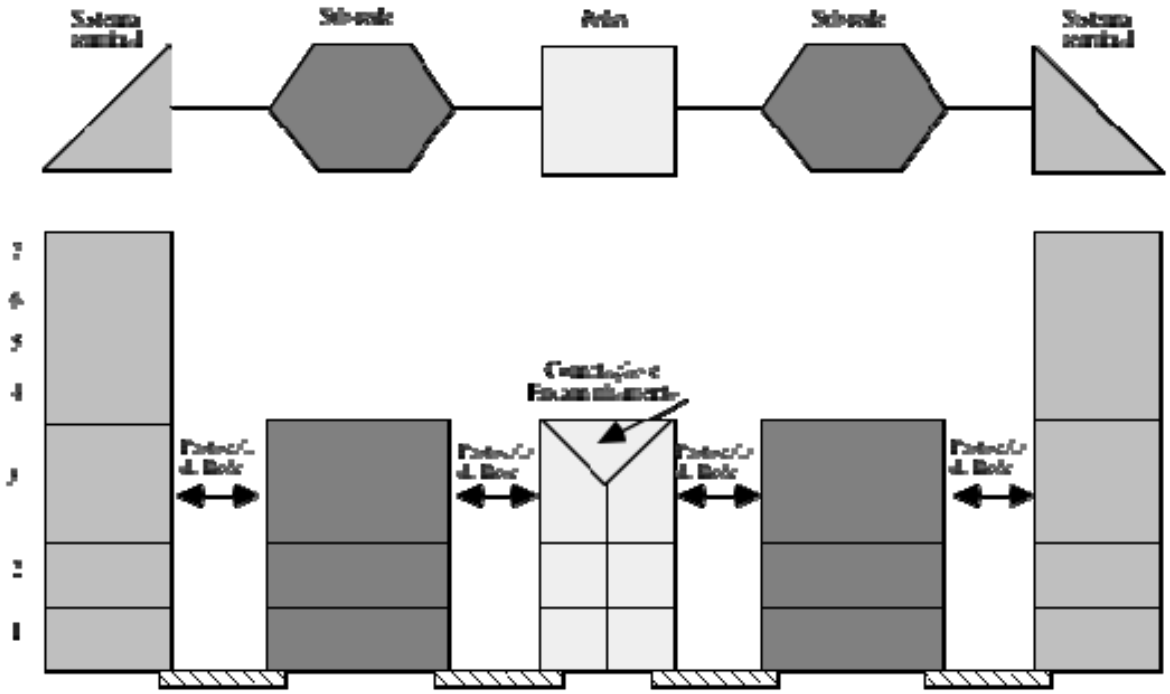

Figura 2.6 Interligação de sub-redes com todos os elementos do *serviço de rede*.

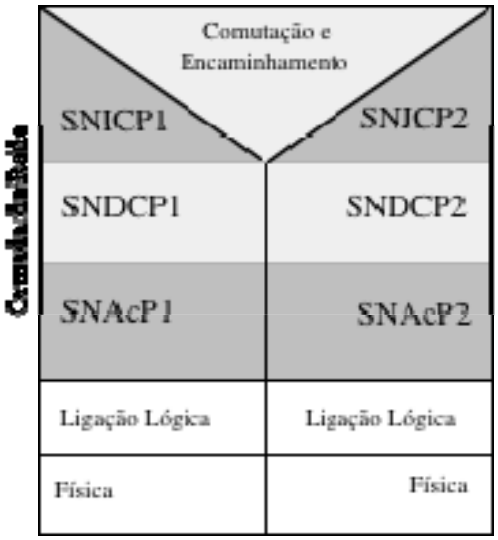

Figura 2.7 Arquitectura de um sistema intermediário [ISO 88a].

Quando nem todas as sub-redes suportam os elementos do *serviço de rede* (na versão escolhida) é necessário introduzir *camadas de convergência* (SNDCP e SNICP) de modo a que o

serviço de rede seja suportado em todas as sub-redes. Se o resultado desta harmonização for a implantação do mesmo SNICP sobre duas ou mais sub-redes interligadas, diz-se que foi usado um protocolo *inter-rede (internetworking)*[21]. Se a harmonização for feita individualmente (SNICPs diferentes) em cada sub-rede, diz-se que foi feita uma harmonização *salto-a-salto (hop-by-hop)*.

Ainda segundo a norma ISO 8648 [ISO 88a], a interligação de sub-redes harmonizadas (salto-a-salto ou com protocolo inter-rede) é realizada por sistemas intermediários com a arquitectura ilustrada na Figura 2.7. A comutação e o encaminhamento da informação são feitos com base nos SNICPs das sub-redes, que podem ser iguais (protocolo inter-rede) ou diferentes (harmonização salto-a-salto).

Na Figura 2.8 é ilustrada a interligação de sub-redes harmonizadas.

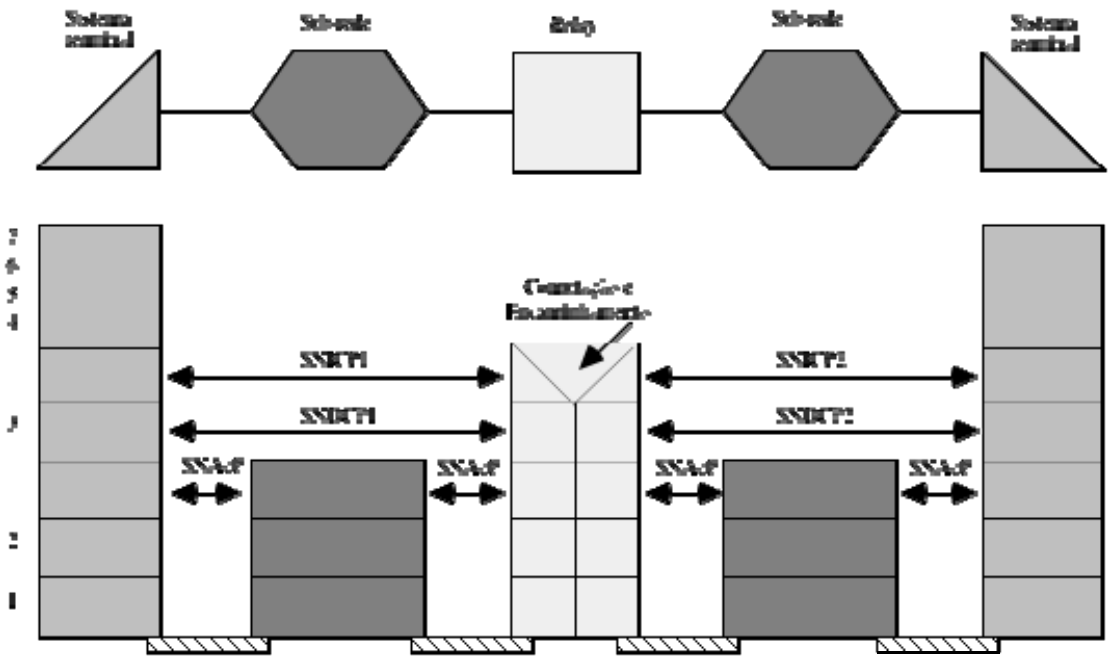

Figura 2.8 Interligação de sub-redes harmonizadas salto-a-salto (SNICP1 ≠ SNICP2) ou com protocolo inter-rede (SNICP1 = SNICP2).

Numa situação real de interligação de sub-redes não é necessário que os protocolos SNDCP e SNICP estejam presentes em todas as sub-redes. Se o SNAcP suportar directamente todos os elementos do *serviço de rede* escolhido, não são necessárias as funções do SNDCP e do SNICP.

Também existem casos em que o SNAcP pode suportar directamente o SNICP sem ser necessária a intervenção de um SNDCP, como é ilustrado na Figura 2.3. O SNDCP é particularmente necessário quando o SNAcP oferece um serviço diferente do escolhido para vi-

---

[21] Esta foi a solução adoptada na arquitectura TCP/IP, através da adopção do protocolo IP (*Internet Protocol*) para esta função.

gorar nas sub-redes interligadas (serviço CLNS sobre SNAcP-CO ou vice-versa), como é o caso da Figura 2.2, pilha protocolar da esquerda (implantação de CLNS sobre sub-redes X.25). Nestes casos, o SNDCP faz a convergência SNAcP-CO → SNICP-CL ou SNAcP-CL → SNICP-CO.

2.1.2.3 Endereçamento na Camada de Rede

As entidades protocolares intervenientes na comunicação são referidas por *nomes* (função de *nomeação*). Os nomes são designações facilmente legíveis por humanos, de modo a ser possível a fácil identificação das entidades intervenientes na comunicação. A nomeação deve ser lógica e independente do ponto em que os sistemas terminais estão fisicamente ligados às sub-redes, de modo a permitir a mobilidade dos sistemas (e dos processos) e a reconfiguração das sub-redes sem alterações nos nomes dos sistemas.

Para além dos nomes das entidades protocolares é também necessário que o sistema de comunicação possa ser identificado sem ambiguidades, para o que deverá possuir um *endereço* único no conjunto de todas as sub-redes existentes, ou seja, na *rede* (função de *endereçamento*). Para que se estabeleça comunicação entre duas entidades protocolares é ainda necessário (para além do conhecimento do nome das entidades e do endereço dos sistemas onde elas se encontram) o conhecimento do *caminho* que a informação deverá percorrer na rede (função de *encaminhamento*).

Uma entidade protocolar pode possuir vários nomes (um nome principal e vários nomes alternativos ou *aliases*, por exemplo), um sistema pode possuir vários endereços e podem existir vários caminhos disponíveis para a comunicação entre dois sistemas.

Quando uma entidade pretende comunicar com outra cujo nome conhece, começa por determinar o seu endereço através de um serviço de *directoria*. Conhecido o endereço, é necessário descobrir o caminho entre os sistemas através das funções de *encaminhamento* (*routing* ou *routeing*[22]). O caminho pode ser determinado de uma só vez, se for possível determinar na origem o endereço do sistema destinatário *(source routeing)* ou por etapas, passando por um ou mais sistemas intermediários *(hop-by-hop routeing)*. Em qualquer dos casos, quando existem vários caminhos disponíveis, as funções de encaminhamento seleccionam, com base em critérios estabelecidos (ex.: custo, distância, fiabilidade, etc.), o caminho mais conveniente.

No âmbito da ISO, as questões relativas à nomeação e endereçamento são abordadas em duas normas. A parte 3 do modelo de referência [ISO 89b] define os princípios básicos relativos à nomeação e ao endereçamento. Na norma do *serviço de rede* ISO [ISO 93a] são tratadas as

---

[22] Segundo alguns autores (e também de acordo com a terminologia OSI) o termo *routeing*, infinito do verbo *to route*, é mais correcto para descrever a função de encaminhamento que o substantivo *routing*. O termo *routing* é sobretudo utilizado nos EUA com duas variantes de pronunciação: "*ruting*" e "*rauting*" [Piscitello 93]. Segundo este autor americano, o uso do termo *routeing* no Reino Unido deve-se à necessidade de os britânicos distinguirem aquilo que se passa nas redes de computadores daquilo que se passou com o exército britânico em New Orleans em 1814 (o termo *routing* também significa "retirada desordenada de um exército").

questões relacionadas com o endereçamento na camada de rede. Em [Alves 87, Patel 90] é feita uma análise das questões relacionadas com o endereçamento e a nomeação OSI.

No contexto OSI, os nomes são atribuídos aos sistemas abertos — *system-title* — e às entidades protocolares das várias camadas — *(N)-entity-title*. As entidades protocolares da camada N acedem aos serviços da camada inferior (N-1) nos *pontos de acesso ao serviço — (N)-SAPs —* que são identificados pelos seus endereços — *(N)-SAP-address*[23].

A camada de rede desempenha um papel fundamental no contexto do endereçamento OSI. Enquanto que acima da camada de rede a comunicação é feita entre pares de entidades protocolares — *peer-entities —,* na camada de rede a comunicação envolve para além do par de entidades de rede dos sistemas terminais, as entidades de rede dos sistemas intermediários. Surgem assim as questões relativas ao encaminhamento da informação. Os endereços de acesso ao serviço de rede — *endereços de rede (N-addresses ou Network address)* — permitem a identificação lógica das terminações da rede. Têm um significado *global* e *unívoco* no universo OSI[24].

No anexo A da norma ISO 8348 [ISO 93a] é definida uma estrutura para os endereços de rede baseada em domínios hierárquicos de endereçamento. A afectação de endereços de rede aos sistemas reflecte a estrutura hierárquica dos domínios de endereçamento. Cada domínio é identificado sem ambiguidade, pelo domínio hierarquicamente superior, através de uma parte do endereço. O espaço de endereçamento que sobra e da responsabilidade do domínio, podendo este, por sua vez, distribui-lo pelos seus subdomínios.

Os endereços de rede podem ter um comprimento máximo de 20 octetos e são constituídos por duas partes: *Initial Domain Part* (IDP) e *Domain Specific Part* (DSP). Por sua vez o IDP é subdividido em duas partes: *Authority and Format Identifier* (AFI) e *Initial Domain Identifier* (IDI). Esta estrutura está ilustrada na Figura 2.9.

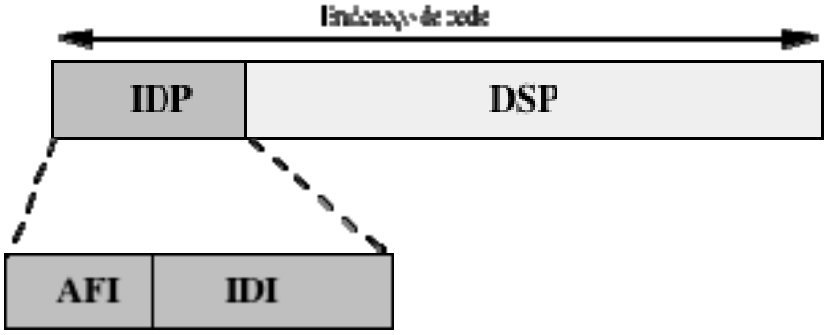

Figura 2.9 Estrutura dos endereços de rede.

---

[23] Note-se que enquanto *(N)-SAP-address* significa endereço do ponto de acesso ao serviço de uma camada genérica (camada *N*), *NSAP-address* significa endereço do ponto de acesso ao serviço da camada de rede (*Network*).

[24] A diferença entre *N-address* e *NSAP-address* é importante e motivo de algumas confusões. Os primeiros têm significado global e servem para identificar os sistemas no universo OSI. Os segundos são selectores dentro dos primeiros e permitem distinguir entre várias instâncias do serviço de rede no mesmo sistema terminal.

O *Authority and Format Identifier* (AFI) serve para especificar o formato do IDI e a autoridade responsável pela sua afectação, e para definir a sintaxe usada no DSP. Consiste de dois dígitos decimais entre 00 e 99, com o significado indicado na Tabela 2.2 e Tabela 2.3.

O *Initial Domain Identifier* (IDI) especifica o domínio dos endereços de rede de onde são afectados os valores do DSP e identifica a autoridade responsável pela afectação dentro desse domínio. O tamanho do IDI é variável e dependente do valor do AFI. Se, por exemplo, o AFI tiver o valor 36 (ver Tabela 2.2), o formato do IDI é determinado pela recomendação X.121 da ITU-T (ex-CCITT[25]) [ITU-T 93a], será constituído por até 14 dígitos que identificarão uma autoridade responsável pela afectação do DSP.

Valores	Afectação
00-09	Reservados — não serão afectados
10-35	Reservados para futura afectação conjunta pela ISO/IEC e ITU-T
36-51	Afectados de acordo com Tabela 2.3
52-59	Reservados para futura afectação conjunta pela ISO e ITU-T
60-69	Reservados para futura afectação pela ISO/IEC
70-79	Reservados para futura afectação pelo ITU-T
80-99	Reservados para futura afectação conjunta pela ISO e ITU-T

Tabela 2.2 Afectação do AFI [ISO 93a].

A semântica do *Domain Specific Part* (DSP) é determinada pela autoridade identificada pelo IDI.

A organização RARE[26] elaborou duas recomendações sobre a codificação e afectação de endereços de rede [RARE 90a, RARE 90b].

Na primeira destas recomendações [RARE 90a] é adoptada codificação ISO-DCC para os endereços de rede. Neste esquema, o AFI toma o valor 38 ou 39, consoante a sintaxe do DSP seja decimal ou binária (a sintaxe decimal é recomendada). O IDI é constituído pelo código de país, de três dígitos decimais, definido na norma ISO 3166 [ISO 91b] (268 para Portugal). O DSP têm, neste esquema, um comprimento de até 35 dígitos decimais ou 17 octetos binários e é atribuído

---

[25] Devido a uma reformulação na International Telecommunications Union (ITU) o International Telegraph and Telephone Consultative Committee (CCITT , órgão da ITU) cessou a sua existência em 28 de Fevereiro de 1993, sendo as suas funções assumidas pelo Telecommunication Standardization Sector da ITU (ITU-T), criado em 1 de Março de 1993. Em consequência desta reformulação as novas versões das recomendações do CCITT passaram a ser designadas por recomendações ITU-T.

[26] Réseaux Associés pour la Recherche Européenne. É uma organização que visa a harmonização dos esforços relacionados com as redes de computadores de investigação europeias. Está em curso a sua fusão com o EARN — European Academic and Research Network — numa nova organização com o nome de TERENA — Trans-European Research and Education Networking Association.

pelas organizações nacionais de normalização membros da ISO[27] ou por qualquer outra organização autorizada para o efeito. Para as organizações multinacionais é usado o formato ISO 6523-ICD[28].

A segunda recomendação [RARE 90b] diz respeito à estrutura do DSP. É destinada às organizações nacionais responsáveis pela atribuição dos endereços de rede e contém um conjunto de recomendações para a codificação do DSP. É proposta a subdivisão do DSP em níveis hierárquicos, de acordo com a seguinte estrutura:

DSP: $y...y\ z_1...z_1\ .....\ z_n...z_n$ (máximo de 35 dígitos BDC ou 17 octetos binários)

em que:

y...y: Identifica uma organização dentro do país.
Atribuídos pela organização responsável pelos endereços de rede[29].

$z_i...z_i$: Identifica domínios dentro da organização *y...y*. Atribuídos pelo domínio hierarquicamente superior[30].

sintaxe DSP → / formato IDI ↓	Decimal	Binária	ASCII	Alfabetos nacionais
X.121	36, 52	37, 53	—	—
ISO DCC	38	39	—	—
F.69	40, 54	41, 55	—	—
E.163	42, 56	43, 57	—	—
E.164	44, 58	45, 59	—	—
ISO 6523-ICD	46	47	—	—
Local	48	49	50	51

Tabela 2.3 Valores do AFI [ISO 93a].

A organização EWOS elaborou também um documento-guia para o endereçamento nas camadas inferiores do modelo OSI *"EWOS Technical Guide — OSI Layers 1 to 4 Addressing"*

---

27 Instituto Português da Qualidade em Portugal

28 Este formato é muito semelhante ao ISO-DCC. O IDI é constituído por quatro dígitos decimais, atribuídos pela ISO às organizações multinacionais (ex.: CERN). O DSP é composto por 34 dígitos ou por 13 octetos atribuídos pela organização identificada no IDI.

29 As grandes organizações terão identificadores curtos (*y..y*), sobrando assim mais espaço ($z_1...z_1....z_n...z_n$) para atribuição dentro da organização. As organizações pequenas terão identificadores mais longos.

30 Os $z_1...z_1.....z_n...z_n$ servem para reflectir a estrutura hierárquica das organizações (ex.: divisões, departamentos, secções, etc.).

[EWOS 90]. No que diz respeito à camada de rede (o documento também trata do endereçamento noutras camadas) as recomendações deste documento são bastante semelhantes (embora mais detalhadas) às recomendações do RARE.

Na comunidade *Internet* as questões relativas ao endereçamento no contexto OSI passaram a ser alvo de alguma atenção pelo facto de o CLNP ter sido proposto como uma das alternativas para a substituição do IP. A RFC 1629 [Colella 94] (que está em vias de se tornar uma norma *Internet*) faz o levantamento das normas OSI de endereçamento e encaminhamento e contem algumas recomendações e regras de uso dos endereços de rede OSI na rede *Internet*.

Para além dos endereços de rede, as entidades da camada de rede têm que conhecer também a *localização física* das entidades de rede com as quais querem trocar informação ou, caso não a conheçam, a localização das entidades de rede dos sistemas intermediários que lhes dão acesso. Estas localizações são designadas por SNPAs *(Subnetwork Point of Attachment)*[31].

A correspondência entre endereços de rede e SNPAs é garantida por um *serviço de directoria* (normalmente implementado na forma de tabela de encaminhamento) existente na camada de rede. Nos sistemas terminais, as directorias da camada de rede são relativamente simples pois têm apenas de conter os SNPAs dos sistemas que pertencem à mesma sub-rede e os SNPAs dos sistemas intermediários de acesso às outras sub-redes. Já nos sistemas intermediários, os serviços de directoria podem tornar-se bastante complexos, pois têm que conter os SNPAs das sub-redes interligadas e dos sistemas intermediários de acesso às outras sub-redes.

Os serviços de directoria também devem poder tratar a existência de percursos alternativos (mais do que um SNPA para o mesmo endereço de rede), quando estes existirem. Nestes casos a decisão sobre o percurso a adoptar cabe às funções de *encaminhamento*, com base nas informações fornecidas pelos serviços de directoria.

2.1.2.4 Encaminhamento na Camada de Rede

O objectivo principal da arquitectura OSI é permitir, de uma forma aberta, a comunicação entre as aplicações localizadas nos sistemas terminais. Para que tal seja possível é necessário que o percurso entre os sistemas seja determinado. Esta tarefa é da responsabilidade das funções de *encaminhamento*.

A determinação dos percursos (ou caminhos) entre sistemas pode tornar-se um problema bastante complexo quando a comunicação envolve várias sub-redes de diferentes características (eventualmente até de diferentes organizações) interligadas por múltiplos sistemas intermediários.

Enquanto as funções de comutação se ocupam da interpretação, manipulação e, eventualmente, da transformação de PDUs *(Protocol Data Units)* nos sistemas intermediários, as funções de encaminhamento ocupam-se da selecção e manutenção dos percursos para as PDUs

---

[31] Um SNPA pode, por exemplo, ser o endereço *Ethernet* no caso de o sistema se encontrar ligado a uma rede deste tipo. Nas PSDNs X.25 o SNPA é o endereço de DTE ou de DCE (endereço X.121) [ITU-T 93a].

entre os sistemas terminais. As funções de encaminhamento são, portanto, complementares das funções de comutação.

Embora não seja possível dissociar o encaminhamento da nomeação e do endereçamento, do ponto de vista da importância nos sistemas intermediários as questões de encaminhamento são, sem dúvida, as mais relevantes em termos de desempenho.

As funções de encaminhamento estão normalmente localizadas na camada de rede[32]. Existem, no entanto, por razões de eficiência, algumas excepções como nos casos das redes locais interligadas por pontes (encaminhamento na camada de ligação lógica) e nos sistemas de correio electrónico [ISO 93j], nos quais o encaminhamento é feito na camada de aplicação.

No relatório técnico 9575 da ISO *"OSI Routeing Framework"* [ISO 90c], é apresentado o enquadramento para as questões de encaminhamento relativas à camada de rede. Neste documento são identificados quatro aspectos distintos do encaminhamento: base de informação de encaminhamento; recolha de informação de encaminhamento; distribuição de informação de encaminhamento; e cálculo e manutenção dos caminhos. Estes quatro aspectos estão representados na Figura 2.10.

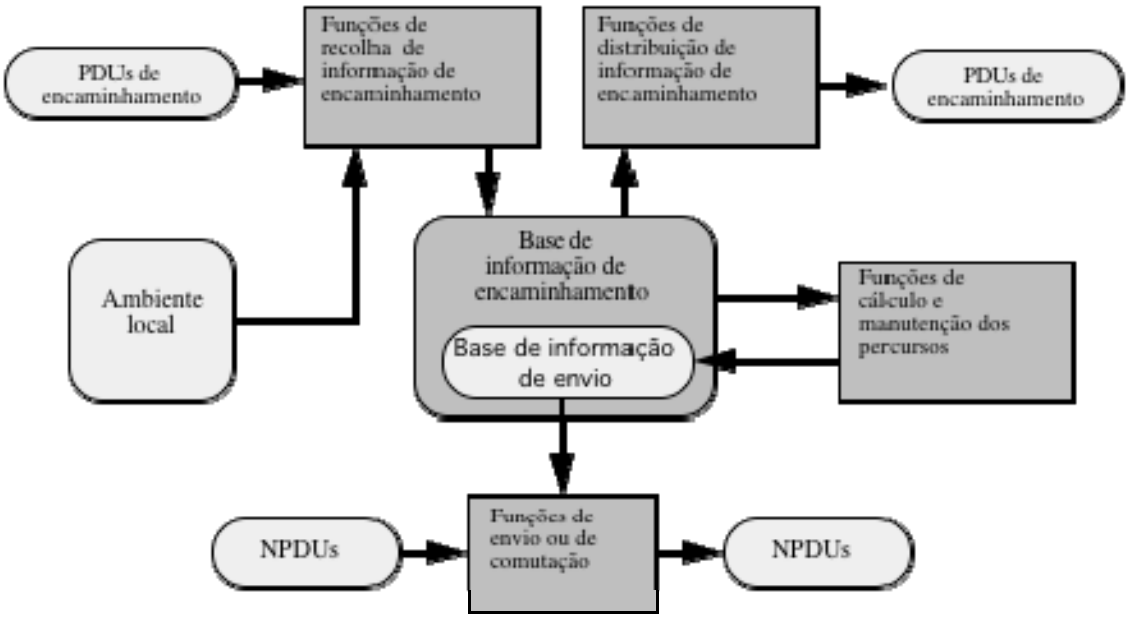

Figura 2.10 Decomposição das funções de encaminhamento [ISO 90c].

A *base de informação de encaminhamento* contém a informação necessária ao cálculo dos caminhos. Esta informação pode incluir:

---

[32] Por esta razão os *relays* que intervêm na camada de rede são também designados por encaminhadores (*routers*).

- Tabelas de encaminhamento contendo os endereços de rede dos interlocutores e, para cada endereço de rede, a indicação do SNPA do próximo sistema (ou dos próximos no caso de existirem caminhos alternativos) no percurso que leva a esse endereço de rede;

- Listas dos endereços de rede e SNPAs dos sistemas vizinhos (intermediários ou terminais). Estas listas permitem determinar a *topologia local;*

- Indicações da *qualidade de serviço* (QoS) associada a cada percurso;

- Mapas de parte ou da totalidade das sub-redes interligadas. Estes mapas podem ser utilizados na determinação dos caminhos mais favoráveis.

As funções de *recolha de informação de encaminhamento* têm como missão a construção e manutenção da base de informação de encaminhamento. A informação é recolhida a partir do *sistema local* ou a partir dos *sistemas remotos* (terminais e intermediários), através de *protocolos de encaminhamento*. A informação local pode ser recolhida de várias fontes: gestão do sistema, directorias locais, entidades protocolares, etc.

A informação contida na base de informação de encaminhamento dos sistemas é disponibilizada aos outros sistemas, na totalidade ou em parte, através das funções de *distribuição de informação de encaminhamento* que executam, para o efeito, *protocolos de encaminhamento.* A informação também pode ser distribuída através da gestão do sistema que a solicita à *distribuição de informação de encaminhamento* e a envia à gestão dos outros sistemas.

As funções de *cálculo e manutenção dos percursos* determinam os caminhos entre os endereços de rede dos sistemas terminais, a partir da informação contida na base de informação e da *qualidade de serviço* (QoS) desejada para a comunicação. Esta decisão é depois comunicada às funções de envio ou, no caso dos sistemas intermediários, às funções de comutação.

No relatório técnico 9575 da ISO [ISO 90c] são ainda identificados alguns dos ambientes com necessidades específicas de encaminhamento. São particularmente focados os seguintes casos:

- Interligação de redes locais (LANs) via redes de grande área (WANs): como aspectos importantes é referida a disparidade de largura de banda entre os dois tipos de sub-redes e a possibilidade do envolvimento de várias organizações;

- Interligação de redes públicas com redes privadas: as funções de encaminhamento deverão garantir a privacidade das organizações isolando o tráfego interno e, simultaneamente, garantir um bom escoamento do tráfego entre as duas sub-redes;

- Redes industriais e das instituições de investigação: pelas topologias complexas que, tipicamente, surgem nestes ambientes;

- Interligação de redes de fabricantes diversos: pela heterogeneidade dos equipamentos.

A partir da identificação das situações complexas, com necessidades específicas de encaminhamento, são definidos os objectivos genéricos destas funções. Assim, segundo o relatório técnico 9575 da ISO [ISO 90c] as funções de encaminhamento devem:

- Poder acomodar e operar com eficiência e de forma independente das características tecnológicas dos vários tipos de sub-redes;
- Ser simples nos sistemas terminais para reduzir o *overhead*. Esta simplicidade pode ser compensada por complexidade adicional nos sistemas intermediários que são em menor número e dedicados à comutação da informação;
- Ter em conta que, para dois sistemas comunicarem, pode haver necessidade de atravessar várias organizações, que poderão não usar o mesmo esquema de endereçamento;
- Poder admitir que os sistemas possuam múltiplas ligações a múltiplas sub-redes ou múltiplas ligações à mesma sub-rede e, quando tal acontecer, distribuir o tráfego por todas as ligações;
- Ser robusto, eficiente e justo para os utilizadores;
- Ter um impacto limitado nos protocolos da camada de rede existentes e dever acomodar os dois tipos de *serviço de rede* (CONS e CLNS);
- Considerar os aspectos económicos da comunicação;
- Ser tolerante a falhas no meio físico de comunicação e nas camadas protocolares, e suportar diagnósticos.

As necessidades funcionais de encaminhamento divergem consoante o tipo de sistemas, terminais ou intermediários, que envolvem. Sem considerar a situação mais simples, com necessidades triviais, que consiste no encaminhamento entre sistemas terminais na mesma sub-rede, existem dois tipos de situações básicas (categorias de encaminhamento, na designação do relatório técnico 9575): encaminhamento entre sistemas terminais e sistemas intermediários *(ES-IS routeing)* e encaminhamento entre sistemas intermediários *(IS-IS routeing)*. Nesta última categoria podem ainda ser consideradas duas variantes:

- Encaminhamento entre sistemas intermediários dentro do mesmo *domínio administrativo,* controlados pela mesma autoridade administrativa *(intra-administrative domain routeing);*
- Encaminhamento entre sistemas intermediários pertencentes a domínios administrativos diferentes, controlados por autoridades administrativas diferentes *(inter-administrative domain routeing).*

Os *domínios administrativos* podem compreender um ou mais *domínios de encaminhamento.* Um domínio de encaminhamento é definido como um conjunto de sistemas terminais e de sistemas intermediários, pertencentes ao mesmo domínio administrativo, que utilizam as mesmas regras na partilha da informação de encaminhamento.

Dentro de cada categoria, a informação de encaminhamento é disseminada entre os sistemas por *protocolos de encaminhamento.* No relatório técnico 9575, a ISO admite a necessidade de três tipos de protocolos de encaminhamento:

- Protocolos de encaminhamento entre sistemas terminais e sistemas intermediários *(ES-IS routeing protocols);*
- Protocolos de encaminhamento entre sistemas intermediários pertencentes ao mesmo domínio de encaminhamento *(Intra-domain IS-IS routeing protocols);*
- Protocolos de encaminhamento entre sistemas intermediários pertencentes a diferentes domínios de encaminhamento *(Inter-domain IS-IS routeing protocols);*

A Figura 2.11 ilustra as três categorias e protocolos de encaminhamento propostos no relatório técnico 9575 da ISO [ISO 90c].

Como a natureza das necessidades de encaminhamento pode variar muito no universo OSI os *procedimentos de encaminhamento,* que integram os protocolos de encaminhamento, devem reflectir esta diversidade de necessidades, no cumprimento dos objectivos anteriormente identificados. No relatório técnico 9575 da ISO os procedimentos de encaminhamento são classificados segundo dois aspectos. O primeiro tem a ver com forma como são calculados os percursos. O segundo com a distribuição das responsabilidades de encaminhamento.

Assim, quanto à forma como são calculados os percursos, são admitidas três métodos alternativos:

- *Encaminhamento estático:* no qual toda a informação de encaminhamento é previamente tratada *off-line* e introduzida na base de informação de encaminhamento pela gestão do sistema. Quando existirem alternativas de percurso é, previamente, escolhida a melhor e apenas esse percurso será introduzido na base de informação;
- *Encaminhamento quasi-estático:* muito semelhante ao anterior. A principal diferença reside no tratamento dos percursos alternativos. Nesta classe de procedimentos é admitida a existência, na base de informação, de percursos alternativos;
- *Encaminhamento adaptativo:* no qual a informação de encaminhamento é continuamente trocada entre os sistemas pelos protocolos de encaminhamento. Nesta classe os sistemas podem reagir e adaptar-se dinamicamente a alterações na topologia e na qualidade dos percursos.

Quanto à distribuição das responsabilidades de encaminhamento são admitidos dois métodos alternativos:

- *Encaminhamento centralizado:* neste modo de encaminhamento as decisões, dentro de um domínio, são tomadas por um único sistema (geralmente dedicado a esta tarefa);
- *Encaminhamento distribuído:* no qual todos os sistemas podem tomar decisões sobre o encaminhamento. A este modo está, normalmente, associado o cálculo adaptativo dos percursos;

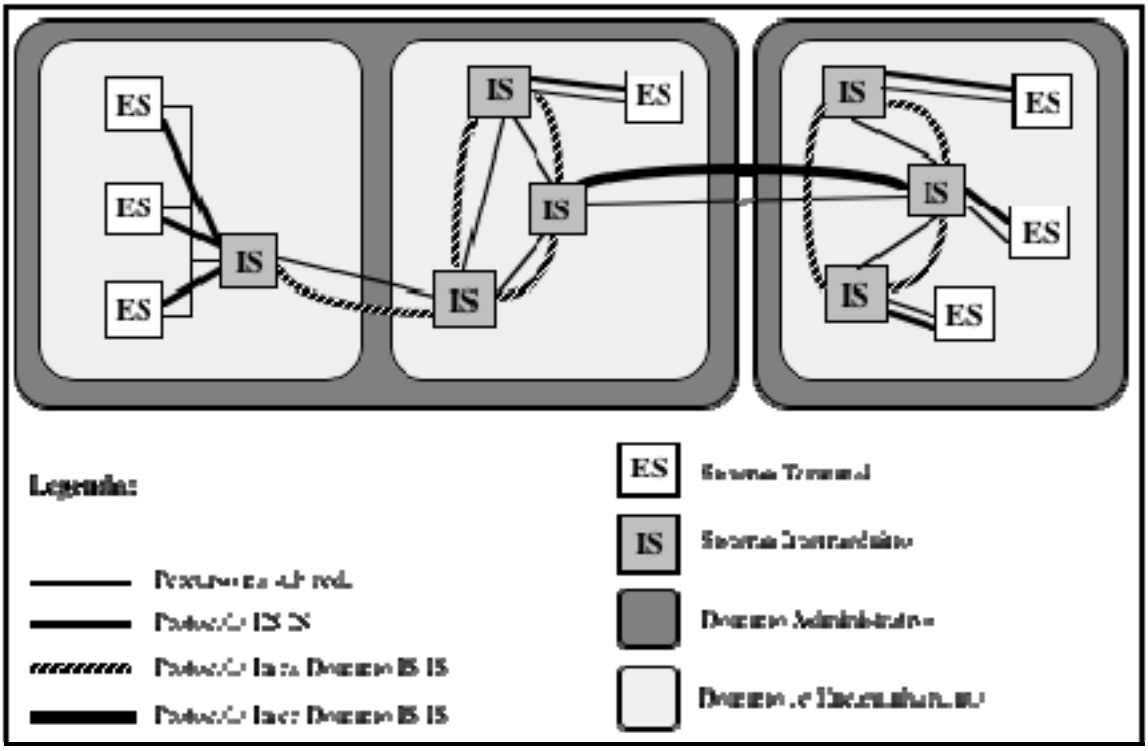

Figura 2.11 Protocolos de encaminhamento [ISO 90c].

Os protocolos desenvolvidos (e em desenvolvimento) pela ISO para o encaminhamento ES-IS e IS-IS, usam encaminhamento *distribuído adaptativo*. No caso dos protocolos IS-IS são identificadas duas variantes:

- *Distance vector routeing:* também designado por *encaminhamento incremental*. Nesta variante os caminhos são calculados partindo unicamente do conhecimento da informação de encaminhamento dos sistemas vizinhos. Com base nesta informação é determinado o melhor "salto" entre um sistema e os seus vizinhos, no caminho entre os sistemas terminais;
- *Link state routeing:* nesta variante a informação de encaminhamento é disseminada por todos os sistemas, dentro do mesmo domínio de encaminhamento. Com base nesta

informação, cada sistema fica apto a elaborar mapas e a decidir sozinho sobre o melhor percurso dentro do domínio.

Em [Bar-Noy 90] é feita uma comparação da eficiência do *distance vector routeing* com *link state routeing* em topologias dispersas e com elevado número de sistemas. É proposto um compromisso entre as duas técnicas. A técnica apresentada baseia-se no *link state routeing* mas reduz a quantidade de informação a disseminar pelos sistemas, limitando o número de percursos entre sistemas distantes. Os percursos admitidos entre sistemas distantes são designados por *super-paths.*

A Tabela 2.4 resume as principais características dos métodos de encaminhamento identificados.

Método	Recolha	Distribuição	Cálculo	Adaptabilidade
Estático	Através da gestão do sistema	Através da gestão do sistema	Efectuado previamente *off-line*	Sem adaptabilidade
***Quasi*-Estático**	Através da gestão do sistema	Através da gestão do sistema	Efectuado em tempo real	Adaptabilidade limitada
Centralizado	Os sistemas comunicam a informação de encaminhamento a um único sistema central	O sistema central envia a indicação dos percursos aos outros sistemas	Efectuado em tempo real pelo sistema central	O sistema central adapta os percursos às alterações que lhe são comunicadas
Distribuído *Distance vector*	Os sistemas recebem informação de encaminhamento dos seu vizinhos	Os sistemas comunicam informação de encaminhamento aos seu vizinhos	Efectuado em tempo real por cada sistema, com base no conhecimento da topologia local	Os sistemas adaptam os percursos às alterações que ocorrem na vizinhança
Link State	Os sistemas recebem informação de encaminhamento de todos os sistemas do mesmo domínio	Os sistemas distribuem informação de encaminhamento a todos os sistemas do mesmo domínio	Efectuado em tempo real por cada sistema, com base no conhecimento da topologia do domínio	Os sistemas adaptam os percursos às alterações que ocorrem em todo o domínio

Tabela 2.4 Principais características dos métodos de encaminhamento [ISO 90c].

Com base no enquadramento e nas categorias definidos no relatório técnico ISO 9575, para as questões relativas ao encaminhamento, a ISO desenvolveu (e tem em desenvolvimento) protocolos de encaminhamento. Os protocolos desenvolvidos e em desenvolvimento, são específicos do tipo de protocolo, *modo de ligação* (norma ISO 8878 [ISO 92a]) ou *modo de ausência de ligação* (norma ISO 8473 [ISO 93c]), que desempenha o papel de SNICP na camada de rede. A Tabela 2.5 identifica os protocolos de encaminhamento propostos pela ISO.

Como pode ser observado da Tabela 2.5, existe ainda algum trabalho por desenvolver em torno dos protocolos de encaminhamento IS-IS e IS-IS *Inter-domain*, sobretudo para o caso dos protocolos CO.

Categorias → / Tipo de Protocolo da camada de rede ↓	**ES-IS routeing protocol**	**IS-IS Intra-domain routeing protocol**	**IS-IS Inter-domain routeing protocol**
Protocolo CL	ISO 9542	ISO 10589	ISO 10747 (Draft)
Protocolo CO	ISO 10030 (Draft)	Em fase inicial de desenvolvimento	Em fase inicial de desenvolvimento

Tabela 2.5 Protocolos de encaminhamento propostos pela ISO.

O protocolo de encaminhamento ES-IS para uso em ambientes CL (em conjunto com o protocolo ISO-IP [ISO 93c]) é definido na norma ISO 9542 [ISO 88b]. São definidas as diversas topologias suportadas (ponto-a-ponto, multiponto e difusão) e o funcionamento do protocolo para divulgação e recolha da informação de encaminhamento nos sistemas terminais e nos sistemas intermediários pertencentes à mesma sub-rede. O GOSIP[33] dos EUA torna obrigatório o uso deste protocolo nos sistemas terminais [Nitzan 90].

Na norma ISO 10030 [ISO 90d] (ainda em versão *draft*) é definido o protocolo de encaminhamento ES-IS para operação em ambientes CONS, com o protocolo X.25 PLP. Os objectivos do protocolo são semelhante aos do protocolo definido para ambientes CL — garantir aos sistemas terminais o acesso a informação de encaminhamento, de forma a ser-lhes possível a escolha do caminho mais adequado às ligações que efectuarem. A operação do protocolo é suportada por uma entidade de resolução de endereços na sub-rede — *Subnetwork Address Resolution Entity* (SNARE) —, que colecciona e distribui a informação de encaminhamento. O SNARE pode ser implantado num IS ou num ES, sendo necessário que, pelo menos o endereço SNPA de um SNARE, seja *a priori* conhecido de todos os sistemas de uma sub-rede (ES ou IS)[34]. Em [Husemann 92, Kia 92 e Mannine 92] são discutidas algumas questões relativas a implementação de SNAREs.

O protocolo para troca de informação de encaminhamento entre sistemas intermediários, dentro do mesmo domínio administrativo, para ser usado em conjunto com o CLNP (ISO 8473), é definido na norma ISO 10589 [ISO 92d]. Este protocolo é, normalmente, apenas designado por *IS-IS*. A norma ISO 10589 permite a subdivisão de um domínio administrativo em vários domínios ou *áreas* de encaminhamento (ver Figura 2.11) de modo a minimizar a quantidade de informação de encaminhamento em circulação. São definidos também dois níveis de encaminhamento: o *nível 1*

---

[33] GOSIP (*Government OSI Procurement*) é um conjunto de especificações que os sistemas comprados por instituições oficiais dos E.U.A. devem respeitar. Também existe um GOSIP no Reino Unido.

[34] As sub-redes CONS não permitem normalmente difusão (*broadcast*) e por isso não existe maneira de dar a conhecer o SNPA do SNARE aos sistemas na sub-rede de forma automática e eficiente.

relativo à troca de informação dentro da mesma área; e o *nível 2* relativo à troca de informação de encaminhamento entre áreas diferentes. Na norma são descritas as variantes do protocolo para os dois níveis de encaminhamento referidos. A decisão entre caminhos alternativos é tomada recorrendo à técnica SPF *(shortest path first)*. Este protocolo é também usado na DECnet Phase V [Heagerty 90].

O *draft* de norma ISO 10747 define um protocolo de encaminhamento IS-IS *Inter-domain*, para uso em ambientes CL [ISO 93k]. Este protocolo é normalmente designado pelo acrónimo *IDRP (Inter-domain routeing protocol)*. Trata-se de um protocolo baseado numa variante do conceito *distance vector,* designada por *path vector* (semelhante à solução proposta em [Bar-Noy 90]. O IDRP define um caminho como um par *{destino, caminho}* em que o *destino* é um conjunto de prefixos de endereços de rede e *caminho* é um conjunto de atributos associados ao caminho. A informação de encaminhamento é trocada entre os sistemas intermediários situados na fronteira administrativa entre as organizações e é depois distribuída internamente a cada domínio através dos protocolos IS-IS *Intra-domain* e IS-ES. Em [Breslau 90] é apresentada uma proposta para um protocolo de encaminhamento inter-domínio administrativo. Este protocolo é baseado na técnica *link state,* complementada com informações respeitantes à política de encaminhamento fornecidas pela gestão do sistema.

Os trabalhos relativos aos protocolos de encaminhamento IS-IS *Intra* e *Inter-domain* para redes CO estão relativamente atrasados, não existindo ainda nenhuma norma (nem sequer em forma de *draft*) para estes protocolos. Em [Kia 92] é apresentado um estudo bastante completo sobre as várias alternativas para estes protocolos, sendo recomendada a extensão do conceito SNARE apresentado na norma ISO 10030 [ISO 90d], ao encaminhamento IS-IS *Intra-domain.* Para o encaminhamento IS-IS *Inter-domain* é recomendada a utilização de um protocolo compatível com o IDRP definido na norma ISO10747 [ISO 93k] (eventualmente o próprio IDRP com modificações para suporte de ambientes CO). Esta recomendação vai de encontro aos princípios definidos no relatório técnico ISO 9575 segundo os quais o protocolo de encaminhamento deve acomodar os dois tipos de *serviço de rede* (CONS e CLNS).

Paralelamente a ISO, também a organização EWOS tem vindo a desenvolver alguma actividade em torno do problema do encaminhamento, tendo elaborado um documento bastante completo sobre o tema [Cornet 91]. Este documento tem um âmbito mais abrangente que o relatório técnico ISO 9575 pois, para além de discutir o enquadramento apresentado neste relatório, aborda ainda, os protocolos de encaminhamento em desenvolvimento na ISO (Tabela 2.5) e, as questões relativas ao encaminhamento nas camadas de ligação lógica, transporte e de aplicação.

A comunidade TCP/IP começa também a olhar com bastante interesse para as actividades da OSI em torno dos protocolos de encaminhamento, sendo até talvez mais correcto dizer-se que as duas comunidades se influenciaram mutuamente. A arquitectura de enquadramento *(framework)* definida no relatório ISO 9575 foi implicitamente adoptada nesta comunidade [Piscitello 93] e o protocolo IS-IS definido na norma ISO 10589 foi adaptado ao protocolo IP, podendo funcionar simultaneamente com os dois protocolos [Callon 90]. Têm também sido feitos estudos sobre o encaminhamento OSI na perspectiva do uso do CLNP na *Internet*, materializados na RFC 1629

[Colella 94] e motivados pelo crescente interesse desta comunidade no CLNP como um dos candidatos a sucessor do IP (ver discussão na Subsecção seguinte).

2.1.3 CONS *versus* CLNS

A existência de dois tipos diversos de *serviço de rede* constitui um grave entrave à interoperabilidade dos sistemas de comunicação baseados em protocolos OSI. Marshall Rose faz uma caracterização perfeita da situação numa das suas célebres *"soap boxes"*[35]:

> *"Put in simplest terms: the CONS and CLNS camps fought a battle and the loser was OSI"*
> — M. T. Rose, *The Open Book*, pp. 44.

No respeito ortodoxo pelos princípios da arquitectura OSI [ISO 88a, ISO 93b] a interligação de sistemas de comunicação só é possível se existir concordância quanto ao *serviço de rede*. Para a interligação de sistemas com serviços de rede diferentes é necessária a utilização de sistemas intermediários da camada de transporte (*relays de transporte)*. O uso destes sistemas implica a introdução de descontinuidades (saltos) na ligação de transporte, quebrando o "dogma" OSI da ligação de transporte *extremo-a-extremo*, constituindo por isso, uma solução heterodoxa, com limitações de funcionalidade [Ølnes 90, Rose 90] e só à posteriori admitida no modelo OSI [ISO 91a]. Pelo facto de ser necessária a concatenação entre os serviços CONS e CLNS, a utilização de *relays* de transporte, não permite assegurar às aplicações um serviço extremo-a-extremo com características estáveis. Adicionalmente foram ainda identificados alguns problemas de eficiência, de fiabilidade e de segurança associados à operação dos *relays* de transporte [Ølnes 90] que comprometem a generalização de uma solução baseada nestes dispositivos, ficando o seu uso reservado para a resolução de problemas pontuais.

Se, à primeira vista, o rumo dos acontecimentos parece apontar para a generalização de um serviço de rede baseado no paradigma do *best effort* ou da *ausência de reserva* (CLNS/CLNP, IP e sucessores) em detrimento do CONS (grande divulgação do IP, CLNS adoptado na arquitectura MAP/TOP [Farowich 86, Kaminski 86, MAP 88], CLNP forte candidato a IPng[36] [Dixon 93], CLNS adoptado na DECnet Phase V [Heagerty 90] e pilotos CLNS a diversos níveis [Reijs 93]) existem factores que levam a acreditar na sobrevivência e reforço de um serviço de rede baseado no paradigma da *reserva de recursos* (CONS ou evoluções) e na consequente coexistência, a médio prazo, dos dois paradigmas de serviço nos sistemas de comunicação, ou até numa eventual inversão da situação actual. De entre estes factores destacam-se a inclusão do CONS na versão 4.4 do BSD UNIX [Huseman 92, McKusick 94], a inclusão do CONS no GOSIP (versão 2) dos EUA

---

[35] M. T. Rose designou por "*soap boxes*" (da expressão "*soap box orator*" que pode ser traduzida por "orador de feira" ou, numa tradução livre, por "vendedor da banha da cobra") as partes do seu livro "*The Open Book*" onde expressou opiniões pessoais, normalmente controversas.

[36] *Internet Protocol next generation* (nova versão do protocolo IP). Segundo informações recentes (este capítulo está a ser escrito em fins de 1994) o CLNS acabou por perder a batalha da sucessão, tendo esta sido ganha pelo SIPP (*Simple Internet Protocol Plus*) [O'Brien 94]. Segundo este autor a decisão pelo SIPP em detrimento do CLNS foi tomada com base em argumentos políticos, sendo um dos principais o facto de o CLNS ser um protocolo OSI sobre o qual a IETF não possui controlo directo.

[Nitzan 90], os trabalhos em torno protocolos de rede em *modo de ligação* no âmbito da IETF[37] [Cranor 93], e sobretudo, o aparecimento de novos serviços de comunicação com elevadas necessidades em termos de *qualidade de serviço*, que só poderão ser garantidas por sistemas baseados no princípio da reserva de recursos, inerente aos serviços e protocolos em *modo de ligação*.

No caso concreto dos protocolos CONS e CLNS, quando é necessário suportar, simultaneamente, serviços com necessidades de débito e atraso de trânsito máximo muito diversas, o serviço CONS apresenta bastantes vantagens em relação ao CLNS, no qual apenas é possível especificar o atraso de trânsito desejado (a negociação de QoS no CLNS não inclui o parâmetro *débito* [ISO 93b]) e confiar na rede para que este seja respeitado, o que se torna virtualmente impossível sem reserva de recursos por ligação e sem a existência de percursos bem definidos na rede (ver parâmetros de QoS das primitivas dos serviços na Tabela 2.1).

Um outro factor importante na sobrevivência do paradigma em que o CONS se baseia, é o advento de novas tecnologias de comunicação de banda larga — *Broadband* ISDN[38] — oferecendo serviços em *modo de ligação* e que, consequentemente, são mais facilmente "rentabilizados" com serviços de nível superior igualmente operando em modo de ligação[39]. O suporte do serviço CLNS (ou serviço fornecido pelo IP) sobre a B-ISDN, em ambiente de rede pública WAN ou MAN, coloca algumas dificuldades, sendo necessário o recurso a servidores especiais distribuídos na rede ATM — *Connectionless Servers* (CLS) — ou a sistemas de interoperação localizados na fronteira entre as LANs e a rede ATM— *Interworking units* (IWU) — para fazerem o "encapsulamento" dos *datagrams* dos protocolos CL em *circuitos virtuais* ATM [Beeler 94, Vickers 94]. A introdução destes sistemas tem implícito o paradigma do *best effort* tendo, consequentemente, implicações na *qualidade de serviço* (no mesmo circuito virtual podem ser encapsulados *datagrams* de diferentes utilizadores), para além das implicações no custo das comunicações[40].

Outro factor a favor dos serviços em *modo de ligação* são as crescentes necessidades de gestão dos sistemas de comunicação, sobretudo nos aspectos da *segurança* e da *contabilização*, que são extremamente difíceis de garantir em redes públicas operando em modo de *ausência de ligação*[41]. A existência de ligações, tendo implícita a reserva de recursos, facilita a contabilização

---

[37] A *Internet Engineering Task Force*, (IETF), organismo responsável pela evolução da arquitectura TCP/IP, iniciou recentemente o estudo dos *Connection-oriented Internet Protocols* (COIPs ou CIPs), tendo constituído o grupo CIP para o efeito [Cranor 93]. De entre as propostas em estudo no COIP — que irão ser discutidas no Capítulo 3 — destacam-se o *Internet Stream Protocol* (ST-II) [Topolcic 90, Delgrossi 94] e o RSVP (*Resource ReSerVation Protocol*), anteriormente designado por FLOW e proposto por Lixia Zhang [ZhangLixia 89, ZhangLixia 93, Braden 94].

[38] A *broadband* ISDN (B-ISDN) é suportada pelo Modo Assíncrono de Transferência (ATM) e foi proposta pela ITU como o meio universal de comunicação para o início do próximo século [ITU-T 90a].

[39] Tal como, à actual divulgação dos protocolos e serviços em modo de ausência de ligação, não é alheio o facto de estes serem maioritariamente suportados sobre redes *ethernet*, cujo meio físico funciona em modo CL

[40] Tal como actualmente o suporte de TCP/IP sobre sub-redes X.25 ou ISDN pode conduzir a facturas de comunicações bastante elevadas.

[41] Basta referir a preferência dos operadores de comunicações por este tipo de tecnologias (X.25, *frame relay*, ISDN, B-ISDN).

dos mesmos e a sua afectação de acordo com as necessidades de comunicação ou com compromissos custo/qualidade. Tem ainda a vantagem de dificultar o uso abusivo e indisciplinado dos recursos de comunicação por parte de utilizadores ou serviços "mal comportados" com efeitos negativos nos restantes utilizadores do sistema de comunicação.

Em [Cocchi 91] são referidas algumas vantagens da atribuição de custos aos utilizadores dos serviços de comunicação em função do tipo de serviço e da quantidade de recursos consumidos. Segundo os autores, a introdução de custos levaria ao disciplinamento dos utilizadores no consumo dos recursos e na escolha do serviço mais adequado às suas necessidades de acordo com a sua relação custo/benefício (ex.: *e-mail* em lugar de voz para assuntos menos urgentes). Garantiria também a protecção da aplicações mais necessitadas de recursos (consequentemente mais caras) relativamente às aplicações menos necessitadas (mais baratas). Neste trabalho é também constatado que os protocolos actualmente em uso na Internet (em *modo de ausência de ligação*) não são adequados ao suporte de políticas de contabilização.

A aparente desvantagem dos serviços em *modo de ligação,* em termos de *overhead* de *software* nos sistemas terminais (devido à necessidade de funções de gestão das ligações) embora continue a ter alguma relevância, deixou de ter o impacto que tinha anteriormente, devido ao aparecimento de sistemas de processamento cada vez mais rápidos e com mais recursos que fazem o peso relativo do *overhead* dos serviços CO relativamente aos serviços CL tenha diminuído consideravelmente, nos sistemas terminais. Por outro lado, durante a transferência de dados, a vantagem das redes CO relativamente às redes CL é um trunfo importante nos serviços com elevados requisitos de QoS, funcionando sobre redes de banda larga. É ainda de referir que a vantagem em termos de *overhead* pelo uso de serviços CL na camada de rede se paga com a necessidade de protocolos de transporte mais "pesados" (classe 4 em vez de classe 2 no caso dos protocolos OSI).

Em [Meister 85, Meister 91] é comparado o desempenho das classes 2 e 4 (TP2 e TP4) do protocolo de transporte, respectivamente sobre sub-redes CO e CL, sendo concluído que a combinação TP2 sobre CO apresenta um desempenho superior à combinação TP4 sobre CL em todos as situações estudadas (chegando a atingir uma diferença de 100% para taxas de erros elevadas).

Outra vantagem referida em [Bauerfeld 89] consiste no facto de as redes com serviço CO terem a "inteligência" concentrada na camada de rede enquanto as redes com serviço CL têm a "inteligência" na camada de transporte. Como as camadas inferiores (física, ligação lógica e rede) tendem a ser implementadas em *hardware* (controladores de comunicações), o serviço de rede CL exige mais capacidade de processamento dos sistemas terminais do que o serviço de rede CO (protocolos de transporte mais complexos).

A grande desvantagem das redes com serviço CO reside na sua reduzida implantação associada à existência de algumas lacunas em produtos e normas importantes para o funcionamento destas redes tal como os protocolos de encaminhamento IS-IS *intra* e *inter* domínio e para os sistemas de interligação de sub-redes. Nas referências [Robins 93, Barker 93] são identificadas as principais limitações dos serviços de rede OSI e apontadas algumas soluções para

as ultrapassar: existência de perfis funcionais para limitar o número de opções de implementação nos protocolos; integração do protocolo X.25 no sistema de operação e simplificação da sua parametrização; resolução dos problemas de interligação CONS/CLNS através de relays de transporte ou da generalização do uso da dupla pilha protocolar; e resolução dos problemas de endereçamento nos serviços de directoria[42].

Na Tabela 2.6 são resumidas as vantagens e desvantagens dos dois paradigmas de serviço de rede discutidos nesta subsecção.

	Serviço de Rede CO	**Serviço de Rede CL**
Pró	• Garantia de QoS às aplicações • Adequado ao funcionamento sobre B-ISDN • Suporte de contabilização e segurança • Pouco *overhead* na transferência de dados	• Grande implantação • Reduzido *overhead* protocolar na camada de rede • Utilização eficiente dos recursos da rede • Potencialmente mais robusto (uma vez que se adapta com mais facilidade a falhas na rede)
Contra	• *Overhead* no estabelecimento de ligações • Atraso no desenvolvimento de protocolos de encaminhamento IS-IS intra e inter domínio • Atraso no desenvolvimento de sistemas para a interligação de sub-redes • Dificuldade na adaptação a falhas na rede • Desperdício de recursos quando as ligações não usam os recursos que lhes estão afectados	• *Overhead* na transmissão de dados • Dificuldade em garantir QoS às aplicações • Mais sensível a congestão dado que não existe reserva de recursos • Dificuldade de garantia de segurança e contabilização • Pouco adequado ao funcionamento sobre meios físicos funcionando em modo de ligação (caso do B-ISDN)

Tabela 2.6 Serviços de rede CO versus serviços de rede CL.

Pelo que ficou dito a coexistência nos sistemas de comunicação, dos dois paradigmas de serviço é desejável pois é a única forma de explorar simultaneamente as vantagens de cada uma das soluções, adequando o tipo de serviço às necessidades especificas das aplicações. O relativo *overhead* na manutenção simultânea dos dois serviços será largamente compensado pelo aumento de funcionalidade dos sistemas de comunicação. Além disso, o princípio da coexistência "pacifica" de serviços já antes foi adoptado no nível de transporte da arquitectura TCP/IP (protocolos TCP e UDP) com enormes vantagens em termos de funcionalidade oferecida às aplicações desta arquitectura.

[42] Não existe maneira de distinguir um endereço de rede CONS de um endereço de rede CLNS nos serviços de Directoria X.500.

2.2 *RELAYS* PARA SUPORTE DO CONS

Como ficou dito na Secção 2.1 os *relays* são sistemas cuja principal função é a interligação de sub-redes, resolvendo as heterogeneidades protocolares ou de serviço e ocupando-se, entre outras, das funções de encaminhamento e de comutação da informação entre as sub-redes.

Nesta secção vão ser estudados com algum detalhe os sistemas *relay,* com especial ênfase nos *relays* para suporte do *serviço de rede em modo de ligação* (CONS). Começarão por ser discutidos os modelos funcionais dos *relays*, sendo propostos alguns refinamentos aos modelos elaborados pela ISO e EWOS. Será apresentada a taxonomia ISO para a classificação dos *relays*, discutida a necessidade de relays CONS e analisadas comparativamente as arquitecturas dos *relays* que suportam esta opção de *serviço de rede*.

2.2.1 Modelos Funcionais de *Relays*

É grande a variedade de combinações de protocolos e serviços previstos para as várias camadas do modelo de referência OSI (sobretudo para as camadas mais baixas e para a camada de aplicação[43]). Quando se pretendem interligar duas sub-redes através de um *relay*, a maior parte das características desse *relay* são determinadas, como é evidente, pelas opções protocolares e de serviço de cada uma das sub-redes a interligar.

Um outro conjunto importante de características vai depender de determinadas opções funcionais para o *relay*. A mais importante característica funcional dos *relays* é o modo como efectuam a *comutação* da informação entre as sub-redes que interligam. Existem duas alternativas básicas:

- Comutação entre sub-redes baseada na semântica das unidades protocolares de dados de uma dada camada ou subcamada protocolar (camada N) — (N)-PDUs *(Protocol Data Units)*[44]

- Comutação entre sub-redes baseada na semântica das do serviço de uma dada camada ou subcamada — (N)-ILS *(Internal Layer Service)*. O (N)-ILS[45] é um serviço resultante da adição das funcionalidades necessárias à comutação, ao serviço "normal" da camada N — (N)-serviço.

---

[43] Este facto é designado por "efeito de ampulheta". Esta designação é motivada pela forma da representação gráfica das sete camadas OSI com as várias opções protocolares para cada camada (larga nas camadas baixas e na camada de Apresentação, devido à multiplicidade de opções; estreita nas camadas intermédias para as quais não existem grandes alternativas de protocolos).

[44] As PDUs são os elementos protocolares trocados entre as entidades — *peer-entities* — de uma mesma camada e em sistemas diferentes (ex.: pacotes X.25, quadros HDLC, etc).

[45] No caso específico da camada de rede o (N)-ILS é designado por NILS.

Os primeiros são designados por *relays de protocolo,* os segundos por *relays de serviço*[46]. Esta classificação é apresentada pela ISO no relatório técnico 10000 [ISO 90e] tendo sido posteriormente refinada pelo EWOS [Sales 90].

Nas figuras 2.12. e 2.13 são ilustrados, respectivamente, os modelos arquitecturais dos *relays* de protocolo e dos *relays* de serviço. Em ambos os modelos são representados dois *planos.* O *plano da operação* onde decorem os processos responsáveis pela transferência da informação entre as sub-redes e o *plano da gestão* onde estão localizadas as funções necessárias à gestão da comunicação.

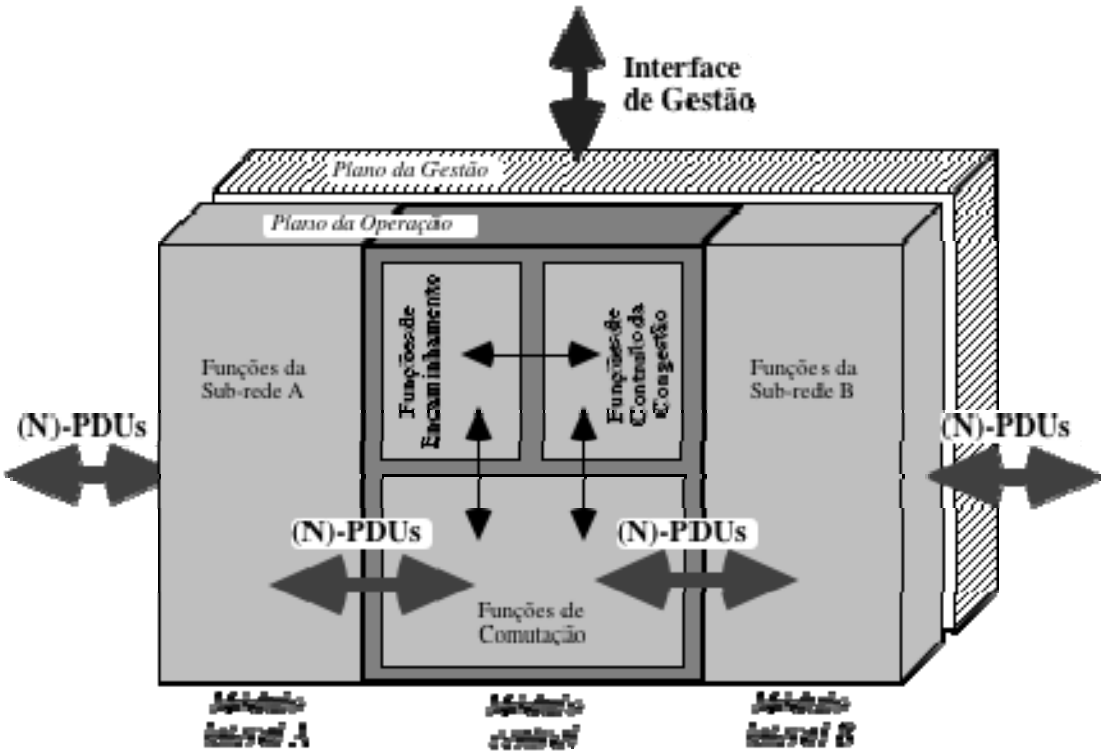

Figura 2.12 *Relay* de protocolo.

O *plano da operação* é, nos dois tipos de *relay*, composto por três módulos principais: dois *módulos laterais* de suporte das funções de cada uma das sub-redes que os *relays* interligam; e um *módulo central* que contem as funções de *comutação* da informação e as funções de *encaminhamento* e de *controlo de congestão*, auxiliares da função de comutação.

Nos *relays* de serviço os dois módulos laterais têm que fornecer o mesmo serviço (N)-ILS. Se as funções das sub-redes não suportarem directamente o (N)-ILS necessário às funções de

---

[46] Dado que pode ser feita uma correspondência entre as interacções do serviço de uma camada OSI e os elementos do protocolo que fornece esse serviço, é sempre possível descrever um *relay* de serviço como um *relay* de protocolo, deixando assim de ter sentido a classificação aqui feita. É no entanto preferível, sempre que a comutação seja feita com base na informação disponível numa camada ou subcamada normalizadas, e por questões de clareza e elegância, descrever o *relay* com base nessa informação, isto é, como *relay* de serviço.

comutação, pode ser necessária a introdução de subcamadas protocolares de convergência em um (ou em ambos) dos módulos laterais, conforme ilustra a Figura 2.13.

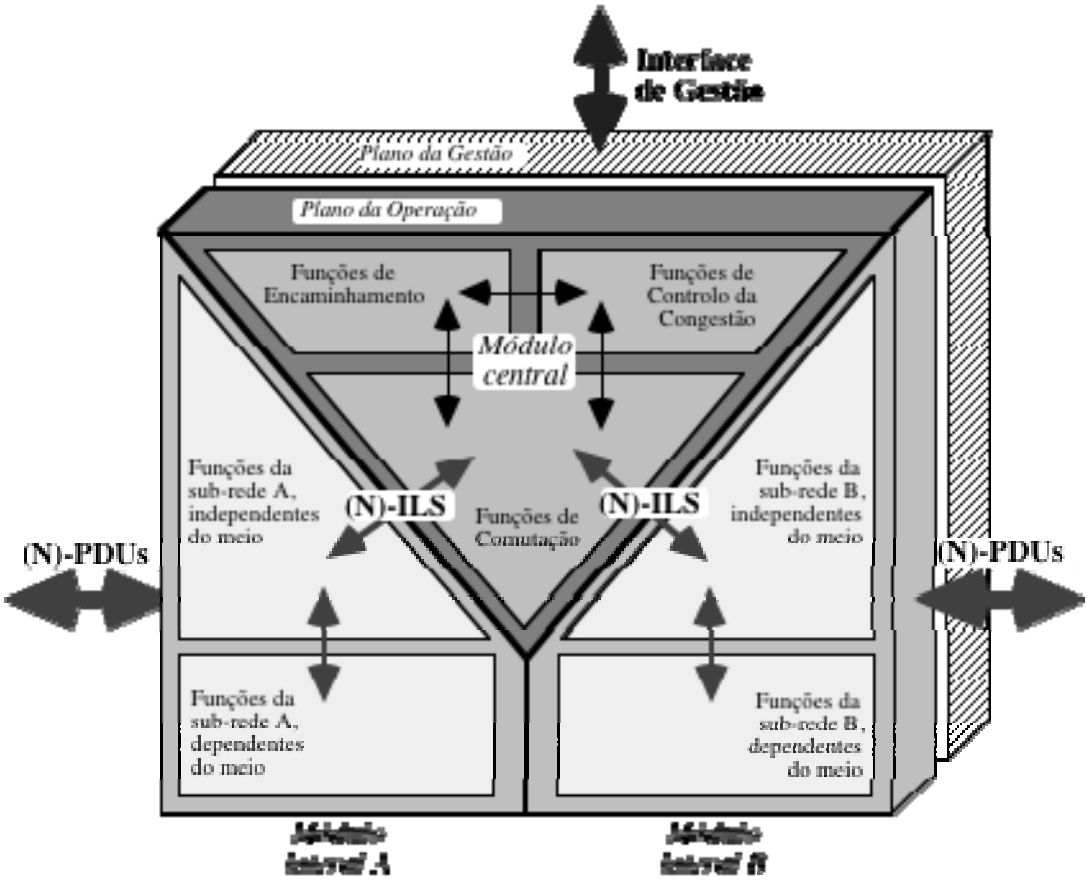

Figura 2.13 *Relay* de serviço.

No caso dos *relays* de protocolo as funções de comutação actuam directamente nas (N)-PDUs geradas nos dois módulos laterais pelas funções de acesso às sub-redes. As funções de convergência que, eventualmente, sejam necessárias à comutação da informação (por exemplo no caso de os protocolos dos dois módulos laterais serem, funcionalmente, muito diferentes) consideram-se integradas no módulo central, agregadas às funções de comutação.

Em termos práticos os *relays* de serviço podem ser vistos como *relays* de protocolo, em que o submódulo responsável pelas funções de comutação é decomposto em três partes, dando origem a um novo submódulo de comutação actuando com base num serviço abstracto e a dois submódulos laterais de mapeamento entre as funções das sub-redes e esse serviço abstracto.

O *plano da gestão* contém as funções de *gestão da comunicação*, sempre presentes nos sistemas de comunicação e de especial importância nos sistemas intermediários. As funções de gestão estão de tal modo imbricadas com as restantes funções (funções de comutação, encaminhamento e controlo da congestão e funções protocolares) que são mais facilmente

modeladas através de um plano — *plano da gestão*[47] — situado paralelamente ao plano onde se encontram as funções relacionadas com a transferência da informação — *plano da operação* — do que como um módulo autónomo integrado neste último plano.

As necessidades de gestão dos *relays* podem ser analisadas á luz da arquitectura de gestão OSI, proposta na parte 4 da norma ISO 7498 *"Reference Model for Open Systems Interconnection — Part 4: Management Framework"* [ISO 89d] embora surjam alguns problemas pelo facto de os *relays* serem, normalmente, sistemas incompletos do ponto de vista OSI (não possuem todas as camadas protocolares) e de a gestão OSI necessitar dos serviços da camada de aplicação.

Em [Fernandes 89, Fernandes 91] são estudadas as limitações da arquitectura de gestão OSI para a gestão de sistemas intermediários, sendo propostas algumas soluções baseadas no conceito de *gestão de subsistema.* A gestão de subsistema aproveita o agrupamento natural de funcionalidades que existe entre certas camadas para, através de *entidades de gestão de subsistema,* fazer a sua gestão conjunta. Este conceito é particularmente útil no caso dos *relays*, encarados como *subsistemas* de comunicação, permitindo a sua gestão como um todo e definindo os *interfaces de gestão* com a gestão de sistema. As questões relacionadas com o *plano da gestão* e com a interacção deste plano com o *plano de operação* serão tratadas com detalhe mais adiante, neste trabalho.

Os modelos funcionais apresentados consistem num refinamento dos modelos propostos pela ISO e pelo EWOS, onde não são consideradas de forma autónoma, as funções de *controlo da congestão* e não é feita referência às funções de *gestão*. A motivação dos refinamentos introduzidos prende-se com a importância das funções referidas na operação dos *relays*.

2.2.2 Classificação dos *Relays*

Como foi referido na subsecção anterior, a classificação dos relays não depende apenas da forma como são descritas as suas funções de comutação mas sobretudo das características das sub-redes interligadas. No relatório técnico 10000 da ISO *"International Standardized Profiles",* parte um, *"Taxonomy Framework"*, e parte dois, *"Taxonomy of Profiles",* [ISO 90e] é definida uma taxonomia para classificação das sub-redes de acordo com os seus *perfis* protocolares. É também introduzida uma taxonomia para classificação dos *relays* com base na *camada de intervenção* do *relay* e no tipo de serviço fornecido por essa camada, na classificação das sub-redes que eles interligam, e na forma como é feita a comutação da informação (comutação de serviço ou de protocolo).

A classificação das sub-redes de acordo com os seus perfis protocolares é feita em cinco grupos principais: redes PSDN, circuitos digitais de dados, circuitos telefónicos analógicos, redes ISDN, e redes locais (LANs), sendo respectivamente identificados pelos numerais 1, 2, 3, 4 e 5.

---

[47] Tal como foi adoptado pela ITU-T para a arquitectura ATM, onde foram considerados três planos: plano do utilizador, plano de controlo e plano da gestão [ITU-T 90a]. Os planos de utilizador e de controlo da arquitectura ATM correspondem, em conjunto, ao plano da operação, referido no texto.

Dentro de cada grupo principal e, seguindo um esquema de numeração tipo americano, são classificadas as variantes protocolares e os modos de acesso. Na Tabela 2.7 pode ser observada esta classificação das sub-redes.

Com base na *camada de intervenção* do *relay* e no tipo de serviço fornecido por essa camada são definidos seis grupos de *relays*:

- Grupo A: comutação na camada de rede, serviço em modo de ausência de ligações (CLNS), *relay* de serviço;
- Grupo B: comutação na camada de rede, serviço em modo de ligação (CONS), *relay* de serviço;
- Grupo C: comutação na camada de rede, *relay* de protocolo X.25;
- Grupo D: comutação do serviço da subcamada MAC[48] da camada de ligação lógica usando *bridging* transparente, *relay* de serviço MAC;
- Grupo E: comutação do serviço da subcamada MAC da camada de ligação lógica usando encaminhamento de fonte *(source routeing)*[49]. São *relays* que fazem a comutação com base no serviço MAC e na informação de encaminhamento da fonte;
- Grupo Z: comutação entre os serviços CONS e CLNS. São *relays* de serviço e actuam na camada de transporte.

Como pode ser constatado, dos seis grupos acima descritos constam apenas *relays* das camadas de transporte, rede e de ligação lógica. Não foram incluídos na classificação os *relays* da camada física (repetidores) dada a sua simplicidade. Os *relays* da camada de aplicação, normalmente usados para interligar aplicações pertencentes a arquitecturas diferentes, não são do âmbito do relatório técnico 10000 da ISO.

---

[48] Nas redes locais da família IEEE 802 [ISO 90a, ISO 90b, ISO 93i, ISO 94d] a camada de ligação lógica é dividida em duas subcamadas: a superior é a subcamada de Controlo da Ligação Lógica (LLC); a inferior é a subcamada de Controlo do Acesso ao Meio (MAC).

[49] Este tipo de *relay* é restrito às redes locais cujos MACs suportam encaminhamento de fonte (token ring e FDDI).

Sub-redes	Classificação
REDE DE DADOS DE COMUTAÇÃO POR PACOTES (PSDN)	1
Acesso permanente a PSDN	11
Acesso via circuito telefónico alugado	111
Chamada Virtual (CV)	1111
Circuito Virtual Permanente (CVP)	1112
Acesso via circuito digital alugado	112
Chamada Virtual (CV)	1121
Circuito Virtual Permanente (CVP)	1122
Acesso via ISDN canal B	113
Chamada Virtual (CV)	1131
Circuito Virtual Permanente (CVP)	1132
Acesso comutado a PSDN	12
Acesso via circuito telefónico alugado	121
Chamada Virtual (CV)	1211
Acesso via circuito digital alugado	122
Chamada Virtual (CV)	1221
Acesso via ISDN canal B	123
Chamada Virtual (CV)	1231
CIRCUITO DIGITAL DE DADOS	2
Circuito alugado (permanente)	21
Circuito comutado	22
CIRCUITO TELEFÓNICO ANALÓGICO	3
Circuito alugado (permanente)	31
Circuito comutado	32
REDE ISDN	4
Acesso semi-permanente	41
canal B	411
X.25 DTE-DTE	4112
Modo de serviço em circuito	42
canal B	421
X.25 DTE-DTE	4211
Modo de serviço em pacote	43
Acesso canal D	431
Chamada Virtual (CV)	4311
Circuito Virtual Permanente (CVP)	4312
Acesso canal B semi-permanente	432
Chamada Virtual (CV)	4321
Circuito Virtual Permanente (CVP)	4322
Acesso canal D por pedido	433
Chamada Virtual (CV)	4331
REDES LOCAIS (LANs)	5
CSMA/CD *(ethernet)*	51
Token Bus	52
Token Ring	53
FDDI	54

Tabela 2.7 Taxonomia ISO para classificação de sub-redes [ISO 90e].

A classificação dos *relays* é feita identificando o grupo funcional a que pertencem e as sub-redes que interligam, de acordo com a notação:

$$R\,x\,m\,.\,n$$ em que:

R — identifica um perfil de *relay*[50]

x — identificador de grupo funcional (A, B, C, D, E, Z)

m e n — identificador das sub-redes interligadas (Tabela 2.7)

Como é evidente os identificadores *Rxm.n* e *Rxn.m* identificam o mesmo *relay*. Os exemplos a seguir ilustram a taxonomia OSI para a classificação de *relays*:

- *Relay* de interligação de redes locais CSMA/CD (51) e *token bus* (52):
  — RD 51.52 (*relay* de serviço MAC, *bridging* transparente);

- *Relays* de interligação de LANs CSMA/CD (51) com PSDN, acesso dedicado pela rede telefónica (PSTN), suporte de VC[51] (1111) e serviço de rede em modo de ligação:
  — RB 51.1111 (*relay* de serviço);
  — RC 51.1111 (*relay* de protocolo, suporta os dois serviços).

Se os *relays* do último exemplo também suportarem PVCs (para além de VCs) sobre a PSDN podem ser designados por RC 51.111x ou, simplesmente, por RC 51.111.

Nada impede que, numa situação real de interligação, um sistema intermediário acumule funções de vários *relays* simultaneamente. Um sistema que possua, por exemplo, dois *interfaces* FDDI, dois *interfaces ethernet*, dois *interfaces* X.25 e dois *interfaces* ISDN pode desempenhar funções de dezasseis *relays* distintos, como é detalhado na Tabela 2.8[52].

---

[50] Os *perfis normalizados* são conjuntos funcionais de normas abrangendo várias camadas protocolares de um sistema terminal ou de um sistema intermediário. Visam a redução (ou a eliminação) do número de opções de implementação admitido nas normas base, de modo a ser garantida a interoperabilidade entre os sistemas. No relatório técnico 10000 da ISO [ISO 90e] são definidas seis classes de *perfis*:

classe F — perfis de formatos de troca e de representação da informação;
classe A — perfis de Aplicação sobre COTS (*connection-mode transport service*);
classe B — perfis de Aplicação sobre CLTS (*connectionless-mode transport service*);
classe T — perfis de Transporte para o fornecimento do COTS;
classe U — perfis de Transporte para o fornecimento do CLTS;
classe R — perfis de *relays*.

[51] As redes X.25 suportam dois tipos de circuitos virtuais: as chamadas virtuais (VCs) e o circuitos virtuais permanentes (PVCs).

[52] Note-se que também existem *relays* entre sub-redes do mesmo tipo, por exemplo os *relays* RD 51.51 entre duas sub-redes *ethernet* (vulgarmente designados por *bridges ethernet*).

	ISDN (4x)	X.25 (1x)	Ethernet (51)	FDDI (54)
FDDI (54)	RB 54.4x	RB 54.1x ou RC 54.1x	RD 54.51	RD 54.54 ou RE 54.54
Ethernet (51)	RB 51.4x	RB 51. 1x ou RC 51.1x	RD 51.51	
X.25 (1x)	RB 1x.4x ou RC 1x.4x	RB 1x.1x ou RC 1x.1x		
ISDN (4x)	RB 4x.4x ou RC 4x.4x			

Tabela 2.8 Exemplo de um sistema com funções *multi-relay.*

2.2.3 Necessidade de *Relays* CONS

A necessidade de *relays* para suporte do *serviço de rede* em *modo de ligação* deriva directamente da necessidade de implantação do CONS em ambientes cuja topologia ultrapasse a da simples sub-rede.

Em [Fernandes 93b] são identificadas as principais razões que fundamentaram o envolvimento do EWOS e posteriormente da ISO no desenvolvimento e normalização de *perfis* funcionais para *relays* CONS:

- Nos perfis RA (*relays* de rede CLNS), o uso do CLNP sobre o protocolo X.25PLP provoca uma diminuição da qualidade do serviço oferecido pela camada de rede que implica o uso da *classe 4* na camada de transporte (TP4) para o fornecimento do *serviço de transporte em modo de ligação* (COTS). Esta combinação de protocolos (TP4 sobre CLNP sobre X.25PLP) é dispendiosa em termos de recursos de computação e de comunicação, sendo preferível o uso da combinação TP0 (ou TP2) sobre X.25PLP, que implica a necessidade de *relays* de rede CONS;

- A grande divulgação das sub-redes PSDN X.25 e a sua utilização na interligação de redes locais, permitirá, com a introdução de *relays* CONS, estender de forma transparente os serviços disponíveis nas sub-redes PSDN aos equipamentos terminais nas redes locais;

- A adopção, nos sistemas terminais, de *perfis funcionais* de transporte para o fornecimento do COTS (perfis T), requer o uso de *relays* de rede de modo de ligação.

- A solução preconizada pela AOW[53] de uso do CONS em sub-redes de grande área e do COTS ser suportado pelo CLNS em sub-redes locais, implica o uso de *relays* da camada de transporte ainda não completamente especificados e com as desvantagens de destruírem a característica fim-a-fim do serviço de transporte e de introduzirem uma camada protocolar adicional.

De acordo com a taxonomia ISO apresentada na Subsecção 2.2.2, a interligação de sub-redes na opção de serviço de rede CONS, é possibilitada por dois tipos de *relays*:

- RB *m.n* : *relays* de serviço CONS;

- RC *m.n* : *relays* de protocolo X.25.

Estas duas famílias de *relays* vão ser objecto de uma análise mais detalhada no seguimento deste trabalho.

2.2.4 Os *Relays* RB

Os *relays* RB são *relays* de serviço. Intervém na camada de rede, possibilitando a interligação de sub-redes por comutação da informação com base na semântica do serviço CONS. Na Figura 2.14 é ilustrada a arquitectura destes *relays* (apenas o *plano da operação*).

Os *relays* do grupo B são parcialmente enquadrados pela norma ISO 10028 *"Definition of the relaying functions of a Network layer intermediate system"* [ISO 93l]. Neste documento são definidas, em termos abstractos e com base na informação do serviço CONS, as funções de comutação de um sistema intermediário da *camada de rede* .

A norma ISO 10028 introduz alguns refinamentos no modelo de sistema intermediário definido na norma ISO 8648 [ISO 88a] (ilustrado na Figura 2.7) de modo a ser considerado o fluxo de informação entre os dois lados (lado A e lado B) do *relay,* conforme é ilustrado na Figura 2.15.

Integrado no modelo do fluxo de informação introduzido na norma ISO 10028, é definido um *serviço interno da camada de rede* — NILS *(Network Internal Layer Service)* — através de um conjunto de primitivas e respectivos diagramas de sequência. Este serviço é uma abstracção do *interface* entre o módulo que executa as funções de comutação e encaminhamento e a subcamada protocolar SNICP. É um serviço muito semelhante ao *serviço de rede em modo de ligação*, contendo primitivas correspondentes a todas as primitivas deste serviço e algumas primitivas

---

[53] Asia and Oceania Workshop, organismo regional de normalização funcional para a Ásia e a Oceânia (equivalente ao EWOS)

adicionais para serviços específicos dos sistemas intermediários (controlo das ligações, diagnóstico de erros e informação de taxação).

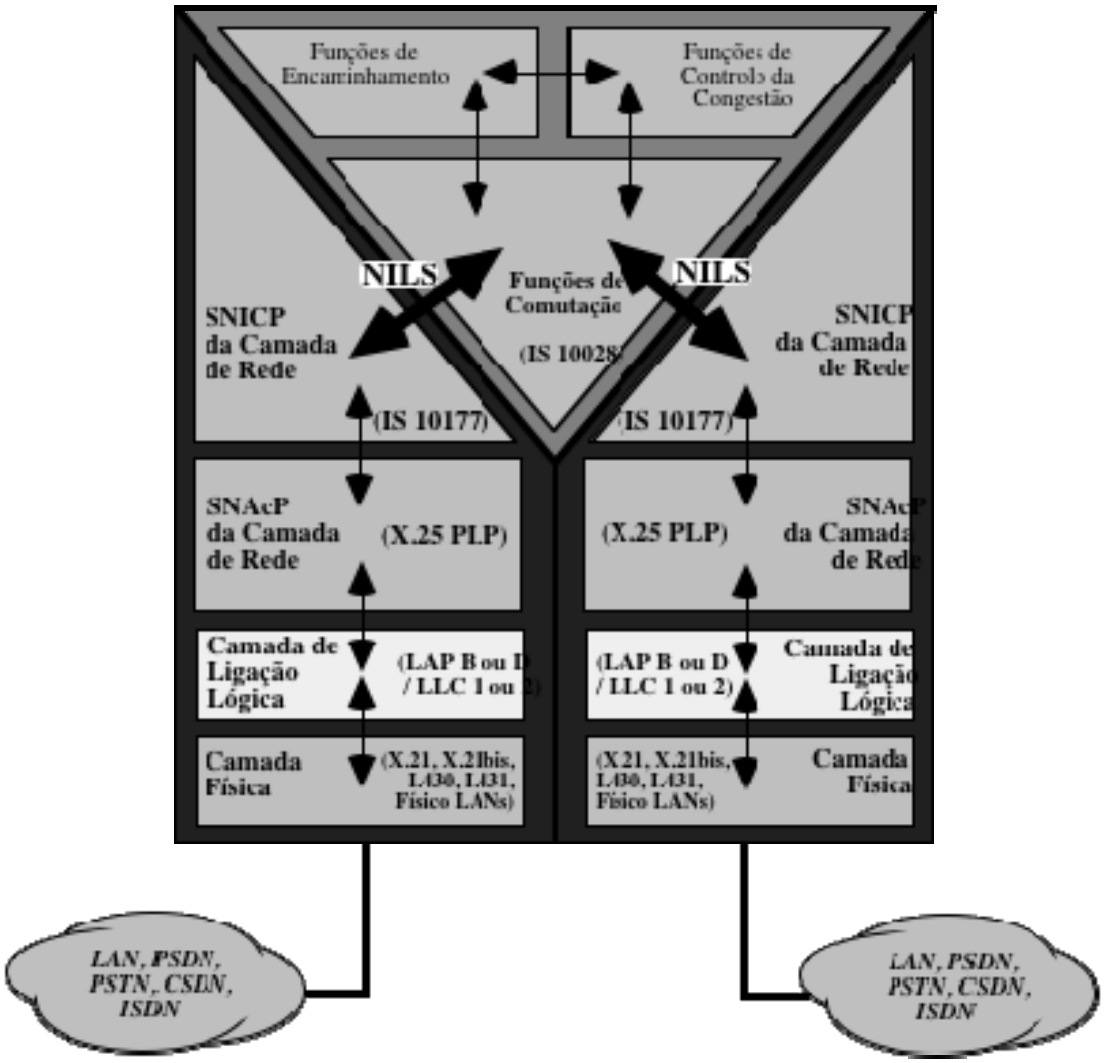

Figura 2.14 Arquitectura dos *relays* RB.

A subcamada SNICP de convergência entre o X.25 PLP e o NILS é especificada na norma ISO 10177 [ISO 92e]. A Tabela 2.9 contém as primitivas do NILS e a sua correspondência com as primitivas e parâmetros do CONS.

O serviço NILS é representado na Figura 2.15. pelos item 1A e 1B. Na mesma figura, o item 2 representa as funções de comutação da informação. O item 3 representa as funções de encaminhamento e gestão necessárias à comutação da informação. Finalmente, os itens 4A e 4B representam a correspondência entre os elementos protocolares do SNICP e o NILS. Esta correspondência não é do âmbito da norma 10028.

Embora na norma ISO 10028 também sejam definidas as interacções entre o módulo que executa as funções de comutação (módulo 2) e o módulo de encaminhamento e gestão (módulo 3), não são especificados os mecanismos para a realização destas funções.

As funções de controlo da congestão são apenas afloradas na norma ISO 10028 e consideradas integradas nas funções de gestão, não sendo definidos mecanismos para a prevenção e o tratamento das situações de congestão e para a garantia da preservação dos parâmetros de Qualidade de Serviço negociados para as ligações.

Como foi referido acima, a norma ISO 10028 abrange apenas o módulo central dos *relays* RB e a definição do serviço NILS no *interface* entre o módulo central e os módulos laterais, não sendo do âmbito desta norma o conteúdo protocolar e a organização funcional dos módulos laterais. A normalização dos *relays* considerados como um todo é feita através da elaboração de *perfis funcionais*, que abrangem todas as camadas protocolares.

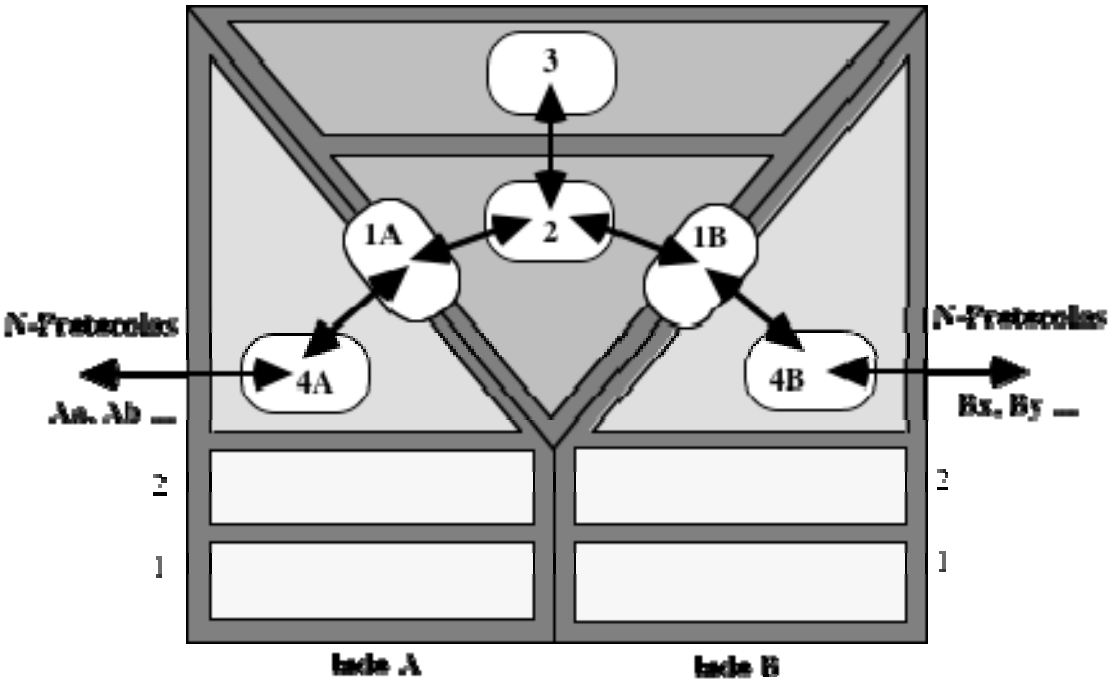

Figura 2.15 Fluxo de informação num *relay* RB, segundo a norma 10028 [ISO 88a].

O processo de normalização funcional dos *relays* RB foi iniciado no EWOS/EGLL[54], por iniciativa do representante português[55] e integrando os trabalhos que esta organização desenvolve na área da normalização funcional.

---

[54] European Workshop for Open Systems / Expert Group on Lower Layers.

[55] Esta iniciativa resultou de um conjunto de actividades sobre relays ,— em que a presente dissertação se enquadra — desenvolvidas no Laboratório de Comunicações e Serviços Telemáticos (CST) do Departamento de Engenharia Informática da Universidade de Coimbra (na altura do início destas actividades o CST estava integrado no Departamento de Engenharia Electrotécnica da mesma universidade).

Primitivas NILS	Primitivas CONS	Parâmetros das primitivas do NILS	Relação c/ os parâmetros NS
Fase de estabelecimento da ligação			
NI-CONNECT request ou indication	N-CONNECT request ou indication	Called Address	iguais
		Calling Address	iguais
		Receipt Confirmation Selec.	negociável
		Expedited Data Selection	negociável
		QOS-Parameter Set	negociável
		NS-User-Data	iguais
		NI Connection Control	só no NILS
NI-CONNECT response ou confirm.	N-CONNECT response ou confirm.	Responding Address	iguais
		Receipt Confirmation Selec.	iguais
		Expedited Data Selection	iguais
		QOS-Parameter Set	iguais
		NS-User-Data	iguais
		NI Connection Control	só no NILS
NI-CONNECT-PROCEEDING request ou indication	—		
Fase de quebra da ligação			
NI-DISCONNECT request ou indication	N-CONNECT request ou indication	Originator	negociável
		Reason	negociável
		NS-User-Data	iguais†
		Responding Address	iguais†
		NI Diagnostic	só no NILS†
		NI Location	só no NILS†
		NI Accounting	só no NILS†
			†nem sempre presente
Fase de transferência de dados			
NI-DATA request ou indication	N-DATA request ou indication	NS-User-Data-Octet	ver nota
		NSDU Qualifier	ver nota
NI-DATA-ACK. request ou indication	N-DATA-ACK. request ou indication	—	
Controlo do fluxo			
NI-PAUSE request ou indication	—	—	
NI-CONTINUE request ou indication	—	—	
Transferência de dados expresso			
NI-EXPEDITED-DATA request ou indication	N-EXPEDITED-DATA request ou indication	Ns-User-Data	iguais
Reinicialização das ligações			
NI-RESET request ou indication	N-RESET request ou indication	Originator	negociável
		Reason	negociável
		NI Diagnostic	só no NILS†
		NI Location	só no NILS†
NI-RESET response ou confirm.	N-RESET response ou confirm.	—	†nem sempre presente

Nota: Cada parâmetro NS-User-Data-Octet da primitiva NILS transporta um octeto resultante da segmentação do parâmetro NS-User-Data da primitiva NS. O parâmetro NSDU Qualifier serve para distinguir o último octeto resultante da segmentação (tem o valor *"Last"* no último e "*Normal"* nos outros).

Tabela 2.9 Primitivas do NILS e sua correspondência com as primitivas do NS [ISO 93l].

Foram já elaborados os perfis RB51.11x1 para *relays* de serviço CONS, operando sobre sub-redes *ethernet*[56] (identificador 51 da Tabela 2.7) e sub-redes X.25 com acesso permanente em modo de Circuito Virtual, através de circuito PSTN alugado (identificador 1111 da Tabela 2.7) ou através de circuito CSDN alugado (identificador 1121 da Tabela 2.7). Estes perfis transitaram já para a ISO com a referência pDISP[57] 12067 *"Information Technology — International Standardized Profile RB — Relaying the Connection-mode Network Service"* [ISO 94e] estando em curso o processo da sua aprovação internacional.

Nos processos de normalização em curso para os *relays* RB (normas ISO 10028 e 10177 e perfis ISO 12067) não são focados os aspectos relativos às funções de controlo da congestão e à sua relação com os restantes módulos funcionais, por tal não ser previsto no enquadramento dado pelo relatório técnico ISO 10000 *"International Standardized Profiles"* [ISO 90e], aos perfis normalizados de *relays*[58]. Também nada é dito sobre as funções de encaminhamento e sobre as funções de gestão, sendo assumidos os princípios genéricos definidos nas respectivas arquitecturas de enquadramento [ISO 90c, ISO 89d].

2.2.5 Os *Relays* RC

Os *relays* RC são *relays* de protocolo. Intervêm na camada de rede, possibilitando a interligação de sub-redes por comutação da informação com base na semântica das PDUsdo protocolo X.25 PLP. A função principal destes *relays* é a transformação dos pacotes X.25 recebidos de uma das sub-redes em pacotes X.25 a enviar à outra sub-rede. Na Figura 2.16 encontra-se representado o *plano da operação* da arquitectura destes *relays*.

No relatório técnico ISO 10029[59] *"Operation of an X.25 Interworking Unit"* [ISO 89c] é feita uma abordagem aos *relays* do grupo C. Nestes *relays* o *módulo central* é normalmente designado por *"X.25 Interworking Unit"* (X.25 IWU) pelo facto do seu funcionamento ser exclusivamente suportado por *módulos laterais* X.25.

Os *relays* RC têm a particularidade de suportar qualquer das opções de serviço de rede (CONS ou CLNS), uma vez que operam na subcamada SNAcP da camada de rede e sobre esta podem ser implantadas as camadas de convergência necessárias ao suporte dos dois tipos de serviço (ver figuras 2.2 e 2.3). Podem ainda suportar tráfego não OSI como o originado por

---

[56] Mais correctamente sub-redes da família CSMA/CD — *Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection* — à qual as sub-redes *ethernet* pertencem

[57] *Proposed Draft International Standardized Profile*.

[58] Normalmente os factores que não influenciam directamente a interoperabilidade dos sistemas e têm influência directa no seu desempenho, são deixados pela ISO ao cuidado das implementações, por constituírem pontos de afirmação da vantagem competitiva dos produtos.

[59] No prefácio do relatório técnico ISO 10029 é indicada a razão pela qual o documento é publicado sob a forma de um relatório técnico e não de uma norma: a ISO considera que o assunto ainda não está suficientemente "maduro" para ser submetido a um processo de normalização.

PADs[60], ou originado por arquitecturas não OSI (TCP/IP, SNA, DECnet, Novell, etc.) implantadas sobre sub-redes X.25.

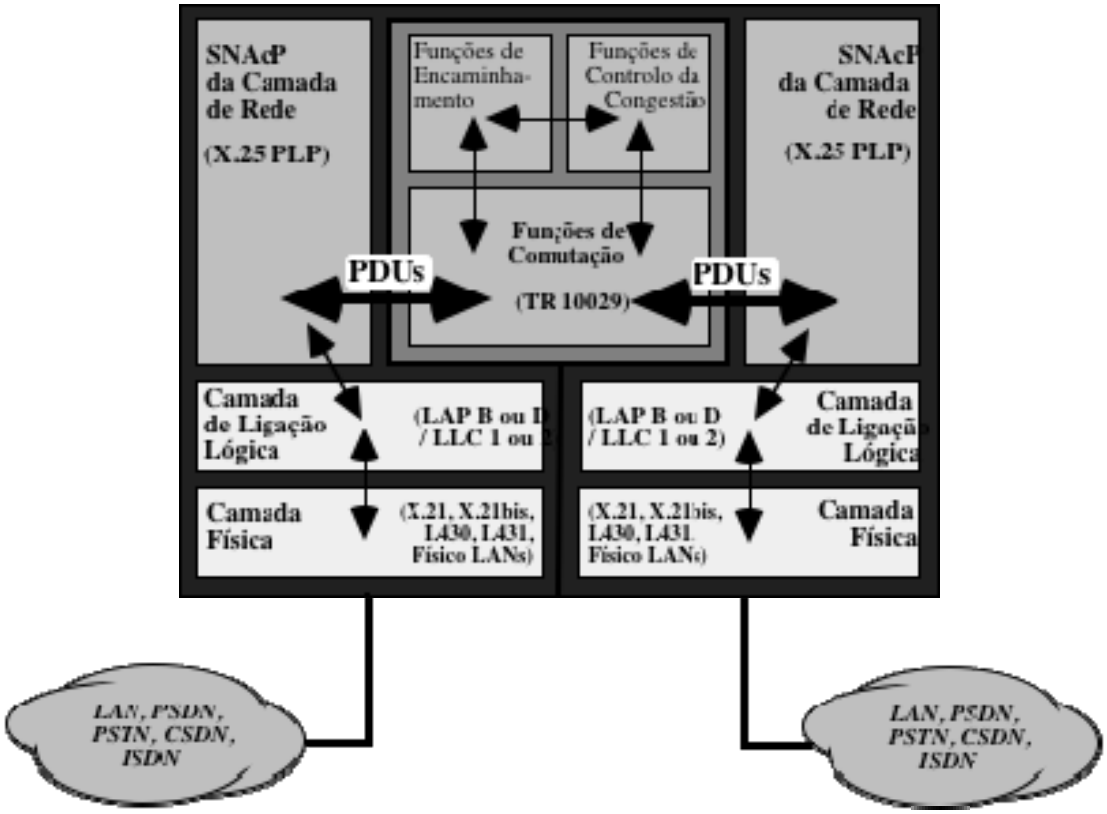

Figura 2.16 Arquitectura dos *relays* RC.

A operação do X.25 IWU é definida no relatório técnico ISO 10029 de forma bastante superficial. É apresentado um modelo operacional do X.25 IWU no qual o módulo de comutação é suportado por dois DTEs X.25 (um em cada sub-rede), sendo, também definido um conjunto de procedimentos aplicável a cada um dos *interfaces* constituído pelos DTEs do *relay* e pelos DCEs ou DXEs[61] com os quais eles estabelecem ligações. São especificados procedimentos para reinicialização, estabelecimento e quebra de chamadas virtuais (CVs), transferência de dados de *interrupts*, para o controlo do fluxo e para a utilização das facilidades opcionais do utilizador. O relatório técnico ISO 10029 abrange apenas o funcionamento do módulo central dos *relays* RC (X.25 IWU), não sendo do âmbito deste relatório técnico o conteúdo protocolar e a organização funcional dos módulos laterais.

Tal como no caso dos *relays* RB, o processo de elaboração dos *perfis funcionais* dos *relays* RC foi da responsabilidade do EWOS/EGLL, também com a colaboração do representante português, tendo sido já elaborados os perfis RC51.11x1 para *relays* de protocolo X.25, operando

---

[60] *Packet Assembler Disassembler*. São sistemas que permitem o acesso de sistemas assíncronos (caracter a caracter) a redes PSDN, de acordo com as recomendações X.3, X.28 e X.29 do ITU-T [ITU-T 90b, ITU-T 90c, ITU-T 90d].

[61] Tal como na norma ISO 8208 [ISO 93e] é aqui utilizada a designação DXE para referir os contextos em que não interessa distinguir entre DTEs e DCEs.

sobre sub-redes *ethernet* (identificador 51 da Tabela 2.7) e sub-redes X.25 com acesso permanente em modo de Circuito Virtual, através de circuito PSTN alugado (identificador 1111 da Tabela 2.7) ou através de circuito CSDN alugado (identificador 1121 da Tabela 2.7). Estes perfis estão em processo de normalização na ISO, sob a referência pDISP 10614 *"Information Technology — International Standardized Profile RC — X.25 Protocol Relaying"* [ISO 94f].

De forma análoga ao que foi referido para os *relays* RB, o relatório técnico ISO 10029 e os perfis ISO 10614 para os *relays* RC não focam os aspectos relativos às funções de controlo da congestão de gestão e de encaminhamento dos *relays*, sendo as primeiras deixadas ao cuidado das implementações e as restantes enquadradas pelas normas genéricas sobre encaminhamento e gestão.

2.2.6 Comparação dos *Relays* RB e RC

Como resultou da analise efectuada nas secções anteriores, existem diferenças arquitecturais e funcionais significativas entre os *relays* RB e RC.

Enquanto os *relays* RB possuem módulos protocolares em todas as subcamadas da camada de rede, os *relays* RC apenas atingem a subcamada SNAcP, sendo por isso arquitecturalmente mais simples, o que constitui uma vantagem importante dos *relays* RC, do ponto de vista de implementação e da capacidade de serem conseguidos melhores desempenhos com este tipo de *relays*. Em [Bernardes 92a, Bernardes 92b, Bernardes 93] é feito o estudo comparativo por simulação dos *relays* RB e RC, sendo concluído pela relativa vantagem dos *relays* RC sobre os *relays* RB em termos de capacidade de comutação.

Outra vantagem dos *relays* RC sobre os *relays* RB consiste na capacidade de comutação, para além de tráfego CONS, de tráfego oriundo de ambientes CLNS ou até de tráfego não OSI, como o originado em arquitecturas proprietárias em sistemas PAD. O facto da operação destes *relays* ser baseada na comutação das PDUs do protocolo X.25 leva-os a suportar todos os serviços e arquitecturas suportadas por este tipo de sub-redes.

Por outro lado, a arquitectura dos *relays* RB é mais estruturada e versátil que a dos *relays* RC. O facto de a comutação da informação ser baseada nos elementos de um serviço bem definido e normalizado (NILS) torna-os independentes dos protocolos e das tecnologias de sub-rede, sendo possível a sua utilização em todos os tipos de sub-rede identificadas no relatório técnico ISO 10000 [ISO 90e] (Tabela 2.7) e outras que venham a surgir, enquanto os *relays* RC são apenas aplicáveis às sub-redes X.25 com acesso permanente ao nível físico (identificadores 11n, 21, 31, 41n, 43111, 4312, 43211, 4322 e 5n da Tabela 2.7) uma vez que não está prevista no relatório técnico ISO 10029 a existência, nestes *relays*, de funções para o estabelecimento e quebra de ligações físicas e gestão das necessárias operações de endereçamento. Também não está prevista a operação em modo de Circuito Virtual Permanente (PVC) X.25.

Na comparação dos *relays* RB e RC colocam-se ainda questões relativas ao estado dos processos de normalização de cada uma destas soluções para suporte do CONS. Neste aspecto

parece haver uma ligeira vantagem da solução RB sobre a solução RC. Ambos os perfis funcionais foram elaborados no EWOS/EGLL tendo já sido submetidos à ISO [ISO 94e, ISO 94f], estando os trabalhos relativos ao RB ligeiramente mais adiantados. A ITU-T tem também em elaboração uma recomendação — Recomendação X.35 — sobre a interligação de redes PSDN públicas (PSPDN) com redes PSDN privadas (PSPvtDN) através de *relays* [ITU-T 93b], para ser aprovada na próxima assembleia plenária que vai ter lugar em 1996. A interligação de redes X.25 públicas (PSPDNs) é feita de acordo com a recomendação X.75 da ITU-T [ITU-T 90e] que define um *interface* com funcionalidades muito limitadas, não adequado à interligação de PSDNs públicas com PSDNs privadas. A recomendação X.35 adopta o modelo de *relay* proposto na norma ISO 10028 [ISO 93l] o que pode vir a dar uma vantagem decisiva aos *relays* RB sobre os *relays* RC.

2.3 DESEMPENHO DE *RELAYS*

As questões relacionadas com a interligação de sub-redes não se esgotam na definição dos perfis dos *relays* e das funções de comutação e encaminhamento por eles executadas. É também necessário garantir que a informação é levada ao destino correcto e num intervalo de tempo aceitável, isto é; é necessário garantir que os *relays* têm um *desempenho* adequado às necessidades do tráfego que os atravessa.

As questões relativas ao desempenho são de extrema importância no estudo dos sistemas intermediários. O facto de, por estes sistemas, se escoar o tráfego entre sub-redes, faz com que o seu bom funcionamento seja determinante na comunicação entre sistemas.

2.3.1 Factores que Afectam o Desempenho

O desempenho global dos *relays* depende de múltiplos aspectos. A sua análise pode ser feita considerando a influência dos vários factores individualmente sem que, no entanto, seja desprezada a sua análise conjunta. Do ponto de vista do desempenho, os factores são, naturalmente, interdependentes e a optimização de um deles pode ter um efeito de sinal contrário nos outros.

Podem considerar-se dois grupos principais de factores: os relacionados com o *processamento* e os relacionados com a *comunicação*.

O primeiro grupo de factores tem a ver com o desempenho da "máquina" onde o *relay* é implementado, arquitectura, velocidade e capacidade de processamento, disponibilidade de memória e todas as outras questões que influenciam o desempenho dos sistemas informáticos. Dentro deste grupo são também de considerar os factores relacionados com a implementação dos processos (disciplina de escalonamento, comunicação entre processos, etc.) e com a gestão dos recursos de computação e de memória.

O segundo grupo é composto pelos factores relacionados com a comunicação em si. Inclui as questões relativas ao desempenho dos protocolos que compõem o *relay* e ao desempenho das funções de comutação e de encaminhamento da informação.

Da análise feita na Secção 2.1 transpareceram, já, algumas das possíveis implicações que as funções de encaminhamento e as subfunções que o compõem, podem ter no desempenho da comunicação.

Questões como a organização da *base de informação* e como os *procedimentos de encaminhamento,* que integram os protocolos de encaminhamento, devem ser consideradas. É, por exemplo, evidente que bases de informação muito extensas e complexas, associadas a procedimentos de encaminhamento dinâmicos, implicam tempos de cálculo dos percursos muito superiores aos que se obtêm com procedimentos estáticos ou *quasi*-estáticos.

Por outro lado, procedimentos centralizados terão condições para mostrar melhores desempenhos no cálculo dos percursos, muito embora sejam mais lentos na reacção a alterações nas sub-redes. São ainda importantes no desempenho o tamanho e a uniformidade dos domínios de encaminhamento e as políticas de nomeação e endereçamento.

2.3.2 Controlo da Congestão

Sem menosprezar a influência dos aspectos anteriormente focados, as funções de comutação são, sem dúvida, o factor mais determinante no desempenho dos *relays*. São elas as responsáveis por garantir, com a *qualidade de serviço* (QoS) desejada (ou negociada), o transito de informação entre as entidades da camada de transporte. O cumprimento deste objectivo global em termos de desempenho reveste-se de dois aspectos fundamentais e intimamente ligados: o *controlo da congestão* e o *controlo do fluxo*.

O controlo da congestão, é realizado pelo módulo de controlo de congestão dos *relays* (ver figuras 2.12 e 2.13), actuando sobre as funções de comutação de forma a gerir o tráfego e os recursos (memória, canais de comunicação, capacidade de processamento) e a evitar sobrecarga dos *relays* e a consequente degradação do desempenho. O controlo do fluxo é feito pelo módulo de comutação, através dos elementos protocolares ou de serviço disponíveis para o efeito, por iniciativa própria ou a mando do módulo de controlo da congestão. O controlo do fluxo é o principal meio de controlo da congestão.

Do ponto de vista global do sistema de comunicação, considera-se que a congestão ocorre num dado *relay* quando a quantidade total de tráfego que entra nesse *relay*, durante um dado intervalo de tempo, é maior que:

- a quantidade total de tráfego que o *relay* consegue processar nesse intervalo de tempo;
- a capacidade de escoamento das sub-redes a que se destina o tráfego.

Uma situação de congestão grave é caracterizada por atrasos de trânsito muito elevados e débito praticamente nulo. Os gráficos da Figura 2.17 ilustram esta situação. Neles são identificadas três zonas de funcionamento: a *zona linear,* a *zona de congestão* e a *zona de colapso.*

Na zona linear o débito aumenta linearmente com o aumento do tráfego e o atraso de trânsito permanece praticamente constante. Na zona de congestão ao aumento do tráfego corresponde um aumento acelerado do atraso de trânsito, com o débito a permanecer praticamente constante. Na zona de colapso, devido ao bloqueamento dos recursos e ao transbordo das filas de espera, o débito decresce rapidamente (tendendo para zero) e o atraso de trânsito tende para infinito, com o aumento do tráfego.

As funções de controlo da congestão devem impedir que os sistemas entrem na zona de colapso e no caso de, excepcionalmente, entrarem nesta zona, devem poder recuperar.

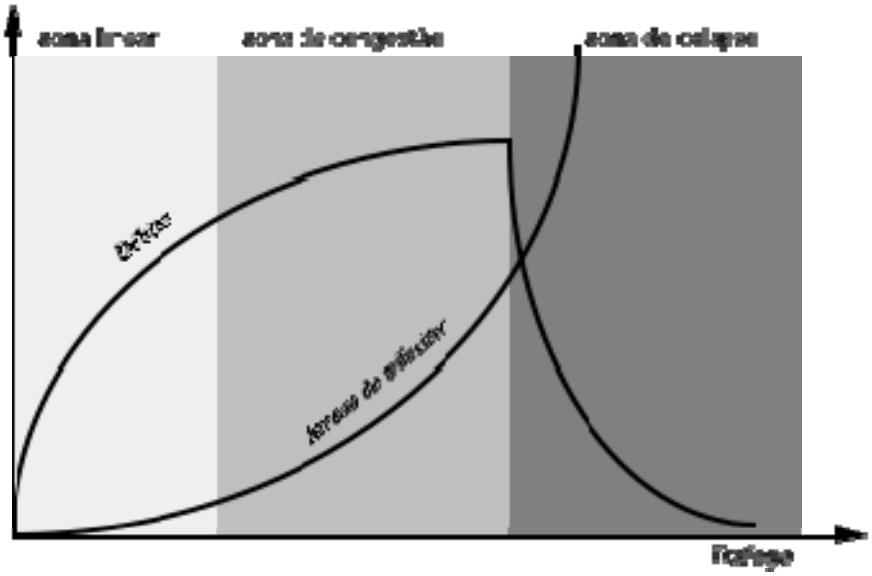

Figura 2.17 Curvas típicas de débito e atraso de trânsito em função do tráfego.

No estabelecimento das ligações de rede são negociados parâmetros de *qualidade de serviço*. Os *relays* intervêm nas negociações reduzindo os valores de acordo com as suas disponibilidades de recursos ou, simplesmente, não aceitando mais ligações. Os parâmetros QoS mais importantes são o *débito* e o *atraso de trânsito*. Normalmente são negociados valores mínimos para estes parâmetros. Depois de estabelecidas as ligações os *relays* devem contribuir para que sejam cumpridos os compromissos de QoS assumidos pelo *serviço de rede*.

Do ponto de vista dos utilizadores do sistema de comunicação, considera-se que a congestão ocorre quando não são respeitados os compromissos de QoS assumidos no estabelecimento da ligação. Um sistema pode, do ponto de vista global, apresentar um comportamento de ausência de congestão e, observado ao detalhe de cada uma das ligações, mostrar grandes assimetrias ou a monopolização dos recursos por umas ligações em detrimento de outras.

Assim, as funções de controlo de congestão nos *relays* devem garantir *equidade* na utilização dos recursos entre os ligações (o termo *equidade* traduz o conceito de *fairness* utilizado na literatura anglo-saxónica, como será justificado no Capítulo 4). A falta de *equidade* é medida pelo desvio em relação aos parâmetros de QoS negociados. Trata-se de uma visão "mercantilista" do conceito de equidade já que os recursos são repartidos de forma desigual de acordo com negociações e podem ter implícita uma qualquer forma de pagamento. Esta visão é inerente aos ambientes operando em modo de ligação. Em oposição existe o conceito "socialista" de equidade com o significado de divisão dos recursos "em partes iguais" e que é inerente aos ambientes operando em modo de ausência de ligação.

A garantia dos parâmetros de QoS às ligações é uma atribuição de todos os sistemas (terminais e intermediários) intervenientes na comunicação. As funções de controlo de congestão dos *relays* devem, em cada etapa das ligações, reservar a largura de banda necessária à classe de débito negociada. O atraso de transito máximo deve ser respeitado entre os extremos da ligação de rede. O seu valor é o somatório dos atrasos impostos por cada um dos sistemas intervenientes na comunicação. As funções de controlo de congestão nos *relays* devem intervir na negociação das ligações indicando uma estimativa para o atraso que irá ser introduzido e, durante a transferência de dados, velando para que essa estimativa não seja ultrapassada.

Para além da influência do *módulo de comutação* na garantia da equidade entre os utilizadores e no controlo e recuperação de situações de congestão global, as funções de controlo da congestão têm também influência no *módulo de encaminhamento* dos *relays*. As funções de controlo de congestão devem fazer a monitorização constante das ligações activas para avaliarem do estado de congestão dos percursos na rede. Esta informação deve ser passada ao módulo de encaminhamento para que este a possa associar à descrição dos percursos e utilizar no estabelecimento de novas ligações ou no redireccionamento de ligações activas.

Nesta secção foram descritos os principais objectivos das funções de controlo de congestão dos *relays* e a sua influência nos módulos de comutação e de encaminhamento. A forma de organização das funções de controlo de congestão e os mecanismos disponíveis para a sua actuação constituem o tema central deste trabalho e serão devidamente tratadas no decorrer dos próximos capítulos.

2.4 SÍNTESE

Neste capítulo foi identificado o problema central deste trabalho: a necessidade de funções de controlo de congestão nos *relays* para o suporte do serviço de rede em modo de ligação de modo a ser garantida *equidade* aos utilizadores do serviço e a serem controladas as situações de congestão global.

A identificação do problema foi precedida de um percurso pelo estado da arte na área dos sistemas *relay* para a interligação de sub-redes, onde foram apresentados os conceitos e a terminologia à luz do modelo de referência OSI para a interligação de sistemas abertos, tendo sido apresentados os principais cenários e apontadas as principais causas da necessidade de interligação

de sub-redes: existência de duas alternativas para o *serviço de rede* e grande diversidade de protocolos e tecnologias nas camadas inferiores.

O papel da *camada de rede* na interligação de sub-redes foi realçado, tendo sido discutida a estrutura desta camada e as suas funções, com ênfase para as funções de endereçamento e de encaminhamento, com referência aos trabalhos de normalização das organizações internacionais.

Relativamente ao *serviço de rede* nas suas variantes em *modo de ligação* (CONS) e em *modo de ausência de ligação* (CLNS), foi feita uma análise comparativa, com base nas funcionalidades, nas limitações, na implantação actual e na evolução esperada dos dois tipos de serviço. A conclusão da comparação efectuada apontou para a vantagem na coexistência dos dois tipos de serviço (ou de novos serviços baseados nos mesmos paradigmas), passando a divulgação e o suporte alargado do CONS pela disponibilidade de *relays* CONS.

Foram então analisados os *relays* para suporte do CONS. Começou por ser introduzida a taxonomia ISO para a classificação de *relays*, a partir das opções funcionais destes sistemas e das sub-redes por eles interligadas. Com base nos trabalhos de normalização da ISO e do EWOS foram propostos refinamentos aos modelos para os *relays,* sendo identificados dois planos funcionais: o *plano da gestão* e o *plano da operação*. Dentro do plano da operação, as funções para o *controlo da congestão* foram isoladas num módulo autónomo, pela sua influência no desempenho dos *relays* e também pelo facto de serem deixadas ao cuidado das implementações pelo processo de normalização.

Na abordagem das soluções para suporte do CONS foram identificados os *relays*, classificados como RB e RC pela taxonomia ISO. A necessidade destes relays foi discutida, tendo sido levantadas as razões que motivaram o desenvolvimento destes perfis no EWOS e a sua posterior submissão à ISO. As arquitecturas dos *relays* RC e RC foram então analisadas à luz do modelo funcional encontrado e dos trabalhos de normalização subjacentes, sendo ainda discutidas as vantagens e desvantagens de cada uma das arquitecturas.

O aprofundamento do estudo das questões relativas ao desempenho dos *relays* sugerido pela elaboração dos seus modelos funcionais, levou à identificação dos factores com influência no desempenho tendo, para além dos aspectos relacionados com o processamento e com o desempenho das camadas protocolares e dos protocolos de encaminhamento, sido realçada a influência das funções de comutação e a sensibilidade destas ao fenómeno da congestão. A caracterização das situações de congestão em *relays*, permitiu a identificação dos principais objectivos das funções de controlo da congestão nestes sistemas. O estudo aprofundado destas funções e dos mecanismos disponíveis para a sua acção serão tratadas no decorrer dos próximos capítulos.

Capítulo 3

História do Controlo da Congestão

O problema da congestão esteve, desde o início, associado às redes de computadores. Um conhecido corolário da *lei de Murphy* estabelece:

> *"Os programas tendem a ocupar toda a memória disponível nos computadores e a necessitarem de memória adicional"*
>
> — Samuel Murphy, *tradição oral da Informática*

Adaptado às redes de computadores este corolário pode ter a seguinte redacção:

> *Os serviços de comunicação tendem a esgotar toda a largura de banda disponível, conduzindo, frequentemente, as redes de comunicação à situação de congestão*[62]

Neste capítulo serão apresentadas, numa perspectiva histórica, as principais contribuições na área do controlo de congestão. Serão focadas três eras:

- A década de 70, coincidente com o advento das redes de computadores (na Secção 3.1);
- A década de 80, caracterizada pela generalização do uso das redes de computadores (na Secção 3.2);
- E a década de 90, caracterizada pelo aparecimento de soluções de alta velocidade e de novos serviços com características multimédia (na Secção 3.3).

Na Secção 3.4 é apresentada a síntese do capítulo, sendo apresentadas as conclusões do estudo feito e indicadas algumas direcções para os capítulos seguintes.

---

[62] O exemplo mais recente é o da Internet onde, mal começaram a estar disponíveis circuitos de banda larga a interligar comutadores rápidos, logo surgiram novas aplicações e serviços com fortes necessidades gráficas (WWW, Gopher, Archie, etc.) que se encarregaram de manter a rede em permanente estado de congestão.

3.1 DÉCADA DE 70 — O ADVENTO DAS REDES DE COMPUTADORES

Os primeiros trabalhos sobre controlo de congestão [DaviesDonald 72, Kahn 72] remontam ao advento das redes de computadores, nos finais da década de 60, princípios da década de 70. Nestes trabalhos pioneiros foi pela primeira vez usada a expressão *"controlo da congestão"* [DaviesDonald 72] para caracterizar um conjunto de mecanismos de regulação da carga na rede, operando nos equipamentos de comutação, complementarmente aos mecanismos de *controlo do fluxo* entre os sistemas terminais.

As redes de computadores da década de 70 eram de dimensões reduzidas e utilizavam circuitos de velocidades baixas (no máximo a poucas dezenas de Kbps), pelo que o principal factor de congestão consistia na escassez de memória nos sistemas de comutação[63]. Assim, as técnicas de controlo de congestão propostas nesta década, foram sobretudo orientadas para o problema do transbordo no espaço de armazenamento dos computadores *(sistemas terminais)* e nos sistemas de comutação (*sistemas intermediários)*[64].

Foram propostas técnicas a dois níveis: — técnicas de *controlo do fluxo* para regular a admissão de pacotes no destino, de acordo com o espaço disponível e a capacidade de escoamento da aplicação de comunicações destinatária; — e técnicas para a *gestão do espaço de armazenamento* dos sistemas de comutação, de modo a serem minimizadas, a perda de pacotes for falta de espaço de armazenamento e as situações de *deadlock* na reconstituição de mensagens por perda ou atraso de pacotes intermédios.

São a seguir referidas as soluções para o controlo da congestão, associadas às redes de computadores que surgiram durante a década de 70 e que vieram a dar origem às arquitecturas de comunicação abertas e proprietárias da actualidade.

3.1.1 Rede NPL

A rede NPL do British National Physical Laboratory, foi a primeira rede experimental a ser desenvolvida. Foi criada em 1968 no NPL e nunca deixou de ser uma rede experimental de âmbito

---

[63] Veja-se, por exemplo, [Kahn 72] onde são simulados sistemas de comutação (IMPs) com 50 buffers de 100 *bytes* cada, (o que totaliza cerca de 5K *bytes* de *buffers*) comunicando através de mais de 10 linhas simultaneamente. Se, nos dias de hoje, 5K *bytes* é uma quantidade de memória ridícula, há 20 anos era uma quantidade considerável; basta notar que o primeiro computador que existiu no Centro de Informática da Universidade de Coimbra (então chamado Centro de Cálculo), o SIGMA V, que foi desmantelado já na década de 80, possuía a "extraordinária" capacidade de 32 K de memória RAM, repartida por dois armários de dimensões respeitáveis.

[64] De acordo com o que ficou dito no Capítulo 2 é adoptada a designação *sistemas terminais* para referir computadores de qualquer porte (*hosts* na designação anglo-saxónica) ou outro equipamento, desde que se encontre ligado a uma rede e seja origem e/ou destino de informação. Ainda de acordo com o mesmo capítulo é adoptada a designação *sistemas intermediários* para referir equipamento de comutação e/ou encaminhamento de informação (*gateways*, *switchs* e *routers* na designação anglo-saxónica).

local. Como foi já referido atrás, foi nesta rede que pela primeira vez foi aplicada a expressão *controlo da congestão* às redes de computadores[65].

A técnica proposta para o controlo da congestão na rede do NPL foi designada por *esquema isarítmico* [DaviesDonald 72] e era baseada na convicção de que a congestão era causada pelo número excessivo de pacotes em trânsito na rede. O *esquema isarítmico* parece ter sido inspirado na difusão dos electrões nos semicondutores, já que o fluxo de pacotes nos nós da rede, entre a origem e o destino, era controlado pela existência de *vazios* ou *lacunas (empties)* a fluírem em sentido contrário.

A admissão de um pacote pela rede era condicionada pela existência de um *vazio* no nó origem que era "preenchido" pelo pacote. A chegada de uma pacote ao nó destino dava de novo origem a um *vazio* que podia ser usado para "encher" com um pacote a aguardar transmissão. No caso de não existirem pacotes pendentes e de já estarem armazenados nesse nó um número máximo de *vazios*, o *vazio* era transmitido em direcção a um nó aleatório para que pudesse ser usado, armazenado ou retransmitido. No início da sua operação a rede era "carregada" com uma quantidade de *vazios* determinada pela quantidade de recursos de armazenamento existente na rede.

Embora bastante elegante e relativamente fácil de implementar, a *técnica isarítmica* revelou, em estudos posteriores, mau comportamento perante padrões de tráfego incertos, conduzindo facilmente à situação de *empty starvation.*

3.1.2 Rede ARPANET

A rede ARPANET — *Advanced Research Project Agency Network* — foi uma das primeiras redes de comutação por pacotes a ser desenvolvida [Deloche 69b], tendo começado a ser operada em 1969 com apenas quatro nós[66] e atingindo no final da década de 70 umas poucas centenas de nós, veio a evoluir para aquilo que hoje é a *Internet* [Postel 80a, Leiner 85, Davidson 88, Carl-Mitchell 94]. O seu desenvolvimento foi patrocinado pelo DoD *(Departament of Defense)* norte-americano e foi inicialmente baseada em dispositivos de comutação designados por *Interface Message Processores* (IMPs) que se encontravam ligados entre si, formando a rede, e aos quais os computadores *(hosts)* se encontravam ligados.

Na arquitectura inicial da ARPANET aparece pela primeira vez a noção de estratificação das funções protocolares [Kahn 72], sendo referida a existência de três níveis. No primeiro nível operavam dois protocolos — o protocolo *Host-to-IMP* [Deloche 69a] e o protocolo *IMP-to-IMP* — com poucas diferenças, e que viriam a ser substituídos pelo *Internet Protocol* (IP) [Postel 81a]. No segundo nível o protocolo *Host-to-Host* [Crocker 70], operando extremo-a-extremo e que viria a

---

[65] As técnicas de controlo de congestão em humanos remontam à antiguidade, sendo célebres as técnicas usadas no Império Romano.

[66] UCSB, UCLA, SRI e Systems Development Corp.

dar origem ao *Network Control Program* (NCP) [Kalin 70] e posteriormente ao protocolo *Transmission Control Protocol* (TCP) [Postel 81c]. No terceiro nível foram colocados os protocolos relacionados com os serviços de comunicação[67].

Para o controlo da congestão foram aplicados mecanismos de controlo de fluxo e de controlo do espaço de *buffers,* actuando a dois níveis [Kahn 72]: extremo-a-extremo associados ao protocolo *Host-to-Host* e entre os IMPs associados ao protocolo *IMP-to-IMP*.

O mecanismo de controlo de fluxo aplicado ao protocolo *Host-to-Host* era baseado no conceito de *janela deslizante* e era designado por *Request For Next Message* (RFNM) pelo facto de serem usados pequenos pacotes com esta designação pelo *host* receptor como forma de confirmação e como indicação de avanço da janela de transmissão. Adicionalmente ao RFNM era usado um mecanismo de reserva remota de *buffers* designado por *reassembly buffer allocation* de modo a ser garantido espaço no receptor para a recombinação de sequências de pacotes originadas pela fragmentação de mensagens.

Ao nível dos IMPs era usada uma técnica designada por *channel queue limit* para controlo da afectação de uma *pool* de *buffers* às filas de espera de comunicação com os *hosts* e com os outros IMPs. No controlo de fluxo *IMP-to-IMP* era usado um mecanismo rudimentar de confirmação e retransmissão, sem janela deslizante, com o propósito de simplificar o funcionamento dos IMPs. Quando o protocolo *IMP-to-IMP* foi substituído pelo protocolo IP o controlo do fluxo neste nível foi suprimido, sendo aperfeiçoado o controlo do fluxo no nível superior, como vai ser discutido mais adiante.

3.1.3 Rede Tymnet

A rede Tymnet [Tymes 71] é geralmente considerada a primeira rede de comutação de pacotes baseada em *circuitos virtuais* (VCs) e de área alargada. Tal como a ARPANET, entrou em funcionamento em 1969 e encontra-se ainda em operação embora actualmente seja baseada no protocolo X.25. Inicialmente a Tymnet permitia a ligação de terminais alfa-numéricos a computadores centrais, através de um conjunto de nós de comutação interligados por linhas telefónicas dedicadas. Foi desenvolvida e comercializada nos EUA pela empresa Tymshare, Inc. que era propriedade do Sr. La Roy Tymes. Era baseada em circuitos virtuais ligando os terminais aos computadores através dos vários nós da rede. Operava em *modo de caracter* entre os terminais e os nós da rede e em *modo de pacote* entre os nós da rede. O protocolo de comutação de pacotes que era usado entre os nós da rede agrupava dentro de um único pacote os caracteres procedentes de diferentes terminais (de diferentes circuitos virtuais) com o mesmo destino final ou com a etapa seguinte em comum.

Na Tymnet original era utilizado um mecanismo de controlo de fluxo — designado por *backpressure* — localizado em cada um dos nós de comutação ao longo de um circuito virtual. O

---

[67] É interessante verificar que este modelo arquitectural se manteve praticamente inalterado até aos nossos dias. Apenas foi introduzido o nível de acesso ao meio físico sob o nível do *Host-to-IMP*.

mecanismo era baseado na decrementação, na altura da transmissão, de um contador de caracteres, associado a cada circuito virtual. Quando o contador de um circuito virtual chegava a zero num dado nó da rede a transmissão era interrompida por esse nó nesse circuito virtual. Os contadores eram reinicializados cada vez que os nós receptores notificavam os nós transmissores da sua disponibilidade de *buffers* para continuarem a recepção de caracteres nesse circuito virtual.

3.1.4 Arquitectura XNS

A arquitectura XNS — *Xerox Network Services* — desenvolvida pela Xerox no *Palo Alto Research Center* (PARC) foi a primeira arquitectura proprietária de comunicação a ser desenvolvida e comercializada, em meados da década de 70. Possuía um conjunto sofisticado de serviços, suportados por uma arquitectura protocolar estratificada em seis camadas e funcionalmente bastante completa. Utilizava tecnologias de transmissão que permitiam a formação de redes de grande área, de redes locais de débito elevado ou de soluções mistas. A tecnologia de comunicação usada em rede local desenvolvida e patenteada pela Xerox tinha a designação comercial de *Ethernet* [Metcalfe 76] e foi parcialmente inspirada no funcionamento da *Alohanet* — uma rede experimental de comutação de pacotes via rádio, implementada na Universidade do Hawaii no início da década de 70 [Abramson 70, RobertsL 75]. Devido ao facto de a Xerox nunca ter divulgado completamente as especificações da arquitectura XNS e de não ter conseguido uma grande implantação no mercado (entretanto surgiram outras arquitecturas proprietárias, nomeadamente a SNA da IBM e a DNA da Digital) a arquitectura XNS acabou por desaparecer (com o aparecimento do TCP/IP) deixando como herança a tecnologia *ethernet* — entretanto normalizada pelo IEEE [IEEE 85a] e pela ISO [ISO 93i] e adoptada por quase todos os grandes fabricantes de computadores[68] [Metcalfe 92] — e a arquitectura *Netware* da Novell cujos protocolos são extensões dos XNS.

Na arquitectura XNS os mecanismos de controlo de congestão estavam associados aos ITPs — *Internet Transport Protocols* — responsáveis pelo transporte da informação entre as aplicações de comunicação [Tully 85, Tully 86]. Os ITPs eram formados por vários protocolos independentes repartidos por dois níveis hierárquicos. No nível inferior, o IDP — *Internet Datagram Protocol* — era responsável pela transmissão de blocos de tamanho variável na Ethernet, sem garantir a sua entrega e o seu ordenamento. No nível hierárquico superior operavam os protocolos PEP — *Packet Exchange Protocol* — e SPP — *Sequenced Packet Protocol* — respectivamente com funções de transmissão pacote-a-pacote e em modo de sequência de pacotes. O principal método de controlo de congestão da arquitectura XNS estava associado ao SPP e consistia num mecanismo de controlo do fluxo por janela deslizante[69].

---

[68] Todos excepto a IBM e a Apple que desenvolveram as suas próprias solução para redes locais, redes *Token Ring* e *Appletalk* respectivamente. As redes *Token Ring* foram também normalizadas pelo IEEE [IEEE 85b] e ISO [ISO 94d]. As redes *Appletalk* (ou *Localtalk* na designação actual) são baseadas na tecnologia *Token Bus,* também normalizada pelo IEEE [IEEE 85c] e pela ISO [ISO 90b].

[69] É interessante notar o paralelo que existe entre a arquitectura XNS e a arquitectura TCP/IP que veio a substituir os protocolos da ARPANET.

3.1.5 Arquitectura SNA

A arquitectura SNA — *Systems Network Architecture* — da IBM foi anunciada em 1974 permitindo, na altura, apenas a ligação de vários terminais a um único computador central, veio a evoluir para uma arquitectura protocolar estratificada e distribuída [Gray 77, Atkins 80, Hoberecht 80] mantendo, no entanto, algumas características de assimetria e centralismo devido à sua origem[70].

Na arquitectura SNA existem quatro tipos de dispositivos com funcionalidades de comunicação muito distintas: computadores, controladores de comunicações, controladores de terminais e dispositivos terminais (ex.: terminais, impressoras, etc.). Sobre estas quatro classes de dispositivos é definida uma rede com dois níveis hierárquicos: o nível dos computadores e dos controladores de comunicações, designado por nível de *subárea*, com funcionalidades de endereçamento, encaminhamento e controlo do fluxo; e o nível dos terminais e concentradores, com reduzidas funcionalidades de comunicação, directamente ligados a nós de subárea.

A comunicação entre os nós de subárea é suportada por circuitos virtuais, designados por *virtual routes* (VRs) e sujeitos a controlo do fluxo individual entre os extremos da ligação [Gray 77]. A técnica usada é designada por *VR pacing* e é baseada num mecanismo de janela em que o nó transmissor requer ao nó receptor permissão para transmitir um bloco de pacotes antes de iniciar a transmissão. O tamanho do bloco de pacotes é dinamicamente ajustado pelo nó destino e também pelo nós intermédios com base na sua disponibilidade de *buffers*. Adicionalmente ao *VR pacing* na SNA existe ainda um mecanismo designado por *Session pacing* que estende o controlo de fluxo aos terminais e controladores de terminas, no nível hierárquico inferior à subárea.

3.1.6 Arquitectura DNA

A arquitectura de comunicação da *Digital Equipment Corporation* foi anunciada em 1975 com o acrónimo de DNA — *Digital Network Architecture* [Wecker 80] — sendo, no entanto, vulgarmente designada por DECnet. Ao contrário da SNA, e talvez pelo facto de a DEC ser sobretudo fabricante de computadores de médio porte, a DNA foi desde o início orientada para a partilha descentralizada de recursos informáticos em ambiente distribuído.

A arquitectura DNA usava um conjunto de técnicas relativamente simples para o controlo da congestão. O mecanismo básico era designado por *channel queue limit* e consistia na imposição de um limite às filas de espera de transmissão dos canais, associado a um mecanismo de controlo de fluxo por janela para cada canal. Sempre que o limite das filas era atingido os pacotes eram retidos na origem através do controlo do fluxo e os pacotes em trânsito eram descartados. O limite

---

[70] Já na década de 90 foram retiradas estas características à arquitectura de comunicações da IBM, com o aparecimento da arquitectura APPN *(Advanced Peer-to-Peer Networking)* em substituição da SNA. O problema é que a APPN existe há já cinco anos e nenhum cliente da IBM parece disposto a ser o primeiro a mudar da SNA para a APPN, apesar dos esforços da empresa nesse sentido.

era calculado dividindo o numero de *buffers* disponíveis num dado nó da rede, pela raiz quadrada do número de linhas de saída permitindo assim a sobreutilização da memória disponível.

A arquitectura DNA sofreu várias remodelações encontrando-se actualmente na Fase V [Hegerty 90] caracterizada pela adopção da arquitectura e de protocolos OSI, na variante CLNS do serviço de rede. Os estudos subjacentes à evolução da DECnet deram origem a inúmeras contribuições na área do controlo de congestão, com repercussões noutros protocolos e arquitecturas, que irão ser abordados na Secção 3.2.

3.1.7 Rede GMDNET

A rede GMDNET foi uma rede experimental, desenvolvida em meados da década de 70 no *Institute for Teleprocessing* do GMD[71] na Alemanha [Raubold 75, Giessler 78]. A GMDNET era uma rede baseada em circuitos virtuais, orientada para a transferência de mensagens, com controlo de fluxo por janela dinâmica aplicado individualmente a cada circuito virtual *(VC I-control)* e funcionando a dois níveis: nó-a-nó e extremo-a-extremo, operando independentemente um do outro. A principal inovação desta rede consistiu na introdução de uma estratégia de gestão da *pool* de *buffers,* designada por SBP — *structured buffer pool* — que, através da separação dos *buffers* em classes, eliminava as situações de *store-and-forward deadlock* indirectos, caracterizadas pela impossibilidade de um dado nó receber e retransmitir pacotes em trânsito (pacotes *senior*) por ter os *buffers* ocupados com pacotes recém admitidos na rede (pacotes *júnior*).

Na GMDNET a *pool* de *buffers* era totalmente partilhada pelos vários circuitos virtuais em operação. Em cada nó da rede, à classe de *buffers* mais elevada era afectada uma quantidade de *buffers* determinada pelo comprimento da maior mensagem que poderia ser recebida, pacote-a-pacote, e recombinada naquele nó. À classe *0* era afectada uma quantidade de buffers determinada pelo comprimento máximo das mensagens que poderiam ser admitidas e fragmentadas em pacotes, nesse nó. Existia ainda uma quantidade de *buffers* não afectados, disponíveis para serem dinamicamente associados a qualquer uma das classes.

As mensagens só eram admitidas à rede se existissem *buffers* de classe *0* disponíveis no nó local em número suficiente para armazenar todos os pacotes resultantes da sua fragmentação — *input buffer limit (IBL)*. No seu trânsito ao longo da rede, os pacotes iam sendo em cada novo salto, sucessivamente "promovidos" à classe de *buffers* seguinte. Um pacote da classe *N* tinha direito a ocupar *buffers* da classe *N* e de todas as classes inferiores, sendo assim dada prioridade ao pacotes *sénior* (onde já tinham sido investidos mais recursos) em relação os pacotes *júnior*. O mecanismo de controlo de fluxo nó-a-nó aplicado à admissão dos pacotes *(input flow control)* e à sua transição de nó em nó, garantia o ajuste da carga à congestão nos nós intermédios da rede. O mecanismo de controlo de fluxo extremo-a-extremo *(entry-to-exit flow control)* regulava a admissão de pacotes na origem, de acordo com a capacidade do destino.

---

[71] Gesellschaft für Mathematik und Datenverarbeitung.

Os estudos levados a cabo em torno da GMDNET [Giessler 87] mostraram que a técnica *structured buffer pool,* associada aos mecanismos de controlo do fluxo, era eficiente na eliminação das situações de *store-and-forward deadlock* e na regulação do tráfego para valores não muito elevados da carga. Para situações de carga elevada os mecanismos não evitavam a degradação do débito chegando este a cair para valores quatro a cinco vezes inferiores ao débito máximo, tendo sido propostas em [Giessler 87, Lam 81] algumas modificações para minimizar este efeito, baseadas no ajuste dinâmico to tamanho das classes de *buffers* às variações da carga e no refinamento dos mecanismos de controlo do fluxo extremo-a-extremo.

3.1.8 Rede Cyclades

A rede Cyclades foi criada pelo IRIA[72] em meados da década de 70 para apoio à comunidade científica francesa. No âmbito da criação desta rede foram patrocinados vários projectos de investigação em redes de computadores um dos quais veio a dar origem à rede experimental CIGALE [Majithia 79] onde foram ensaiados os mecanismos de controlo de congestão para a rede Cyclades, normalmente conhecidos por esquema do *choke packet*.

As técnicas propostas para o controlo da congestão foram divididas em dois níveis: nível de junção *(trunk)* e nível de percurso *(path)*. A junção era considerada congestionada se a sua utilização (medida durante um dado intervalo de tempo) excedesse um dado limite (normalmente 80% da capacidade). Um percurso era considerado congestionado se uma das suas junções estivesse congestionada. A informação de congestão das junções era propagada juntamente com a informação de encaminhamento, o que permitia que os nós da rede conhecessem o estado de congestão das várias junções e percursos. Sempre que um nó da rede recebia directamente de um computador um pacote destinado a uma junção congestionada esse pacote era descartado. Se, por outro lado, o pacote recebido fosse de trânsito (vindo de outro nó da rede) era encaminhado para a junção congestionada mas era gerado um pacote de pequenas dimensões *(choke packet)* em direcção à origem forçando-a a bloquear o envio de pacotes subsequentes destinados ao percurso congestionado. Os *choke packets* tinham uma validade temporal limitada pelo que, decorrido o período de validade a transmissão recomeçava.

Tal como na técnica usada na GMDNET *(input buffer limit)*, o mecanismo dos *choke packets* favorecia o tráfego de trânsito sobre o tráfego originado localmente. A principal diferença residia no facto de no *input buffer limit* a congestão ser decretada com base em informação local (ocupação dos *buffers*) enquanto que no mecanismo dos *choke packets* era com base no estado dos percursos, o que permitia regular selectivamente o tráfego, de acordo com o seu destino.

A rede Cyclades usava ainda controlo de fluxo extremo-a-extremo, associado ao protocolo de transporte, baseado num mecanismo de créditos e confirmações, semelhante ao que veio a ser adoptado para o protocolo TCP.

---

[72] Organização de tutela da investigação científica em França (actualmente INRIA.).

3.1.9 Rede Transpac

A rede pública francesa de comutação de pacotes, Transpac [Simon 79], foi criada em 1976 pelo operador público de telecomunicações francês e ainda se encontra em operação. Foi uma das primeiras redes baseada na recomendação X.25 do ex-CCITT [ITU-T 90f], aprovada em 1976 numa versão ainda muito rudimentar[73]. Para além de ser usado como protocolo de acesso aos nós da rede (DTE a DCE), o X.25 era também usado na comunicação entre os nós da rede (DCE a DCE)[74].

O controlo da congestão na Transpac é baseado no uso do mecanismo de negociação da classe de débito existente no protocolo X.25 e na gestão dinâmica do espaço de *buffers* de acordo com a carga instantânea. Cada nó da rede contabiliza o débito agregado dos circuitos virtuais (VCs) que o atravessam e monitoriza a *pool* de *buffers* disponíveis. Quando o débito agregado dos VCs excede a capacidade das linhas num determinado factor (factor de *overselling*) é bloqueado o estabelecimento de novos VCs. Na gestão da *pool* de *buffers* são dinamicamente estabelecidos, de acordo com as flutuações da carga, três limites [$L1 < L2 < L3$]. Quando $L1$ é excedido é bloqueada a admissão de novos VCs; quando $L2$ é excedido é activado o controlo de fluxo nos circuitos virtuais através do retardamento das confirmações; quando $L3$ é excedido é iniciado o processo de quebra selectiva de VCs.

A experiência da Transpac contribuiu decisivamente para a divulgação e, sobretudo, para o aperfeiçoamento do *interface* X.25 que levou ao seu uso generalizado em redes públicas e à posterior adopção do protocolo X.25 como norma OSI [ISO 93e].

3.1.10 Rede Datapac

A Datapac, estabelecida no Canadá no final da década de 70, foi também uma das primeiras redes públicas de comutação por pacotes baseada na recomendação X.25 do CCITT. A sua operação era suportada pelos famosos comutadores SL-10 da Northern Telecom [Magoon 79] que também equiparam a rede pública de dados portuguesa, Telepac, aquando da sua criação em 1984.

Ao contrário dos comutadores usados na rede Transpac, os comutadores SL-10 operavam, para além do protocolo X.25 nos interfaces de acesso (DTE a DCE), um protocolo interno, entre os

---

[73] As redes SERCnet e EPSS do Reino Unido, também de tecnologia X.25, foram criadas pouco tempo depois da Transpac.

[74] Os acrónimos DTE e DCE fazem parte da terminologia definida pela ITU-T (ex-CCITT) para a transmissão de dados e significam respectivamente *Equipamento Terminal de Dados* e *Equipamento terminal dos Circuitos de Dados*. A recomendação X.25 do ex-CCITT apenas estabelece o *interface* entre DTE e DCE, nada impondo ao *interface* DCE-DCE.

comutadores (DCE a DCE), em modo de ausência de ligação[75]. Como mecanismos de controlo da congestão os comutadores SL-10 usavam o controlo de fluxo por *janela deslizante,* inerente ao protocolo X.25, aplicado a cada circuito virtual, associado a um outro mecanismo de janela a operar entre DCEs, no protocolo interno. As três janelas (DTEa-DCEa, DCEa-DCEb e DCEb-DTEb) eram sincronizadas por retenção de pacotes de confirmação de modo a ser conseguida a adaptação da velocidade de transmissão do DTE transmissor à velocidade de aceitação do DTE receptor. Este mecanismo ficou conhecido como *mecanismo da janela concatenada.*

3.1.11 Arquitectura OSI

Os trabalhos que conduziram ao modelo OSI para a interligação de sistemas abertos, tiveram início na ISO em 1977, com a constituição do subcomité *Open Systems Interconnection* (SC16) dentro do comité técnico *Data Processing* (TC97), tendo como primeira prioridade o desenvolvimento de uma arquitectura para enquadramento de protocolos normalizados com vista à interligação de sistemas informáticos heterogéneos [Zimmermann 80]. A arquitectura OSI surgiu como reacção às iniciativas dos grandes fabricantes (IBM, Digital, Xerox, etc.) que, não obedecendo a qualquer preocupação de compatibilidade com outras marcas, restringiam a comunicação aos equipamentos do mesmo fabricante. Foi influenciada pelos trabalhos, já referidos, desenvolvidos em torno das redes heterogéneas na altura existentes (nomeadamente da ARPANET nos EUA, da Cyclades e Transpac em França e da EPSS no Reino Unido) e pelas arquitecturas proprietárias SNA, DNA e XNS.

O modelo arquitectural proposto pelo OSI/TC97/SC16 foi designado por *Reference Model of Open Systems Interconnection* (modelo de referência OSI ou, simplesmente, modelo OSI) tendo sido publicado como norma internacional ISO em 1984 e, posteriormente, sofrido algumas revisões até à versão actual [ISO 93b]. O modelo OSI foi também adoptado pelo CCITT como modelo para a arquitectura das redes públicas de dados na *recomendação* X.200 [ITU-T 90g].

Na definição do modelo de referência OSI foram apenas definidas as funções genéricas dos vários protocolos necessários à comunicação e a sua estratificação em sete camadas. A necessidade de funções para a garantia do bom desempenho da comunicação foi identificada e a responsabilidade pela sua execução foi vagamente diluída pelas camadas de transporte, rede e ligação lógica e também pelos protocolos de gestão, sendo o seu estudo deixado a cargo dos processos de desenvolvimento e normalização dos vários protocolos.

3.1.12 Outros trabalhos

As técnicas de controlo de congestão propostas para as redes ARPANET, NPL, Tymnet e Cyclades foram posteriormente analisadas por Mischa Schwartz e por Samir Saad [Scwartz 79] através de modelos de filas de espera, que obtiveram resultados analíticos para os vários

---

[75] Em modo *datagrama* na terminologia usada na altura.

mecanismos utilizados e elaboraram gráficos comparativos dos débitos, atrasos de trânsito e probabilidade de bloqueamento por *deadlock*, para diferentes valores da carga na rede e para diferentes valores dos parâmetros operacionais (número de etapas na rede, quantidade de buffers, etc.) de cada um dos mecanismos.

Em [Reiser 79] é também aplicada a teoria das redes de filas de espera sendo proposto um modelo do controlo de fluxo extremo-a-extremo por janela deslizante e, a partir deste, derivado um modelo heurístico, susceptível de tratamento informático, baseado na extensão da análise de valor médio e válido para redes de grande dimensão. O modelo proposto permite obter valores de ocupação média dos buffers, utilização das linhas, débito, atraso de trânsito e probabilidade de *deadlock,* em redes com grandes populações de pacotes, com uma precisão de 5% para os valores de débito e de 10% para os atrasos de trânsito.

As técnicas *choke packets* e *input buffer limit* propostas para as redes Cyclades e GMDNET foram ainda retomadas por Jeffrey Jaffe [Jaffe 81], que efectuou o seu estudo analítico e propôs a sua combinação sob a designação genérica de *bottleneck flow control*. No seu trabalho Jaffe propõe um *critério de optimalidade* para a repartição da capacidade de débito de um estrangulamento na rede *(bottleneck)* pelos circuitos virtuais que o atravessam e apresenta um algoritmo para a determinação do ponto de funcionamento, em termos de débito, para os vários circuitos virtuais. O algoritmo proposto garante a repartição *justa* da capacidade do estrangulamento, num cenário estático, sendo verificadas as seguintes condições:

- O débito de cada VC é apenas limitado pela capacidade do estrangulamento;
- A capacidade do estrangulamento é repartida de forma que cada VC obtém pelo menos a sua quota-parte de débito, determinada pela sua prioridade, sendo verificada a Expressão 3.1 em que γ_p e γ_q são os débitos obtidos pelos circuitos virtuais *p* e *q* e χ_p e χ_q são as suas prioridades.

$$\gamma_p \geq \left(\chi_p / \chi_q \right) \cdot \gamma_q \tag{3.1}$$

Para além dos trabalhos citados em cada uma das propostas analisadas, e dos trabalhos de Schwartz, Reiser e Jaffe já referidos, o trabalho de Mario Gerla e Leonard Kleinrock [Gerla 80] apresenta uma excelente retrospectiva das propostas para o controlo de congestão em redes de computadores, surgidas durante a década de 70, constituído ainda hoje uma referência importante na área[76]. Este trabalho constitui também a primeira tentativa de abordagem sistemática e de enquadramento do problema da congestão em redes de computadores. São apontados três objectivos principais para o controlo da congestão:

- Evitar a degradação da eficiência na comunicação por má utilização da largura de banda ou do espaço de armazenamento disponíveis;

---

[76] Estas propostas foram posteriormente retomadas pelos mesmos autores que fizeram um estudo sumário da sua aplicabilidade à interligação de redes locais [Gerla 88].

- Garantir *equidade* no uso dos recursos disponíveis pelos utilizadores;
- Evitar os *deadlocks* por esgotamento de recursos na rede.

Para atingir os objectivos enunciados são identificados, à luz do recém aparecido modelo OSI[77] [Zimmermann 80], quatro níveis de actuação para os mecanismos de controlo da congestão:

- Nível de salto *(hop level)* — responsável pela regulação do tráfego entre dois nós adjacentes da rede, evitando congestão nos *buffers* locais e *deadlocks* por falta de espaço de armazenamento;
- Nível entrada-saída *(entry-to-exit)* — com a responsabilidade de evitar a congestão no nó de saída;
- Nível de acesso — com o objectivo de controlar a admissão de tráfego de acordo com as informações sobre o estado de congestão vindas da rede;
- Nível de transporte — associado ao protocolo da camada de transporte (ou camada equivalente nas arquitecturas não OSI) com o principal objectivo de prevenir a congestão na zona dos utilizadores dos serviços de comunicação, isto é; fora da rede.

Nos níveis de salto e de acesso são ainda considerados dois subníveis, correspondentes às camadas protocolares de ligação lógica e de rede (os autores consideram não serem necessários mecanismos de controlo de congestão na camada física). Na camada de rede são consideradas as alternativas modo *datagram* e modo circuito virtual (VC). A Figura 3.1 ilustra a divisão proposta por Gerla e Kleinrock.

A revisão dos mecanismos de congestão conhecidos na época, feita por Gerla e Kleinrock é enquadrada na divisão funcional proposta, sendo para cada nível (ou subnível) de actuação apresentados os mecanismos de controlo da congestão e identificadas as circunstâncias da sua aplicação.

---

[77] O artigo de Gerla e Kleinrock e o artigo sobre o modelo OSI de Zimmermann saíram no mesmo número da *IEEE Transactions on Communications,* o número 4 do volume 28, saído em Abril de 1980. Pode dizer-se que este número histórico marcou a chegada das redes de computadores à idade adulta. Incluía artigos (para além dos já referidos) sobre as arquitecturas DNA [Vecker 80], SNA [Atkins 80, Hoberecht 80], TCP/IP [Postel 80], sobre o protocolo X.25 [Rybczynki 80], sobre protocolos de encaminhamento [Schwartz 80] e ainda sobre vários outros temas mais específicos.

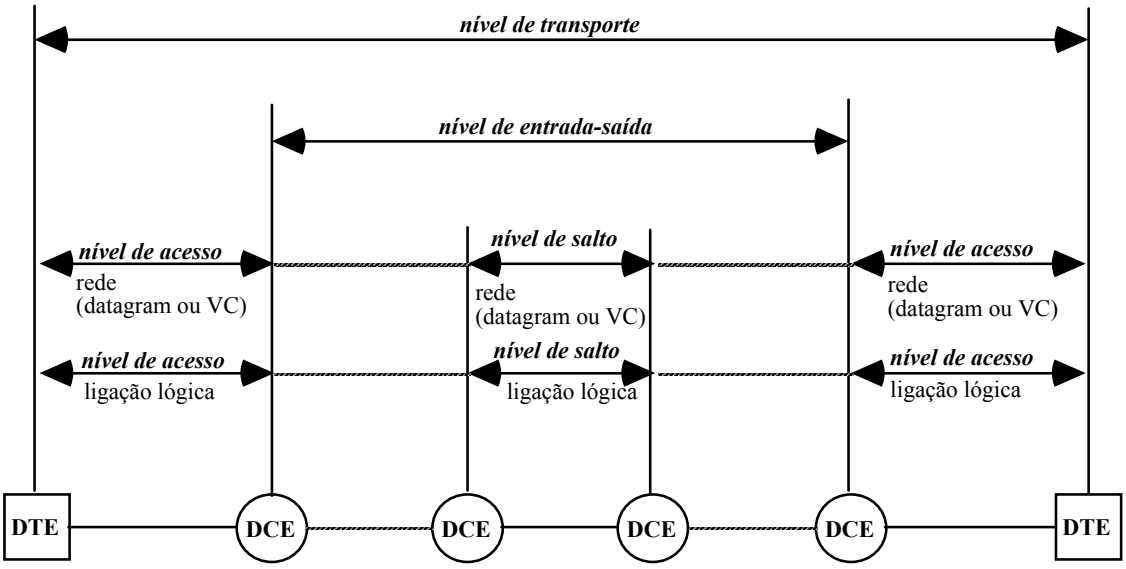

Figura 3.1 Níveis de controlo da congestão [Gerla 80].

3.2 DÉCADA DE 80 — A VULGARIZAÇÃO DAS REDES DE COMPUTADORES

A década de 80 foi a década da vulgarização das redes locais de computadores (*Ethernet*, *Token Ring, Appletalk*, etc.) e da explosão da Internet mundial[78], associada à difusão dos protocolos da família TCP/IP [Postel 80a], oriundos da rede ARPANET incluídos nas máquinas com sistema operativo Unix a partir de 1983. Foi nesta década que a área do controlo da congestão atingiu o estatuto de maioridade, com a publicação de inúmeros trabalhos e a inclusão sistemática do tema em conferências e em revistas da especialidade.

As propostas mais relevantes para o controlo da congestão, surgidas nesta década, podem ser separadas em dois grupos fundamentais: as técnicas destinadas à regulação do tráfego nos sistemas terminais *(hosts),* operando associadas aos protocolos de transporte com a responsabilidade do controlo de fluxo extremo-a-extremo, ou aos protocolos da camada de rede actuando salto-a-salto *(hop-by-hop);* as técnicas destinadas à gestão dos recursos de memória e largura de banda nos sistemas intermediários (*routers* e *bridges*).

---

[78] A explosão da Internet deu-se sobretudo a partir de meados da década de 80 nos Estados Unidos e, no inicio da década de 90, na Europa. Este atraso ficou a dever-se ao facto de, na Europa, se ter apostado fortemente em soluções normalizadas OSI, sob o "alto patrocínio" da Comissão das Comunidades Europeias [RARE 87, RARE 88, RARE 89, RARE 90, Pallares 90] e que, devido ao atraso no processo de normalização OSI, em oposição à omnipresença dos protocolos TCP/IP, acabaram por "degenerar" na implementação, a nível europeu, de soluções baseadas nesta arquitectura [RARE 92a, RARE 92b, DaviesDai 93, Karrenberg 93].

3.2.1 Sistemas terminais

O crescimento acelerado das redes TCP/IP, implantadas sobre as mais diversas tecnologias de transmissão e topologias geográficas (com grandes variações de largura de banda) e o facto de estas redes serem baseadas no princípio da *"não reserva de recursos"* nos equipamentos de rede, fizeram com que no problema do controlo da congestão fossem concentrados enormes esforços, no sentido de soluções que possibilitassem o crescimento das redes e a utilização de meios de transmissão rápidos, com vista ao suporte alargado de serviços de comunicação cada vez mais exigentes.

O primeiro trabalho sobre controlo de congestão nas redes TCP/IP deve-se a John Nagle [Nagle 84][79] e coincide precisamente com o advento da Internet pela separação da componente militar da ARPANET (dando origem à MILNET) e com a abertura da ARPANET (que entretanto mudara de nome para ARPA Internet sendo, posteriormente, simplificado pelo uso, para Internet) a toda a comunidade científica[80]. Neste trabalho é pela primeira vez utilizada a expressão *"colapso de congestão"* para caracterizar a saturação completa e duradoura da rede, devida à retransmissão generalizada de pacotes pelos sistemas terminais, sendo propostas algumas medidas (alterações aos protocolos TCP e ICMP e ao comportamento dos sistemas intermediários) para minimizar a ocorrência do fenómeno.

3.2.1.1 Arquitectura DNA

Data também desta altura o primeiro trabalho de Raj Jain (em conjunto com Dah-Ming Chiu e W. Hawe) sobre *equidade*[81] na utilização dos recursos de comunicação pelos utilizadores [Jain 84], realizado no âmbito do desenvolvimento e aperfeiçoamento da arquitectura de comunicações proprietária da Digital Equipment Corporation (DEC), a arquitectura DNA ou DECnet, já referida anteriormente. O problema da garantia de *equidade,* já antes abordado em [Gerla 80], passou a ser considerado como fazendo parte do problema do controlo da congestão. Este grupo de autores, em conjunto com K. Ramakrishnan, também da DEC, viria a produzir um trabalho muito importante na área do controlo da congestão [Jain 84, Jain 86a, Jain 86b, Jain 87, Jain 89, Jain 90, Jain 92, Chiu 89, Ramakrishnan 87, Ramakrishnan 88], tendo proposto um conjunto de técnicas destinadas à arquitectura DNA. De entre as técnicas propostas salientam-se os seguintes mecanismos de *feedback* da informação de congestão na rede aos sistemas terminais:

---

[79] É interessante verificar que o trabalho de Nagle refere ainda redes IP/TCP e não a designação que mais tarde se vulgarizou de TCP/IP.

[80] Esta separação coincidiu com a adopção de novos protocolos na ARPANET, nomeadamente o TCP *(Transmission Control Protocol)* [Postel 81c] e o IP *(Internet Protocol)* [Postel 81a] que substituíram o NCP *(Network Control Program)* [Kalin 70]. Foi também introduzido o ICMP *(Internet Control Message Protocol)* [Postel 81b] com a função auxiliar de transportar informação sobre as anomalias na rede.

[81] Como foi já referido no Capítulo 2, foi utilizado o termo *equidade* para traduzir *fairness* por parecer mais adequado que o termo *justiça*. O termo deve ser entendido em sentido lato e não com o significado estrito de "em partes iguais".

- CUTE — *Congestion control Using Time-outs at the End-to-end layer* — um mecanismo reactivo de controlo da congestão por *feedback* implícito com base nos *time-outs* dos temporizadores do protocolo de transporte DNA, aquando da perda de pacotes [Jain 86a];

- DEC*bit* — também designada por *binary feedback ou* CE*bit (congestion experienced bit)* — um mecanismo de controlo preventivo, por *feedback* explícito de informação de congestão aos sistemas terminais pelos sistemas intermediários, através de um *bit* incluído no cabeçalho dos pacotes do protocolo de transporte DNA [Jain 87, Ramakrishnan 87, Ramakrishnan 88];

- CARD — *Congestion Avoidance using Round-trip Delay* — um mecanismo de controlo preventivo, por *feedback* implícito, com base na variação dos tempos de ida-e-volta dos pacotes do protocolo de transporte DNA [Jain 89].

Actuando com base nos mecanismos de *feedback* descritos foram ainda propostos um conjunto de algoritmos de *janela adaptativa* para regulação dinâmica do volume de dados injectado na rede pelos sistemas terminais, de acordo com o estado de congestão da rede [Jain 87, Chiu 89].

3.2.1.2 Arquitectura TCP/IP

A existência de alguma semelhança funcional da arquitectura DNA com a arquitectura TCP/IP[82], possibilitou que as propostas de Jain, Ramakrishnan, Chiu e Hawe, fossem em parte adaptadas a esta última arquitectura, concretamente ao protocolo TCP por Van Jacobson [Jacobson 88] que, conjuntamente com Phil Karn e Craig Partridge [Karn 87] propuseram a introdução de um conjunto de novos algoritmos no código do protocolo TCP. Concretamente, dois algoritmos de "afinação" do algoritmo do TCP para a estimação do tempo de ida-e-volta para acerto do temporizador de retransmissões:

- Algoritmo de estimação do tempo de ida-e-volta na presença de *retransmissões múltiplas* (algoritmo de Karn [Karn 87]);

- Algoritmo de estimação da *variação* do tempo de ida-e-volta [Jacobson 88];

e dois algoritmos para ajuste dinâmico da janela:

- *Slow-start* — algoritmo destinado a *aumentar gradualmente* a janela aquando do estabelecimento das ligações TCP ou da ocorrência de perdas de pacotes, de modo a que o equilíbrio seja atingido sem sobressaltos [Jacobson 88] (baseado no CUTE [Jain 88]);

---

[82] Esta semelhança é sobretudo evidente na Camada de Transporte que foi onde as propostas dos autores mais incidiram.

- *Congestion Avoidance* — algoritmo de ajuste dinâmico da janela, destinado a manter a comunicação fora da região de congestão, tirando simultaneamente partido da largura de banda disponível [Jacobson 88] (baseado no *binary feedback* [Jain 87]).

Tanto Raj Jain com Van Jacobson defendem, nos seus trabalhos, a separação do problema da congestão em duas vertentes: o *controlo da congestão* para recuperar as redes de situações de congestão grave e esporádicas (algoritmo *Slow-start*) e; o *evitar da congestão (congestion avoidance)* destinado a manter as redes a operar em regime permanente, evitando a ocorrência de congestão. A designação *congestion avoidance* acabou por não sobreviver mas os princípios subjacentes continuam válidos actualmente.

As modificações ao TCP de Van Jacobson e Phil Karn foram forçadas pela situação de *colapso de congestão* que, a partir de Outubro de 1986, vinha a acontecer com frequência na Internet. Estes colapsos na Internet durante 1986 e 1987, eram de tal forma drásticos que, o débito líquido chegava a cair de três e quatro ordens de grandeza, repentinamente, por causa de retransmissões maciças de pacotes TCP, cujo efeito se propagava (e instalava de forma persistente) rapidamente a toda a rede[83]. As modificações propostas mostraram um efeito extremamente positivo na congestão da Internet, tendo sido posteriormente incluídas na especificação oficial do TCP, através da RFC 1122 *"Requirements for Internet Hosts — Communication Layers"* [Braden 89][84]. Esta especificação deu origem a uma nova versão do TCP, designada por *TCP Tahoe,* que foi distribuída com a versão 4.3 do BSD Unix.

As modificações ao protocolo TCP introduzidas por Jacobson e Karn foram posteriormente objecto de análises exaustivas por parte de vários autores [Shenker 90b, ZhangLixia 91, WangZheng 91, WangZheng 92, Brakmo 94], tendo sido detectada a perda periódica de pacotes TCP e comportamento oscilatório no ajuste das janelas, devido a fenómenos sincronização do tráfego bidireccional [ZhangLixia 91] e à redução drástica da janela provocada pelo *Slow-start* [Shenker 90b]. Estes autores sugeriram algumas correcções aos algoritmos de Jacobson, nomeadamente aos algoritmos de *janela adaptativa* [Shenker 90b, WangZheng 91, WangZheng 92], no mecanismo de *feedback* de informação de congestão [WangZheng 91, WangZheng 92] e no mecanismo de *retransmissão* de pacotes [Brakmo 94]. Algumas das modificações propostas foram incluídas numa nova versão do TCP *(TCP Reno)*, outras ficaram-se por versões experimentais *(TCP Vegas)*[85].

---

[83] Na tradição oral da Internet, existe uma outra versão maliciosa para a motivação do trabalho de Van Jacobson, segundo a qual, as modificações no TCP seriam motivadas pelo facto de o seu laboratório — o Laurence Berkeley Laboratory (LBL) da Universidade da Califórnia Berkeley (UCB) — aceder à Internet pela UCB através de uma ligação de baixa velocidade, o que colocava os utilizadores do LBL em desvantagem relativamente aos utilizadores da rede principal da UCB.

[84] A RFC 1122 surgiu no seqência da RFC 1072 [Braden 88], RFC 1106 [Fox 89] e RFC 1110 [McKenzie 89], que propunham já algumas alterações e extenções aos mecanismos de janela e de confirmações do TCP e, foi posteriormente complementada com análises de problemas especificos do TCP, nas RFC 1263 [Peterson 91] e RFC 1323 [Borman 92].

[85] As versões *Tahoe* e *Reno* do TCP tomaram o nome das *releases* do 4.3 BSD Unix onde vinham incluídas. A versão *Vegas* é apenas uma versão experimental proposta em [Brakmo 94] e não apareceu associada a nenhuma *release* do BSD Unix.

Inspirado nas modificações propostas por Van Jacobson ao protocolo TCP, Gregory Finn [Finn 89] propôs a localização de mecanismos de controlo de congestão no protocolo IP, em alternativa à sua localização no TCP. Segundo o autor, sendo o problema do controlo da congestão resolvido no protocolo IP[86] não seria necessário considerá-lo nos vários protocolos da camada de transporte (TCP, UDP). Exceptuando no nível de intervenção, a proposta de Finn é bastante semelhante às propostas de Jacobson [Jacobson 88]. Dado que no IP não existem mecanismos de *time-out* é proposta a utilização das mensagens *Source Quench* (SQ) do ICMP (daí a designação de *IP/SQ* adoptada pelo autor para a técnica proposta), geradas nas *gateways* na sequência da descartagem de um pacote por falta de espaço de armazenamento [Postel 81b], como indicações de congestão, actuando num mecanismo de regulação da taxa de transmissão dos pacotes IP. A análise por simulação revelou que, embora garanta a redução de carga em situações de congestão, o IP/SQ não garante *equidade* entre conversações na utilização da largura de banda. Esta conclusão era de prever *a priori* uma vez que, operando na camada IP, o algoritmo não é capaz de distinguir entre várias conversações, associadas a várias ligações TCP.

3.2.1.3 Arquitectura OSI

Os trabalhos de Jain, Ramakrishnan, Chiu e Hawe, tiveram também influência directa na arquitectura OSI, concretamente na especificação da classe 4 do protocolo de transporte (TP4)[87] [ISO 92b] onde foram adoptados mecanismos de *feedback* explícito baseados no *binary feedback* de Jain e Ramakrishnan [Jain 87, Ramakrishnan 87, Ramakrishnan 88]. Posteriormente Rick Wilder, em conjunto com K. Ramakrishnan e Allison Mankin [Wilder 91] estudou a aplicação conjunta do CUTE e do *binary feedback* — que designou por CE-*bit (congestion experienced bit)* — ao protocolo de transporte classe 4, implantado sobre o CLNP *(Connectionless Network Protocol)* [ISO 93c], tendo analisado os efeitos dos mecanismos no tráfego bidireccional. As simulações efectuadas revelaram que o mecanismo CE-*bit* introduzia efeitos nocivos na garantia de equidade às ligações, aumentando a impulsividade do tráfego devido à retenção das confirmações pelos pacotes de dados e à sua posterior transmissão em blocos.

3.2.2 Sistemas intermediários

Paralelamente aos trabalhos liderados por Jain e Jacobson, cujas propostas se centraram sobretudo nos protocolos de transporte dos sistemas terminais e destinados a operar extremo-a-extremo, um outro grupo de autores orientou a sua actividade para a congestão nos sistemas intermediários (*gateways* na designação da comunidade TCP/IP). O principal problema neste domínio prendia-se com a necessidade de garantir que os recursos dos sistemas intermediários

---

[86] O protocolo IP é o único protocolo da camada, considerando ICMP e o ARP como protocolos auxiliares, não directamente envolvidos no suporte de utilizadores.

[87] A classe 4 do Protocolo de Transporte ISO é muito semelhante ao protocolo de transporte da DECnet (fase IV) e ao TCP. A este facto não é com certeza alheio o forte empenho posto pela DEC no processo de normalização OSI, tendo em vista a adopção de protocolos OSI na DECnet fase V [Heagerty 90].

(espaço de memória RAM e largura de banda de comunicação) era repartido com equidade pelas *conversações*[88] em curso, evitando o monopólio dos recursos por algumas conversações, em detrimento das restantes.

3.2.2.1 *Fair Queueing* e derivados

Mais uma vez o trabalho de John Nagle [Nagle 85, Nagle 87] teve um carácter pioneiro pelo levantamento do problema do controlo da congestão em sistemas intermediários[89] e pela proposta dos princípios da técnica *fair-queueing* (FQ) que consiste, basicamente, na garantia de *equidade*[90] pela utilização de uma fila de espera por cada conversação com disciplina de serviço *round-robin*, em alternativa à solução tradicional de uma única fila de espera para todas as conversações, com disciplina de serviço *first-come-first-served* (FCFS).

O *fair-queueing* (FQ) foi posteriormente retomado por Alan Demers, Srinivasan Keshav e Scott Shenker [Demers 89] que lhe introduziram algumas modificações de forma a ser considerado o efeito, na partilha da largura de banda, de pacotes de tamanhos diferentes. Na proposta destes autores é atribuída a cada conversação uma fila de espera "virtual", sendo estas filas de espera conceptualmente servidas *bit* a *bit*, em *round-robin*. Este serviço conceptual serve para determinar o instante t_b em que o ultimo *bit* de cada pacote é transmitido. Na implementação, os pacotes das diferentes conversações, são colocados por ordem crescente de t_b, numa *única* fila de espera que é servida sequencialmente. O trabalho apresenta ainda uma análise exaustiva do comportamento do FQ, com diferentes algoritmos de controlo da congestão na camada de transporte (TCP genérico, *Slow-start* [Jacobson 88] e *DECbit* [Jain 87]) e com diferentes padrões de tráfego (tipo Telnet e tipo FTP), concluindo que o FQ possui, em relação ao serviço FCFS tradicional, as seguintes vantagens:

- Garantia da divisão da largura de banda, pelas conversações, em partes iguais;
- Garantia de atrasos mais baixos às conversações que utilizem menos que a sua cota parte da largura de banda;
- Garantia de protecção às conversações "bem comportadas" (aquelas que não tentam transmitir mais que a sua cota parte) relativamente às "mal comportadas" (aquelas que tentam transmitir mais que a sua cota parte).

O FQ foi ainda objecto de vários outros estudos e propostas de modificações, que vão ser apresentados de seguida.

---

[88] Por conversação entenda-se o fluxo de informação associado ao diálogo entre um par de processos residentes em sistemas terminais correspondendo, nas redes TCP/IP, a uma ligação TCP.

[89] *Switchs* na designação do autor.

[90] No trabalho de Nagle o conceito de *equidade* deve ser entendido no sentido estrito de "em partes iguais".

James Davin e Andrew Heybey [Davin 90] introduziram as variantes FQNP — *Fair Queueing, No Punishment* — semelhante ao FQ de Demers e, FQFQ — *Fair Queueing, Fixed Quota* — que, em adição ao FQ, estabelece uma cota fixa de *buffers* a cada conversação com o objectivo de garantir a protecção das conversações "bem comportadas" relativamente às "mal comportadas" (evitando que a chegada de uma grande quantidade de pacotes de uma conversação, provoque a descartagem de pacotes de outras conversações, por falta de espaço de armazenamento). Os estudos por simulação apresentados revelam que o FQFQ pode conduzir a uma redução do débito liquido, com perdas desnecessárias de pacotes, quando uma conversação solitária na rede tenta tirar o máximo partido da largura de banda disponível. Estes autores propuseram também uma simplificação ao complexo algoritmo de ordenamento dos pacotes para transmissão proposto em [Demers 89], determinando o instante t_b de transmissão do último *bit* dos pacotes, com base no instante de transmissão do último *bit* do pacote corrente (ou do último transmitido). Esta simplificação introduz , no entanto, alguma injustiça na ordenação dos pacotes[91].

Paul McKenney [McKenney 90] propôs o SFQ — *Stochastic Fair Queueing* —, uma versão estocástica do FQ. Nesta técnica, é utilizada uma quantidade *fixa* de filas de espera servidas em *round-robin* e é feita a distribuição estatística das conversações pelas filas, com uma função *hashing* aplicada aos endereços origem/destino. O algoritmo do SFQ é bastante mais simples que o FQ original[92], o que o torna passível de implementação em *hardware* e, consequentemente, adequado a velocidades mais elevadas. Os estudos de simulação apresentados mostram que utilizando o SFQ se consegue, em termos de garantia de equidade, um desempenho semelhante ao FQ, desde que seja utilizado um número razoável de filas de espera. É também proposta a adição de perturbações ocasionais da função de *hashing* para aumentar a equidade.

Srinivasan Keshav [Keshav 91a, Keshav 91c] volta a focar o problema da implementação do *fair queueing*, tendo estudado as estruturas de dados e os algoritmos para a implementação eficiente desta técnica de controlo da congestão. São propostos três algoritmos principais:

- *Algoritmo de determinação do identificador da conversação*, para o qual é proposta uma solução com função de *hashing,* baseada no SFQ descrito anteriormente [McKenney 90];

- *Algoritmo de cálculo da ordem de transmissão dos pacotes*, para o qual é proposto um algoritmo com uma complexidade $O(\log N_{ac}(t))$[93], em que $N_{ac}(t)$ é o número de conversações activas em cada instante. Em alternativa é sugerida a utilização da heurística proposta em [Davin 90] (descrita anteriormente), por ser de complexidade mais baixa, desde que a injustiça por ele introduzida seja aceitável;

---

[91] Uma vez que é desprezado o tempo que ainda falta para transmitir o pacote corrente (ou o tempo que já decorreu desde que o último foi transmitido), no cálculo do instante de transmissão dos pacotes recebidos.

[92] No FQ para cada pacote recebido é necessário efectuar a pesquisa da fila a que é destinado, por comparação sucessiva dos pares de endereços origem/destino.

[93] É usada a notação do *O* para exprimir complexidade temporal [Horowitz 81].

- *Algoritmo de gestão dos buffers:* são estudadas várias alternativas para a estrutura de dados baseadas em *listas ordenadas, árvores binárias, dupla heap* e combinações *de filas de espera* com *heaps.* A análise conclui pelo uso da d*upla heap,* por apresentar bom desempenho e baixo custo de implementação (complexidade temporal *O(log(B)),* em que *B* é a quantidade de *buffers* do sistema).

3.2.2.2 *Random Drop* e derivados

Como alternativa, ou actuando complementarmente, ao *fair queueing* no controlo da congestão em sistemas intermediários foi ainda estudado (já nos finais da década de 80, princípios da década de 90), um conjunto de técnicas baseadas na *descartagem* de pacotes pelos sistemas intermediários, como forma de indicação de congestão, actuando em conjunto com mecanismos de redução de carga, nos sistemas terminais (do tipo do *Slow-start* de Van Jacobson [Jacobson 88]).

A primeira proposta de técnica baseada em descartagem de pacotes, foi feita por Allison Mankin [Mankin 90] e foi designada por *Random Drop* (RD). O RD consiste na descartagem aleatória *(Random Drop)* dos pacotes, nos sistemas intermediários, em lugar da descartagem do último a chegar *(Drop Tail)*, com base na hipótese de que existirá uma probabilidade mais elevada de a descartagem aleatória afectar as conversações mais consumidoras de recursos que, em consequência da perda de um pacote, irão activar mecanismos de controlo de congestão *(Slow-start)* e reduzir a sua taxa liquida de transmissão.

No seu trabalho Mankin mostra que o *Random Drop* reduz a congestão e aumenta a *equidade* em ambientes homogéneos e cooperativos ("bem comportados"), partilhando o mesmo estrangulamento. Estudos posteriores [ZhangLixia 89, Hashem 90, Mankin 91] vieram demonstrar que o RD conduzia à repartição desigual dos recursos em ambientes não cooperativos (como era fácil prever). Se, por exemplo, utilizadores com e sem *Slow-start* partilharem o mesmo sistema intermediário com RD, em situações de congestão os utilizadores com *Slow-start* obtêm consideravelmente menos largura de banda que os utilizadores sem *Slow-start.* Os mesmos estudos demonstram ainda que, tanto o *Random Drop* com o *Drop Tail* fomentam o aparecimento de comportamento oscilatório no tráfego (já focado aquando da referência aos trabalhos de Van Jacobson), caracterizado pela alternância entre períodos de congestão associados à descartagem de pacotes nos sistemas intermediários, seguidos de períodos de sincronização generalizada nos sistemas terminais devido à redução das janelas provocada pelo *Slow-start.*

Para ultrapassar as limitações do *Random Drop* foram propostas duas variantes designadas por *Early Random Drop* (ERD) [ZhangLixia 89, Hashem 90] e por *Random Early Detection* (RED) [Floyd 91, Floyd 92, Floyd 93].

A técnica *Early Random Drop* (ERD) sugerida por Lixia Zhang [ZhangLixia 89] e posteriormente investigada por E. Hashem [Hashem 90] (ambos do MIT) é caracterizada pela monitorização contínua das filas de espera nos sistemas intermediários e pela activação da descartagem aleatória dos pacotes, com uma dada probabilidade fixa, quando é atingido um dado

valor limiar no comprimento das filas de espera. Os trabalhos de Hashem e Zhang mostram que o ERD é menos causador de comportamento oscilatório no tráfego que o *Random Drop* ou o *Drop Tail* e é mais eficiente do que estes no controlo da congestão e na punição de ligações TCP com comportamentos anómalos (que não reduzem a carga quando são notificados da existência de congestão) sem no entanto garantir o seu controlo efectivo.

A técnica *Random Early Detection* (RED) foi proposta e estudada por Sally Floyd e Van Jacobson do Lawrence Berkeley Laboratory da UCB [Floyd 91, Floyd 92, Floyd 93]. Nesta técnica é monitorizado o *comprimento médio* das filas nos sistemas intermediários. Quando o valor médio excede um dado limiar são aleatoriamente notificadas algumas ligações que deverão reduzir o seu débito. A notificação pode ser feita *explicitamente* marcando os pacotes com a activação de um *bit* (caso o protocolo suporte esta possibilidade) ou *implicitamente* pela descartagem dos pacotes (no caso das redes TCP/IP). Neste método, e tal como no *Random Drop* e no *Early Random Drop,* a probabilidade de uma ligação ser notificada para reduzir o seu débito é proporcional à largura de banda que esta utiliza no sistema intermediário que envia a notificação. Quando o comprimento médio das filas excede um limite máximo são sistematicamente marcados *todos* os pacotes que cheguem ao sistema intermediário.

Nos trabalhos sobre a RED acima citados são identificadas, através de simulação, algumas das vantagens desta técnica sobre as técnicas de descartagem de pacotes (*Early Random Drop, Random Drop* e *Drop Tail)* e sobre a técnica DECbit proposta por Raj Jain e já abordada neste trabalho. Assim, a principal vantagem do RED sobre o DECbit reside na polarização que o DECbit mostra na marcação dos pacotes de tráfego impulsivo. O facto de o RED usar marcação aleatória torna-o mais tolerante em relação a este tipo de tráfego.

Em relação às técnicas de descartagem de pacotes o RED apresenta as vantagens de induzir menos oscilações no tráfego uma vez que a marcação (activação de *bit* ou descartagem) é espoletada pelo comprimento médio das filas dos sistemas intermediários e não pelo comprimento instantâneo como acontece nessas técnicas. A utilização do valor médio do comprimento das filas funciona como um filtro passa-baixo, absorvendo as situações de congestão de curta duração. A resistência a utilizadores "mal-comportados" em situações de congestão é semelhante aos restantes métodos de descartagem de pacotes, não impedindo que estes utilizadores consumam uma percentagem elevada na largura de banda disponível enquanto os utilizadores "bem-comportados" estão a fazer o *Slow-start.* Do ponto de vista da implementação o RED é consideravelmente mais complicado que as restantes técnicas (exceptuando o DECbit), embora em [Floyd 93] seja apresentado um algoritmo para a sua implementação eficiente em que os números aleatórios são gerados por deslocamentos em vez de divisões.

3.2.3 Outros trabalhos

As técnicas de controlo da congestão, surgidas durante a década de 80 e descritas nesta secção foram objecto de alguns trabalhos de análise, dos quais de destacam, pela sua importância, os que vão ser referidos de seguida.

Scott Shenker [Shenker 90a, Shenker 94] estudou o comportamento conjunto de sistemas intermediários com serviço FIFO ou FQ *(fair queueing)* e sistemas terminais com controlo de fluxo por *feedback* (DECbit, IP-SQ e *Slow-start*[94]) à luz da teoria do controlo realimentado. É apresentado um modelo matemático simplificado da rede, incluindo os mecanismos de *feedback* e as disciplinas de serviço. Com base no modelo proposto o controlo de fluxo por *feedback* é analisado do ponto de vista da sua robustez, invariância temporal, estabilidade e equidade. As conclusões do estudo apontam no sentido de que os mecanismos de *feedback* individualizados (dirigidos apenas aos causadores da congestão, como o DECbit) com disciplina FQ nos sistemas intermediários conseguem estabilidade, robustez, equidade e invariância temporal, o que não acontece nas outras opções.

Srinivasan Keshav [Keshav 91b] propõe uma técnica reactiva de controlo de fluxo por regulação da taxa de transmissão, destinada a operar conjuntamente com a disciplina FQ *(fair queueing)* nos sistemas intermediários. A técnica é caracterizada pela emissão pelos sistemas terminais de um par de pacotes de teste — *packet-pair probing* — sendo o estado de congestão da rede estimado pelo desfasamento entre as confirmações dos dois pacotes de teste emitidos. A estimação do estado de congestão é usada para regular dinamicamente a taxa de transmissão nos sistemas terminais. A proposta é analisada através da teoria do controlo, sendo apresentado um modelo estocástico para o funcionamento do FQ e discutidas as questões relacionadas com a implementação do mecanismo e com as limitações da análise efectuada.

O. Rose [RoseO 92] estuda uma variante ao DECbit, designada por Q-*bit*, onde em lugar do controlo de fluxo ser feito por janela adaptativa é proposto o ajustamento da taxa de transmissão das fontes em função da informação de *feedback* recebida nos Q-*bit*. A comparação por simulação do Q-*bit* com o DEC*bit,* revela que o Q-*bit* é capaz de garantir equidade em cenários heterogéneos, com ligações de comprimento (em número de saltos) diversos e tamanhos de pacote diferentes.

Não foi encontrada na literatura nenhuma referência suficientemente abrangente das propostas para o controlo da congestão surgidas durante a década de 80. A RFC 1254 [Mankin 91] é o documento que mais se aproxima deste objectivo, apesar de ser orientado para o controlo de congestão em sistemas intermediários da arquitectura TCP/IP.

---

[94] A operação do *Slow-start* é baseada num mecanismo de *feedback* implícito que consiste na detecção pelos sistemas terminais das perdas de pacotes na rede.

3.3 DÉCADA DE 90 — AS REDES DE COMPUTADORES DE BANDA LARGA

A década de 90 foi caracterizada pela divulgação de novos meios de transmissão de banda larga que, a par do aperfeiçoamento dos meios de comunicação tradicionais e do desenvolvimento nas tecnologias de transmissão, comutação e integração em larga escala, conduziu ao aparecimento de soluções de alto débito para a comunicação entre computadores.

Em [Frasner 91] é estudada a evolução comparativa da largura de banda disponível nos sistemas de comunicação, relativamente à capacidade dos processadores e à escala de integração dos circuitos de memória. O estudo mostra uma evolução geométrica das três tecnologias desde a década de 70 até à década de noventa, com um factor de dez em cada cinco anos.

Em [Partridge 90] e [Partridge 93] são discutidas algumas questões genéricas relativas à utilização de meios de comunicação de alto débito para a comunicação entre computadores. O autor defende que o problema da comunicação, em banda larga, entre computadores é sobretudo de ordem psicológica[95] já que a evolução nas tecnologias dos processadores e na capacidade das memórias torna o problema da transmissão de dados a velocidades elevadas um mero problema de mudança de escala, podendo ser utilizados os mesmos protocolos ou soluções evolutivas em lugar de soluções radicalmente diferentes. O autor reconhece, no entanto, que o problema do controlo da congestão pode ultrapassar esta lógica em algumas circunstâncias, devido ao aumento drástico do produto *largura de banda x atraso de propagação,* responsável pela quantidade de informação em trânsito entre os extremos da rede.

Na RFC 1077 *"Critical Issues in High Bandwidth Networking"* [Leiner 88] é efectuado o levantamento dos principais tópicos de investigação necessários para o estabelecimento de tecnologias de banda larga na *Internet*. São discutidos os objectivos funcionais e os benefícios esperados da infra-estrutura e são abordados os aspectos tecnológicos, arquitecturais e de gestão associados às redes de banda larga.

Um dos primeiros reflexos das novas tecnologias de transmissão foi na extensão geográfica das redes locais e no aumento da sua velocidade de transmissão de uma ordem de grandeza, dando origem às redes metropolitanas (MANs), das quais as tecnologias DQDB *(Distributed Queue Dual Bus)* e FDDI *(Fiber Distributed Data Interface)* são os exemplos mais representativos.

Nas redes de grande área surgiram também novas técnologias, capazes de tirar partido da crescente capacidade de transmissão disponível. De entre estes destacam-se o *Frame Relay* proposto pela ANSI e pela ITU-T (na altura CCITT) nos finais da década de 80 e o ATM *(Asynchronous Transfer Mode)* adoptado também pela ITU-T, como tecnologia de suporte da B-ISDN *(Broadband ISDN)*.

---

[95] O autor faz notar que um fila de espera de 1 M*byte* pode parecer intimidativa mas demora apenas 8 μs a ser transmitida à velocidade de 1 Gbps.

Em termos protocolares os efeitos do crescimento da capacidade de transmissão fez-se sentir primeiro nas camadas inferiores com o aparecimento de novos protocolos nas camadas de ligação lógica e física (FDDI, DQDB, *Frame Relay*, ATM, etc.) e na camada de aplicação com a introdução de novos serviços de comunicação (voz, imagem, vídeo, serviços multimédia, etc.). O suporte destes novos serviços sobre as tecnologias protocolares de transmissão de banda larga apresentadas, conduziu à necessidade de revisão das disciplinas de escalonamento nos sistemas intermediários e dos protocolos das camadas intermédias, sobretudo dos protocolos de transporte responsáveis pela transferência de informação extremo-a-extremo com as características de qualidade necessárias aos serviços.

A análise do controlo da congestão na década de 90 (quinquénio 90-94) vai aqui ser feita sob as vertentes aqui identificadas, considerando para cada uma as propostas mais relevantes.

3.3.1 Novas Tecnologias de Comunicação entre Computadores

Como foi já referido, na década de 90 surgiram várias tecnologias protocolares, nas camadas inferiores do modelo OSI, para tirar partido das novas tecnologias de transmissão de banda larga.

3.3.1.1 Redes FDDI e DQDB

As tecnologias DQDB *(Distributed Queue Dual Bus)* e FDDI *(Fiber Distributed Data Interface)* são baseadas no princípio do partilha de um meio físico por várias *estações* a ele directamente ligadas. A partilha do meio físico tem implícita a necessidade do uso de um protocolo para controlo do acesso ao meio (MAC). A tecnologia FDDI usa a técnica da passagem de testemunho *(token media)* sobre um meio físico organizado em *anel* [ANSI 87]. A tecnologia DQDB faz o controlo de acesso por repartição do meio *(slotted media)* sobre um meio físico de duplo *bus* [IEEE 91].

Em [RodriguesM 90] é feito o estudo comparativo das tecnologias FDDI e DQDB, sob os pontos de vista da sua eficiência, atraso de trânsito, débito e equidade. O autor concluiu pela vantagem do DQDB em relação ao FDDI, aumentando a vantagem com a dimensão da rede em comprimento ou em número de nós. A técnica de acesso ao meio por *slot* usada no DQDB tem implícito um mecanismo de reserva e partilha da largura de banda que torna esta tecnologia adequada para o suporte de serviços com requisitos de atraso de trânsito máximo limitado e débito mínimo garantido. Adicionalmente, a possibilidade de reserva prévia de *slots*, possibilita a afectação de forma estática de largura de banda, o que torna o DQDB adequado ao funcionamento em ambientes de rede metropolitana (MAN) interligando redes locais de instituições diversas (no

caso das MANs públicas), sem que o tráfego gerado por uma instituição tenha influência nas restantes[96].

O mecanismo de controlo de acesso ao meio usado no FDDI — passagem de testemunho — não permite garantir equidade nem atraso de trânsito máximo aos utilizadores. Também não existe nenhum mecanismo de reserva prévia de largura de banda o que torna o FDDI inapropriado para MANs públicas, ficando a sua utilização restrita às MANs privadas e como tecnologia de interligação *(backbone)* nas redes locais dos edifícios de média e grande dimensões.

Em [Towsley 92] é estudado o problema do controlo da congestão nas situações de interligação de LANs através de uma MAN DQDB. É proposta uma técnica designada por *output buffer congestion avoidance* (OBCA) destinada a evitar a perda de pacotes e a sobrecarga dos sistemas de interligação LAN/MAN *(bridges)* devida à chegada simultânea de informação proveniente de diferentes LANs remotas com destino a rede local[97].

Em [Hahne 90] é descrito um algoritmo para a resolução de alguns problemas de equidade existentes na versão inicial do DQDB. O algoritmo proposto foi posteriormente introduzido na norma [IEEE 91].

3.3.1.2 Redes *Frame Relay*

A tecnologia *Frame Relay* foi proposta pelo CCITT e pela ANSI no final da década de 80 [ITU-T 90h, ANSI 90]. É uma tecnologia baseada em ligações, destinada ao suporte de redes de interligação *(backbone)* em ambientes multiprotocolo[98] [Heinanen 91, Heinanen 92]. Foi derivada do LAP D[99] usado no acesso a redes ISDN e surgiu como uma simplificação do *interface* X.25 sendo, tal como nesta tecnologia, apenas especificado o *interface* entre o equipamento do utilizador e a rede (DTE/DCE) e deixada em aberto a especificação da forma de comunicação entre os equipamentos da rede. São definidos dois planos na especificação deste interface: o plano do utilizador (plano U) onde são localizadas as funções relativas à transferência de dados e o plano de controlo (plano C) contendo as funções de estabelecimento, terminação e manutenção das ligações.

---

[96] Uma outra vantagem do DQDB tem a ver com o facto de a transmissão da informação ser efectuada em *células* com formato idêntico às células ATM o que possibilita a interligação quase directa das duas tecnologias.

[97] É interessante verificar que, tal como a interligação de LANs através de sub-redes com débito reduzido, também a interligação de LANs através de sub-redes com débito muito superior causa problemas de congestão.

[98] A implementação de redes de interligação com tecnologias da camada de ligação lógica (como é o caso do *Frame Relay,* do DQDB e do ATM) em lugar do uso de tecnologias da camada de rede (X.25, CLNP e IP) tem como vantagens o suporte de múltiplos protocolos na camada de rede e o aligeiramento da carga protocolar nos equipamentos de comutação da rede, mantendo-se simultaneamente algumas capacidades de endereçamento e multiplexagem.

[99] *Link Access Procedure — Digital.*

Na recomendação I.370 do ITU-T [ITU-T 91] é definida a estratégia de controlo de congestão usada no plano do utilizador (plano U)[100] do *Frame Relay*. São especificados dois mecanismos para o controlo e a recuperação das situações de congestão, actuando ambos no equipamento de utilizador e na rede.

O primeiro mecanismo é designado por ECN — *Explicit Congestion Notification* — e admite duas variantes: o FECN — *Forward Explicit Congestion Notification* — e o BECN — *Backward Explicit Congestion Notification* que permitem a notificação pela rede de situações de congestão respectivamente na direcção do tráfego (destinada ao receptor) e na direcção oposta (destinada ao transmissor). Os equipamentos de utilizador devem reagir às mensagens de ECN reduzindo o seu tráfego até que a situação de congestão seja ultrapassada. Ao contrário do BECN em que a indicação de congestão chega ao originador da situação, no FECN é o receptor que é informado da situação de congestão, sendo necessária a intervenção dos mecanismos de controlo de fluxo dos protocolos das camadas superiores (normalmente da camada de transporte) para a redução do débito do sistema emissor. Na recomendação I.370 também é admitido o funcionamento conjunto das duas variantes do ECN.

O segundo mecanismo é designado por *Discard Eligibility* e consiste na marcação pelo utilizador ou pela rede de quadros que em situações de congestão serão os primeiros a ser descartados. A marcação dos quadros é normalmente efectuada pela rede sobre o tráfego admitido em excesso relativamente à taxa de transferência negociada no estabelecimento da ligação (CIR — *Committed Information Rate*).

Os mecanismos descritos são suportados por três *bits* existentes nos cabeçalhos dos quadros do *Frame Relay:* o *bit* DE — *Discard Eligibility indicator* — que suporta o mecanismo com o mesmo nome e os *bit*s FC — *Forward Congestion indicator* — e BC — *Backward Congestion indicator* que suportam os mecanismos de ECN nas suas duas variantes.

Em [Platt 92] são estudadas as implicações dos mecanismos de controlo de congestão previstos na tecnologia *Frame Relay* nos algoritmos de gestão de *buffers* e nas respectivas disciplinas de serviço, sendo considerados vários tipos de serviços com diferentes requisitos em termos de largura de banda, atraso máximo e de taxa de erros máxima. Os autores concluem pela necessidade de alguns melhoramentos nos mecanismos de controlo de congestão de forma a serem resolvidos alguns problemas resultantes do suporte de diferentes tipos de tráfego.

Em [Jubainville 94] são também estudados os mecanismos disponíveis para o controlo da congestão nas redes *Frame Relay* sendo defendido o seu complemento, nos sistemas de comutação, com mecanismos inteligentes de reencaminhamento e de reforço da largura de banda para fazer face aos picos de congestão.

---

[100] Na recomendação I.370 os mecanismos do plano C (para além do corte e a negação do estabelecimento de ligações) são relegados para estudos posteriores.

3.3.1.3 Redes B-ISDN (ATM)

A iniciativa da B-ISDN (ISDN de banda larga) foi lançada pelo CCITT como percurso de evolução da ISDN. O arranque da iniciativa teve lugar em meados da década de 80 e teve os primeiros resultados na primeira edição, em 1988, da recomendação I.121 *"Broadband Aspects of ISDN"* [ITU-T 90a]. Em Novembro de 1990 foi aprovado pelo grupo de estudos responsável pela B-ISDN (SGXVIII) um conjunto de recomendações em que, entre vários outros aspectos, era escolhido o uso do ATM *(Asynchronous Transfer Mode)* como tecnologia para implementação da B-ISDN. Em [KimJaime 94] é apresentada uma perspectiva bastante completa do processo de normalização da B-ISDN pelo CCITT (agora ITU-T), sendo ainda abordadas algumas das áreas ainda em aberto no processo de normalização (fornecimento de serviços em modo de ausência de ligação, controlo de fluxo genérico e descritores do tráfego).

É consensual o reconhecimento do trabalho de Jonathan Turner, da Universidade de Washington (resultante de investigação financiada pelos Bell Laboratories), como precursor da tecnologia ATM. Concretamente os seus trabalhos *"New Directions in Communications (or Wich Way to the Information Age?)"* e *"Design of an Integrated Services Packet Network"*, publicados em 1986 [Turner 86a, Turner 86b], são tidos como a origem da tecnologia de comutação de células *(cell relay)* que viria a dar origem ao ATM e a influenciar o processo de normalização da B-ISDN. Nestes trabalhos é defendida a comutação da informação na camada de ligação lógica dos sistemas intermediários, com protocolos simplificados (sem funções de recuperação de erros, apenas com funções de detecção), operando em modo de ligação e suportando ligações multiponto. Segundo Turner, estes protocolos deveriam actuar sobre pacotes de pequenas dimensões e ser passíveis de implementação em *hardware* a alta velocidade. As funções dos protocolos das camadas superiores (incluindo a recuperação dos erros e o controlo do fluxo) deveriam ser associadas às aplicações e relegadas para os sistemas terminais operando em modo extremo-a-extremo. Turner advoga que a tecnologia por ele proposta, designada por *Integrated Services Packet Network* (ISPN), apresenta vantagens económicas e funcionais sobre o ISDN[101] no suporte de serviços de voz, dados e imagens e como candidata à substituição das redes telefónicas tradicionais.

No seu trabalho Turner aborda ainda a arquitectura dos sistemas de comutação (propondo uma solução que designou por *Cross Connect*[102]), a gestão das ligações e os aspectos de encaminhamento e de controlo da congestão. Neste último aspecto é proposta a utilização do mecanismo *leaky bucket*[103] que consiste na associação de um contador a cada ligação, sendo este

---

[101] Segundo Turner o ISDN de "integrado" tem apenas o nome, já que no interior da rede continuam a existir as tecnologias de comutação de circuitos e de comutação de pacotes.

[102] Esta designação ainda hoje é usada por alguns fabricantes para referir os comutadores ATM.

[103] O *leaky bucket* não foi inventado por Turner (ao contrário do que é vulgarmente admitido em muita literatura sobre ATM) sendo já usado há algum tempo em centrais de comutação de voz (nas centrais EWSD da Siemens, por exemplo) como método de regulação de carga. A expressão *leaky bucket* pode ser traduzida por "balde que vaza". As células que chegam ao comutador ATM vão sendo armazenadas num "balde" *(pool de buffers)* que vai vazando à medida que as células vão sendo transmitidas em direcção ao seu destino. Se o balde encher e as células continuarem a chegar a um ritmo superior à taxa de vazamento o balde transborda e as células perdem-se. O termo *"leaky"* pode também aparecer na forma *"leacky"*.

incrementado sempre que é transmitido um pacote e decrementado periodicamente. Quando o contador atinge um dado valor máximo os pacotes são descartados pela rede. Pode ser visto como um sistema com testemunhos *(tokens)* gerados a um ritmo determinado (taxa de decrementação) e consumidos com a transmissão de um pacote. A taxa de decrementação do contador determina a taxa média de transmissão da ligação, o valor limite do contador é uma medida da impulsividade *(burstiness)* admitida pela rede nessa ligação. A aplicação do *leaky bucket* na B-ISDN viria a ser alvo de inúmeros estudos e refinamentos sendo posteriormente recomendado pelo CCITT como um dos mecanismos de monitorização da taxa de transmissão [ITU-T 93c] na B-ISDN.

As propostas de Turner tiveram uma grande impacto nos trabalhos de normalização em redes de banda larga da ITU-T (na época CCITT) e em geral, nos trabalhos de investigação na área das redes de banda larga. Estes esforços conjuntos das comunidades de telecomunicações e de comunicação de dados, deram origem à tecnologia ATM — Modo Assíncrono de Transferência[104] — que se pretende venha a resolver os problemas de comunicação das duas comunidades, de forma integrada, durante as próximas décadas. Em acréscimo às propostas de Turner descritas acima, as normas e recomendações da tecnologia ATM vieram impôr pacotes de tamanho fixo de 53 *bytes* (5 de cabeçalho e 48 de dados) que foram designados por *células*, comutados em sistemas intermediários da camada de ligação lógica, com funções simplificadas, e permitindo comunicação em modo multiponto *(multicast)*, tal como Turner havia proposto.

O controlo de congestão nas redes ATM tem sido alvo de inúmeros trabalhos que podem ser analisados à luz da arquitectura de enquadramento para o controlo do tráfego e da congestão[105] nas redes B-ISDN, proposta pela ITU-T na recomendação I.371 [ITU-T 93c]. Nesta recomendação são caracterizados os seguintes grupos de funções de controlo de congestão:

- *Network Resource Management* (NRM) — funções responsáveis pela gestão dos recursos da rede;
- *Connection Admission Control* (CAC) — funções responsáveis pela controlo da admissão de novas ligações, com base nas características da ligação e nos recursos disponíveis;
- *Usage/Network Parameter Control* (UPC/NPC) — funções responsáveis pela fiscalização dos parâmetros de funcionamento das ligações activas;
- *Priority Control* (PC) — funções com a responsabilidade do tratamento da prioridade nas células ATM;

---

[104] A designação "modo assíncrono de transferência" é adoptada por oposição ao STM *(Syncronous Transfer Mode)* em que a largura de banda do canal é repartida de forma fixa entre os circuitos virtuais através de multiplexagem síncrona, sendo a largura de banda não utilizada completamente desperdiçada. No ATM a largura de banda é repartida pelos canais de forma assíncrona, em função das suas necessidades de transmissão e das disponibilidades do canal, sendo assim possível obter um ganho de multiplexagem reafectando dinamicamente a largura de banda não utilizada.

[105] A recomendação I.371 considera as funções de *controlo do tráfego* responsáveis por evitar as situações de congestão enquanto as funções de *controlo da congestão* são responsáveis pela recuperação das situações de congestão.

- *Feedback Control* (FC) — funções responsáveis pela regulação do fluxo da comunicação de acordo com informações sobre o estado de congestão, fornecidas pela rede;

- *Traffic Shaping* (TS) — funções de modificação dos parâmetros do tráfego de acordo com os parâmetros de funcionamento das ligações;

Os grupos de funções de controlo do tráfego e da congestão acima enumerados são normalmente identificados pelos seus acrónimos dado o seu uso generalizado na literatura. Estes grupos de funções podem actuar de forma isolada ou combinados, em diferentes escalas temporais e diferentes pontos da rede.

As escalas temporais caracterizam o tempo de intervenção e de resposta das funções de controlo de congestão e do tráfego. São normalmente considerados o *tempo de célula*[106], o *tempo médio de propagação de ida-e-volda*, o *tempo médio entre chamadas* sucessivas e o *médio/longo prazo*. No médio/longo prazo actuam as funções de alto nível, de planeamento e gestão da rede, que também têm influência no controlo da congestão. Alguns autores consideram ainda um *tempo médio entre impulsos de tráfego*, situado entre o tempo de propagação e o tempo entre chamadas, para o qual propõem a aplicação de mecanismos de controlo de congestão específicos [Turner 92, Boyer 92b].

A localização na rede das funções de controlo da congestão, é feita relativamente a dois pontos de *interface* normalizados. O *interface* entre o utilizador e a rede *(User Network Interface)* e o *interface* entre redes distintas *(Network Network Interface).* A normalização do *interface* UNI foi iniciada pela ITU-T, nas recomendações I.413 e I.432 [ITU-T 90i, ITU-T 90j] e complementada com as contribuições do Forum ATM[107] [ATMForum 93b]. A normalização do *interface* NNI na ITU-T é apenas abordada na recomendação base da arquitectura ATM (recomendação I.327 [ITU-T 90k]).

O Forum ATM tem em curso a especificação dos *interfaces* entre redes ATM públicas (B-ICI[108]) e entre redes ATM privadas (P-NNI). A especificação do *interface* P-NNI foi feita com base na especificação do UNI à qual foram adicionados aspectos de encaminhamento, endereçamento, sinalização e configuração [ATMForum 94a, ATMForum 94b, ATMForum 94c]. O *interface* B-ICI é mais abrangente que o P-NNI suportando, nomeadamente, a interligação de serviços *Frame Relay,* SMDS[109] e serviços de emulação de circuitos (CES) sobre ATM [ATMForum 93a].

---

[106] Tempo de transmissão de uma célula.

[107] O Forum ATM é uma organização que congrega fabricantes, operadores e utilizadores de tecnologia ATM, visando a criação de consensos e de normas *de facto*, em torno do desenvolvimento da tecnologia ATM, para além do estabelecido pelas recomendações da ITU-T.

[108] *B-ISDN Inter Carrier Interface*.

[109] *Switched Multimegabit Data Service,* é uma variante da tecnologia DQDB.

As figuras 3.2 e 3.3 ilustram respectivamente as escalas temporais e os pontos de actuação, das funções de controlo de congestão e de tráfego. Na Figura 3.3 as setas indicam o sentido de transferência das células ATM relativamente à intervenção das várias funções de controlo de tráfego e da congestão.

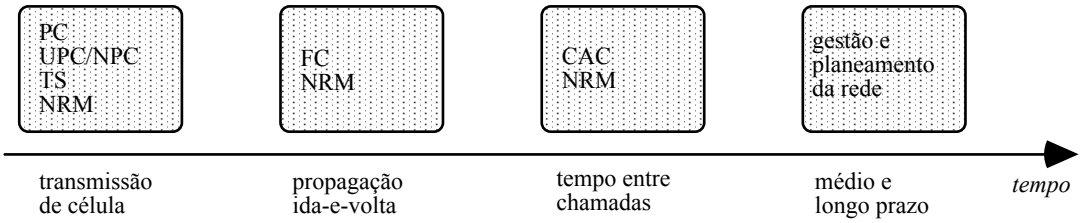

Figura 3.2 Escalas temporais das funções de controlo de congestão e de tráfego.

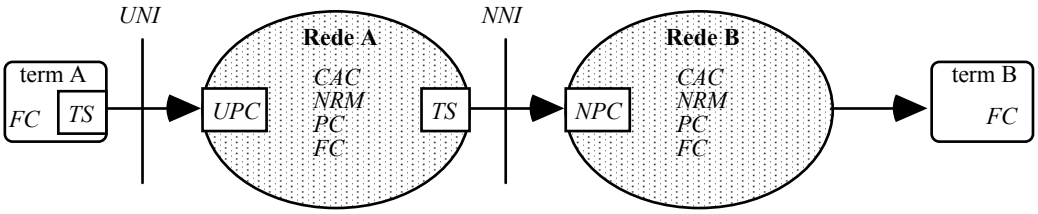

Figura 3.3 Pontos de actuação das funções de controlo de congestão e de tráfego.

Na recomendação I.371 [ITU-T 93c] é ainda apresentado um conjunto de parâmetros e descritores para caracterização do tráfego ATM e para suporte da actuação das funções de controlo de tráfego e de congestão apresentadas acima, nomeadamente para o estabelecimento do *contrato de tráfego* entre o utilizador e a rede, na definição dos circuitos virtuais permanentes (PVCs) ou no estabelecimento dos circuitos virtuais comutados (SVCs).

O contrato de tráfego inclui a especificação de uma *classe* de qualidade de serviço (QoS) e a especificação de um conjunto de *descritores* de tráfego[110]. A especificação da classe de QoS consiste na selecção de um conjunto de parâmetros de QoS previamente especificados. Os parâmetros *atraso máximo das células*, *variação do atraso das células* (CDV), *taxa de perda de células* e *nível de prioridade* (este último implementado através do *bit* CLP do cabeçalho das células) são exemplos de parâmetros de QoS especificados para as ligações ATM. No que diz respeito aos descritores de tráfego, a recomendação I.371 prevê apenas a especificação da *taxa de*

---

[110] É de notar o significado diferente dado à QoS pela ITU-T no âmbito das recomendações sobre a B-ISDN e o significado "tradicional" associado à especificação dos serviços OSI. No significado OSI o débito é considerado um parâmetro de QoS. No âmbito da B-ISDN a ITU-T faz a separação entre os parâmetros de QoS e os descritores de tráfego, sendo o débito (taxa de pico) considerado um descritor de tráfego. Assim, enquanto nos serviços OSI a negociação da QoS inclui a negociação de todos os parâmetros de tráfego e de qualidade de uma ligação, no âmbito da B-ISDN é o contrato de tráfego que tem esse significado, pois o contrato de tráfego inclui a negociação dos parâmetros de QoS e dos descritores de tráfego.

pico (PCR[111]) e da *tolerância* máxima do CDV, relegando a especificação de outros descritores para estudos futuro.

A negociação dos contratos de tráfego é feita de acordo com o tipo de serviço a suportar pela rede. Tanto a ITU-T como o Forum ATM consideram o suporte de três tipos de serviços sobre as redes ATM, com as seguintes características:

- *Constant Bit Rate* (CBR) — serviços destinados ao transporte de fluxos binários contínuos, com atrasos máximos limitados, oriundos de aplicações de vídeo em tempo real ou voz digitalizada, ou para a emulação de circuitos dedicados. Estes serviços são caracterizados por uma taxa de transmissão fixa;

- *Variable Bit Rate* (VBR) — serviços destinados ao suporte de aplicações com necessidades intermitentes, gerando tráfego descontínuo, capaz de tolerar algum atraso e flutuações na taxa de transmissão (ex.: transmissão de imagens paradas, vídeo *off-line,* etc.). Estes serviços são caracterizados por duas taxas de transmissão: uma *taxa regular* para o funcionamento normal e uma *taxa de impulso (burst rate)* com duração limitada, para a acomodação dos impulsos de tráfego;

- *Available Bit Rate* (ABR) — serviços funcionando no paradigma do *best-effort*, sem reserva de recursos e sem garantia de entrega ao destinatário, para suporte de aplicações pouco exigentes, operando normalmente em ambiente de rede local, tirando partido da largura de banda reservada pelos serviços CBR e VBR e não usada. Estes serviços não fazem qualquer exigência em termos de taxa de transmissão, contentando-se com a taxa disponível em cada momento.

Para o suporte dos serviços CBR e VBR é necessária a negociação do contrato de tráfego com a reserva de recursos que lhe está implícita. A reserva de recursos é feita de acordo com as taxas de transmissão pretendidas (descritores do tráfego) e com os parâmetros de QoS necessários às aplicações suportadas. No suporte de serviços ABR não é efectuada a negociação do contrato de tráfego.

Os grupos de funções caracterizados na recomendação I.371 da ITU-T [ITU-T 93c] vão de seguida ser analisados individualmente, sendo feita referência a estudos a eles dedicados e a propostas de mecanismos para a sua implementação. Para além da recomendação I.371 e das referências específicas de cada um dos grupos de funções a seguir discutidos, as referências [Woodruff 88, Ilyas 90, Eckberg 91, Okada 91, Ramamurthy 91a, Ramamurthy 91b, Eckberg 92, Kawarasaki 91, Hong 91a, Hong 91b, Wernik 92, Chen 94, Khan 94, Marks 94] contêm também descrições e análises da problemática do controlo da congestão em redes ATM.

---

[111] Os acrónimos CDV, CLP e PCR têm respectivamente o significado de *cell delay variation, cell loss priority* e *peack cell rate.*

Em [Saunders 94] e, posteriormente, em [Simcoe 94] são apresentadas as opções já tomadas e feito o ponto da situação do debate em curso no Forum ATM sobre as funções de controlo da congestão nas redes ATM. Os resultados mais relevantes dos trabalhos do Forum ATM, em termos de controlo da congestão, são também incluídos na análise a seguir efectuada.

Funções NRM *(Network Resource Management)*

As funções de gestão dos recursos da rede são responsáveis pelo aprovisionamento, monitorização e afectação de recursos de acordo com as características dos serviços suportados. Estas funções actuam nas escalas temporais de transmissão de células, propagação de ida-e-volta e intervalo médio entre chamadas.

Nas redes ATM existem dois níveis hierárquicos de ligações: os VCs (Virtual Channels) e os VPs *(Virtual Paths)* que consistem no agrupamento de vários VCs com determinadas afinidades. Os circuitos virtuais permanentes (PVCs) e os circuitos virtuais comutados (SVCs) são estabelecidos entre a origem e o destino através de um único ou da concatenação de vários VCs ou VPs. A gestão dos recursos nas redes ATM é feita com base nos VPs, normalmente de forma estática na altura da configuração da rede, sendo definidos, entre outros parâmetros, a largura de banda e a capacidade de armazenamento disponíveis, o número máximo de VCs a suportar simultaneamente e as características de QoS a garantir.

A reserva de capacidade para os VPs permite simplificar o estabelecimento de VCs e as funções de CAC (descritas de seguida). A definição dos VPs permite também a separação entre os vários tipos de serviço a suportar, de acordo com as suas necessidades, sendo criados VPs com características adequadas a cada tipo de serviço e posteriormente agrupados os serviços com necessidades idênticas dentro do mesmo VP, sendo assim garantida qualidade semelhante a serviços idênticos e protecção dos serviços mais exigentes em relação aos menos exigentes. O encaminhamento dinâmico de VPs permite também a reconfiguração rápida da rede, sem serem necessárias alterações ao nível dos VCs.

Nos trabalhos [Hui 88, Cooper 90, Galassi 90, Burgin 91, Lazar 91, Meyer 93] são discutidos alguns aspectos particulares e propostas algumas alternativas à implementação da funções de NRM em redes ATM.

Funções CAC *(Connection Admission Control)*

As funções de controlo da admissão de ligações são responsáveis pela aceitação, rejeição ou negociação dos parâmetros das ligações. Actuam à escala de tempo do intervalo médio entre chamadas, nas fases de estabelecimento ou de renegociação de ligações. Estas funções fazem o processamento dos pedidos de estabelecimento de VCs, determinando se a ligação pode ou não ser aceite. Em caso afirmativo são determinados os parâmetros necessários às funções de UPC (descritas de seguida) e são activados os mecanismos de encaminhamento e de reserva de recursos.

A afectação de recursos às ligações é efectuada pelas funções de CAC a partir dos recursos previamente afectados aos VPs, pelas funções de NRM e dentro dos limites definidos por estas funções. Os mecanismos de reserva de recursos para implementação das funções de CAC podem

ser realizados de várias formas e não serão objecto de normalização por não terem influência na interligação dos sistemas (desde que sejam garantidos os parâmetros de funcionamento nos *interfaces* UNI e NNI) e poderem constituir vantagem competitiva dos fabricantes.

Em [Mase 91, Rasmunssen 91, Saito 91, Kurose 92, Dziong 93, Cheng 94, Chowdhury 94] são discutidos e analisados alguns aspectos importantes relativos às funções de CAC, nomeadamente as questões relacionadas com a afectação da largura de banda aos VCs de forma a serem garantidos os parâmetros de funcionamento e de qualidade de serviço dos vários tipos de serviço suportados.

Nos serviços CBR as funções de CAC são bastante simples, sendo normalmente tomadas as decisões de aceitação ou rejeição com base na existência ou não de recursos para suportar a *taxa de pico* e os parâmetros de QoS especificados no pedido de ligação.

Nos serviços VBR estas funções são bastante mais complexas, com especial ênfase para a reserva de capacidade. Se esta for efectuada em função da *taxa de impulso* pode conduzir a um grande desperdício de recursos. Se, por outro lado, for efectuada em função da *taxa regular* pode conduzir à falta de recursos para suportar os impulsos de tráfego.

Em [RobertsJames 91, RobertsJames 93] são estudadas as alternativas para a implementação dos mecanismos de reserva das funções de CAC nos serviços VBR, sendo recomendado a utilização do *fast reservation protocol* (FRP) proposto por Jonathan Turner [Turner 92] e posteriormente refinado por Pierre Boyer e Didier Tranchier [Boyer 92b]. O FRP é composto por um algoritmo de detecção de impulsos de tráfego e por um algoritmo de reserva rápida de *buffers*, actuando em conjunto. No trabalho de Turner é demonstrado que o FRP permite o suporte de tráfego impulsivo, minimizando a perda de células e a necessidade de reserva antecipada de recursos para tráfego com características impulsivas. Boyer e Tranchier propõem duas alternativas ao FRP quanto ao modo de tratamento da ocorrência simultânea de impulsos de tráfego, respectivamente designadas por FRP/DT (*fast reservation protocol with delayed transmission)* e FRP/IT (*fast reservation protocol with immediate transmission)*. No seu trabalho é avaliado o desempenho das alternativas e a sua complexidade de implementação, sendo ainda estudado o seu impacto nas funções de CAC. A utilização de mecanismos de reserva rápida de recursos também é admitida na recomendação I.371 [ITU-T 93c], embora seja relegada para estudos futuros.

No suporte de serviços ABR, por não existir negociação do contrato de tráfego, as funções de CAC são muito rudimentares, resumindo-se à aceitação ou rejeição do serviço em função da quantidade de serviços ABR já suportados.

Funções UPC/NPC *(Usage/Network Parameter Control)*

As funções de controlo dos parâmetros de utilização/rede são responsáveis pela monitorização e pelo controlo do tráfego gerado pelo utilizador (UPC), nos *interfaces* UNI, ou por outra rede (NPC) nos *interfaces* NNI, sendo um dos aspectos do controlo de congestão em redes ATM mais complexos e onde mais esforços têm sido investidos.

O principal objectivo destas funções é a protecção das ligações activas relativamente à utilização abusiva dos recursos da rede por parte de outras ligações. São implementadas através de mecanismos de policiamento, actuando célula a célula, sobre o fluxo de células das ligações activas, com base nos parâmetros de funcionamento e de qualidade de serviço, estabelecidos pelas funções de CAC. Os mecanismos de policiamento devem actuar de forma transparente sobre as ligações "bem comportadas" que não violam o contrato de tráfego, e ser rápidos na correcção das violações de forma a evitarem a ocorrência de situações de congestão.

Segundo a recomendação I.371 [ITU-T 93c], as funções de UPC devem actuar sobre os VCs ou sobre os VPs, nos pontos onde estes têm início, dentro da rede. As funções NPC devem actuar no início dos VCs ou dos VPs, nos pontos de concatenação dos circuitos virtuais, no *interface* entre redes distintas.

As acções das funções UPC/NPC sobre o fluxo de células podem ser as seguintes: deixar passar ou atrasar (através de mecanismos de *traffic enforcing*) as células não violadoras e marcar (pondo o *bit* CLP = 1) ou descartar as células violadoras. Adicionalmente as funções UPC/NCP podem ainda recorrer a acções mais drásticas como a quebra das ligações.

Nos serviços CBR foi adoptada pelo Forum ATM, para implementação das funções de UPC/NPC, uma variante do mecanismo do *leaky bucket* aplicado à *taxa de pico* negociada pelas funções de CAC. Nesta variante, quando o contador ultrapassa o máximo permitido (*"bucket"* cheio) é admitida, no caso de estar disponível, a atribuição dinâmica de largura de banda adicional ao circuito virtual (SVC ou PVC). Caso não esteja disponível largura de banda adicional é efectuada a reinicialização do contador e o esvaziamento do *buffer* de células do circuito virtual (em lugar da simples descartagem das células violadoras efectuada pelo mecanismo tradicional). A opção pela descartagem em bloco em lugar da descartagem individual foi motivada pela constatação de que a descartagem simples provocava, normalmente, a retransmissão de um pacote completo por um nível protocolar superior, agravando assim a situação de congestão em lugar de a resolver[112].

Na recomendação I.371 [ITU-T 93c] da ITU-T é proposto um algoritmo designado por *monitor virtual* para a monitorização da *taxa de pico* de transmissão de células, garantindo simultaneamente uma valor limitado para a tolerância da variação do atraso das células (CDV). Para a implementação deste algoritmo são propostos dois mecanismos equivalentes. O primeiro é designado por *continuous-state leaky bucket* e é uma variante do *leaky bucket* em que só são admitidas as células com tempo CDV limitado, considerando a taxa de pico. O segundo mecanismo é designado por *virtual scheduling* e é baseado na disciplina de serviço *virtual clock*, proposta de Lixia Zhang [ZhangLixia 90], que será abordado na Subsecção 3.3.4.

Nos serviços VBR foi também adoptada pelo Forum ATM na definição do *interface* UNI [ATMForum 93b] uma variante dupla do *leaky bucket*, para a implementação das funções de

---

[112] A descartagem em bloco também provoca a retransmissão de um ou mais pacotes de informação dos níveis protocolares superiores só que, como o *buffer* do circuito virtual fica vazio, existe espaço para acomodar as células a retransmitir.

UPC/NPC. A taxa de transmissão *regular* é verificada por um dos mecanismos de *leaky bucket.* O outro mecanismo, operando com velocidade (taxa de decrementação do contador) mais elevada, é responsável pela verificação da taxa de *impulso.* Quando os limites são excedidos são activados mecanismos de descartagem idênticos aos descritos para os serviços CBR.

Nos serviços ABR as funções de UPC/NPC são normalmente bastante simplificadas, existindo normalmente duas alternativas para o seu funcionamento. Na primeira alternativa todo o tráfego ABR é injectado na rede *marcado* como sendo de baixa prioridade (com o *bit* CLP = 1) limitando-se as funções de UPC/NPC a descartá-lo sempre que a largura de banda seja necessária para assegurar serviços CBR e VBR. Na segunda alternativa são reservados VPs com características CBR (ou VBR eventualmente), sendo depois, nestes VPs, abertos VCs para transporte de tráfego ABR. Neste caso as funções UPC/NPC limitam-se a fiscalizar globalmente os VPs de acordo com as características que lhes tiverem sido atribuídas. Dentro destes VPs, os VCs não são controlados por funções de UPC/NPC, competindo entre si pela capacidade disponível. Em ambas as alternativas é da responsabilidade das funções de controlo realimentado (FC) a regulação da quantidade de tráfego ABR de acordo com a capacidade instantânea da rede, de modo a ser evitada a congestão no tráfego ABR (como irá ser analisado mais adiante).

O mecanismo de *leaky bucket* originalmente aplicado à B-ISDN por Turner [Turner 86a] e adoptado (com as alterações descritas) pelo Forum ATM e pela ITU-T como mecanismo de policiamento das ligações, no âmbito das funções UPC/NPC, tem sido objecto de múltiplos estudos, análises de desempenho e propostas de modificação entre os quais se destacam as referências [Butto 91, Guillemin 92, KimYoung 92, Wu 93, Rubin 94].

Em alternativa ao *leaky bucket* foram sugeridas várias técnicas para as funções de UPC/NPC, das quais se referem as seguintes propostas:

- *Moving Window* (MW) — este mecanismo condiciona a aceitação de células de acordo com o número de células chegadas nos últimos *T* segundos (janela de tempo deslizante). Se tiver sido ultrapassado um dado valor máximo, as células são rejeitadas. Neste mecanismo é necessário armazenar o tempo de chegada de cada célula nos últimos *T* segundos, para ser feita a comparação.

- *Jumping Window* (JW) ou *Moving Average* (MA) — esta técnica evita o armazenamento dos tempos de chegada das células necessário no MW. São considerados intervalos de tempo fixos e no início de cada intervalo o contador de células é reinicializado.

- *Stepping Window* (SW) ou *Triggered Jumping Window* (TJW)— esta técnica é muito semelhante ao JW. A diferença reside no facto de o início da janela de tempo ser activado na chegada da primeira célula da janela e não em intervalos fixos. Esta técnica tem (tal como o JW) a desvantagem de "esquecer" o estado anterior em cada nova janela;

- *Exponentiallly Weighted Moving Average* (EWMA) — esta técnica utiliza uma janela de tempo fixa em intervalos contínuos, tal como o JW. A diferença está em que em cada janela de tempo o número de células aceite é uma função de um valor médio e da soma exponencialmente pesada do número de células aceite nas janelas anteriores, não sendo assim "esquecido" o estado anterior;

- *Delta* — nesta proposta são contadas as células aceites durante um intervalo de tempo Δt, sendo actualizado um contador sempre que o número de células ultrapasse um dado limite. Em cada período de medida T, o contador não pode ultrapassar um dado valor máximo.

Em [Niestegge 90, Hemmer 91, MonteiroJosé 91, Dittmann 91, Rathgeb 91, Boyer 92a] são feitos estudos comparativos das técnicas acima descritas (incluindo o *leaky bucket*), sendo concluído pela superioridade do MW, do EWMA e do *leaky bucket*, em termos de sensibilidade e de dinâmica de resposta, sobre as restantes propostas e sendo, o *leaky bucket* mais fácil de implementar que o EWMA e, sobretudo, que o MW.

Funções PC *(Priority Control)*

As funções de controlo da prioridade são responsáveis pela garantia dos parâmetros de QoS *nível de prioridade* e *taxa de perdas,* especificados no estabelecimento das ligações e aceites pelas funções de CAC.

O controlo da prioridade é efectuado através da descartagem selectiva das células de baixa prioridade, nas situações de congestão. As células de baixa prioridade são "marcadas" usando o *bit* CLP *(Cell Loss Piority)* existente no cabeçalho das células ATM. Estas funções actuam célula a célula, complementando a acção das funções de UPC/NPC.

Em [Hong 91b] é estudada a aplicação de esquemas de prioridade às redes ATM, sendo propostos mecanismos de prioridade para o escalonamento da transmissão e para descartagem das células.

Para o escalonamento da transmissão são apresentados dois mecanismos alternativos, com base no estabelecimento de um conjunto de classes de prioridade. No primeiro mecanismo, designado por *Head-of-Line* (HOL), é atribuída uma fila de espera a cada classe de prioridade, sendo as filas servidas por ordem decrescente de prioridades. Este mecanismo tem a desvantagem de favorecer demasiadamente as classes de prioridade elevada em detrimento das classes de prioridade mais baixa. O mecanismo *Head-of-Line with Priority Jumps* (HOL-PJ), resolve o problema do HOL fazendo passar as células para as filas de prioridade mais alta após terem "estagiado" algum tempo nas filas de prioridades mais baixas.

Para a descartagem por prioridades é sugerido um mecanismo, com a designação de *push out,* em que quando os *buffers* enchem as células de baixa prioridade são expulsas pelas de prioridade mais elevada. Este mecanismo é estudado analiticamente em [Kröner 91] sendo concluído pela sua quase optimalidade em termos de desempenho. Complementarmente ao *push*

out é ainda sugerido o recurso a mecanismos de *descartagem preemptiva* sendo identificadas as situações em que tais mecanismos devem ser activados, nomeadamente na chegada da células em situações de congestão, quando o tempo de permanência no nó excede um dado limite local *(deadline),* quando o tempo de permanência no nó excede um limite extremo-a-extremo e quando a soma dos tempos de permanência no sistema e no nó excedem um limite extremo-a-extremo. O principal objectivo das técnicas de descartagem preemptiva é evitar a transmissão das células que já não vão "chegar a tempo" ao destino.

Funções FC *(Feedback Control)*

Este conjunto de funções tem por objectivo a regulação do tráfego submetido à rede de acordo com informações recebidas sobre o estado de congestão. São normalmente desempenhadas pela rede em conjunto com os protocolos dos sistemas terminais e actuam no tempo de propagação de ida-e-volta.

Nos serviços CBR e VBR não são consideradas necessárias funções FC integradas na rede ATM[113], sendo suficiente a utilização de funções CAC para o estabelecimento do contrato de tráfego e de funções UPC/NPC durante a transferência dos dados.

Nos serviços ABR as funções FC são particularmente importantes, constituindo estes serviços a principal razão da necessidade destas funções nas redes ATM. O facto deste tipo de serviços operar sem reserva de recursos, aproveitando dinamicamente a largura de banda não utilizada pelos serviços CBR e VBR, faz com que possam ocorrer grandes variações de velocidade e de atraso no fluxo binário, sendo necessários mecanismos de controlo realimentado do fluxo na rede ATM para evitar e recuperar situações de congestão. No Forum ATM estão em discussão quatro alternativas distintas.

Duas alternativas resultaram da importação directa das técnicas FECN *(Forward Explicit Congestion Notification)* e BECN *(Backward Explicit Congestion Notification)* das redes *Frame Relay*, sendo usado o *bit* EFCI (*Explicit Forward Congestion Notification)* do campo PTI *(Payload Type Indicator)* do cabeçalho das células ATM para transporte da notificação de congestão.

A terceira alternativa em discussão é designada por VCFC *(Virtual Circuit Flow Control)* sendo a sua operação baseada num fluxo de créditos — a técnica também é designada por *credit-based control* — a circular, de comutador em comutador, em direcção oposta ao fluxo da informação, indicando em cada etapa a quantidade de *buffers* disponíveis para tráfego ABR. Esta alternativa é estudada em [Özveren 94] sendo avaliada a sua eficiência e comparadas alguns mecanismos alternativos para a sua implementação.

A quarta alternativa surgiu como um melhoramento ao FECN. Tem a designação de *enhanced proportional rate control algorithm* (EPRCA) e é baseada num mecanismo de regulação periódica da taxa de transmissão das fontes, de acordo com informação de *feedback* obtida da rede.

---

[113] Nada implica, no entanto, que não existam funções de FC nos serviços CBR e VBR, associadas aos protocolos de nível mais alto (ex.: transporte), impostas por necessidades das aplicações ou pelas características da arquitectura protocolar.

A informação de ajuste da taxa de transmissão é obtida através da emissão periódica, de células de auscultação da disponibilidade de recursos, que regressam à fonte após terem efectuado o percurso de ida-e-volta.

As alternativas FECN e BENC acabaram por ser abandonadas devido à sua ineficiência no controlo do fluxo às velocidades de funcionamento do ATM, ficando em confronto as alternativas EPRCA e VCFC. Foi ainda sugerida uma solução mista baseada no EPRCA mas admitindo o VCFC como opção. O debate em torno das três alternativas é descrito em [Simcoe 94]. Em [Newman 94] é estudado o comportamento das várias alternativas em ambiente de rede local sendo concluído pela sua semelhança em termos de desempenho.

Funções TS *(Traffic shaping*[114]*)*

Este conjunto de funções actua célula a célula com o objectivo da alteração das características do tráfego de forma a serem respeitadas as imposições decorrentes do contrato de tráfego.

Segundo a recomendação I.371 os mecanismos de implementação das funções de TS podem ser localizados à entrada da rede (antes das funções de UPC/NPC) ou à saída da rede (depois das funções de UPC/NPC). Podem ainda ser localizadas nos equipamento do utilizador de forma a ser garantido que o tráfego gerado obedece ao contrato de tráfego acordado no estabelecimento das ligações pelas funções de CAC.

Na literatura é vulgar a distinção entre os mecanismos de TS que actuam à entrada da rede e os que actuam à saída dos sistemas terminais ou das redes. Os segundos mantêm a designação de mecanismos de *traffic shaping* usada na recomendação I.371. Os primeiros são normalmente designados por mecanismos de *traffic enforcing* (modificadores "à força" do tráfego) e são normalmente incluídos nas funções de UPC/NPC dado que se destinam a controlar os parâmetros de tráfego à entrada da rede. Nas figuras 3.2 e 3.3 é adoptada esta visão para a localização das funções de *traffic shaping* no tempo e nos vários pontos do sistema de comunicação.

Em [Boyer 92a, Guillemin 92] é estudada a necessidade de funções TS para garantia de variação do atraso das células (CDV) limitado, sendo recomendado o espaçamento das células ATM antes das funções de UPC/NPC, de modo a ser evitado o agrupamento de células e o consequente aumento de impulsividade no tráfego. Em [Chao 91, Chao 92] é também analisado um mecanismo para a implementação das funções de *traffic shaping* sendo discutidos os pormenores da sua implementação em *hardware* VLSI.

---

[114] A designação *traffic shaping* pode ser traduzida por "modelação do tráfego" embora esta designação possa sugerir incorrectamente a ideia de "obtenção de modelos para o tráfego" em vez do significado correcto de "modificação da forma do tráfego". Por esta razão foi mantida designação original.

3.3.2 Novas Aplicações de Comunicação

O desenvolvimento das tecnologias de comunicação de alto débito, descrito na Subsecção anterior, foi motivado pelas necessidades crescentes das aplicações de comunicação tradicionais, em largura de banda e em qualidade da transmissão, associado ao seu uso massificado e ao aumento da capacidade de processamento dos sistemas computacionais. Por outro lado, a perspectiva da disponibilidade de meios de transmissão de alto débito levou ao desenvolvimento de novos serviços de comunicação com características multimédia e de novos usos para as aplicações tradicionais, capazes de tirar partido (e até de saturar) da capacidade disponível.

A caracterização das situações de congestão e a necessidade de mecanismos para o seu controlo depende, como é óbvio, das necessidades específicas de cada aplicação. Estas necessidades podem ser expressas por um conjunto de parâmetros mais ou menos extenso, conforme as características do tráfego gerado. É, no entanto, vulgar na literatura a caracterização das aplicações pelas suas necessidades em termos de débito binário necessário ao seu suporte e da variação máxima do atraso que podem admitir.

No que toca às aplicações tradicionais de comunicação de dados (transferência de ficheiros, correio electrónico e serviços interactivos), as suas necessidades em termos de débito e de variação máxima do atraso, são normalmente pequenas, sendo vulgar a sua operação sem perda de funcionalidade com grandes variações de atraso e de débito. Dentro deste grupo, as aplicações interactivas e os ambientes cliente/servidor (ex.: Telnet, X *Windows*, NFS, acesso remoto a bases de dados) são mais sensíveis a atrasos de trânsito, sendo as primeiras a evidenciar degradação de desempenho nas situações de congestão. Estas aplicações beneficiariam da existência de funções de controlo de congestão baseadas em mecanismos de diferenciação do tráfego de acordo com as necessidades específicas de cada aplicação (classes de tráfego), normalmente não existentes nas redes tradicionais.

As necessidades das novas aplicações de comunicação de dados confundem-se, muitas vezes, com as necessidades dos serviços de voz e vídeo tradicionalmente suportados pelas redes de telecomunicações. Existem duas razões para esta aparente confusão. A primeira tem a ver com a introdução, verificada nos últimos anos, das tradicionais aplicações de telecomunicações nos sistemas computacionais, com o aparecimento das aplicações multimédia. A segunda está relacionada com a integração, ao nível das redes de telecomunicações, dos serviços de transmissão de dados a par dos serviços tradicionais de transmissão de voz e dos novos serviços de telecomunicações.

A caracterização das necessidades das aplicações de áudio e de vídeo foi feita pela comunidade de telecomunicações e pelo CCITT há já alguns anos. De então para cá têm sido introduzidos e constantemente melhorados, mecanismos de codificação e compressão que têm reduzido em muito as necessidades de débito (e de espaço de armazenamento) destas aplicações.

As aplicações de áudio são caracterizadas por um débito constante e pela exigência de variações limitadas nos atrasos de trânsito dos pacotes (ou células). Em termos de débito binário são especificados vários níveis de qualidade, correspondendo a cada um a sua taxa binária.

Concretamente, são normalmente admitidos quatro níveis de qualidade: qualidade telefónica, qualidade de audioconferência, qualidade próxima do CD e qualidade de CD, respectivamente com as taxas binárias de 16, 32, 64 e 128 Kbps.

Em termos dos limites das variações de atraso entre amostras consecutivas (pacotes ou células) as aplicações áudio são bastante exigentes, já que o ouvido humano é muito sensível a distorção de fase. A regra geral é que a amostra tem que estar disponível quando for a sua vez de ser enviada para o dispositivo de saída (conversor DA e altifalante). Caso a amostra chegue atrasada é preferível a sua supressão à sua utilização desfasada. Por exemplo, no caso de aplicações áudio com qualidade CD, são tomadas amostras de 16 *bits* à frequência de 44 KHz (amostras espaçadas de cerca de 22,7 μs). Se estas amostras forem transmitidas em células ATM de 48 *bytes* (24 amostras por célula) é gerada uma célula aproximadamente cada 0,5 ms, sendo a variação do atraso nas células limitada pelo desfasamento inicial entre a captura e a reprodução do som. Assim, se o receptor começar a "tocar" depois de ter em sua posse 10 células (240 amostras) o desfasamento inicial será de 5 ms que será também a margem para variação do atraso das células seguintes[115].

Na transmissão de voz em conversação telefónica, e em geral em todas as aplicações interactivas, para além da variação do atraso dos pacotes (ou células), é também importante o atraso máximo absoluto medido extremo-a-extremo da ligação. Os atrasos elevados dificultam a sincronização da conversação já que, depois de um dos interlocutores se calar tem que esperar duas vezes o valor do atraso extremo-a-extremo (atraso de ida-e-volta) até poder ouvir o outro interlocutor (supondo que este começa a falar de imediato após ter deixado de ouvir o primeiro). Este tempo de espera leva muitas vezes o primeiro interlocutor a concluir que o segundo está silencioso e a repetir a ultima frase entrando em "colisão" com o segundo interlocutor.

A ITU-T estudou recentemente os efeitos do atraso extremo-a-extremo nas aplicações tendo recomendado (recomendação G.114), a sua classificação em três escalões:

- Até 150 ms — atrasos aceitáveis para a maioria das aplicações;
- De 150 a 400 ms — atrasos com impacto em algumas aplicações;
- Acima de 400 ms — atrasos inaceitáveis no planeamento de redes de telecomunicações;

Os valores apresentados permitem concluir que é razoável considerar como limite máximo de 800 ms, para o atraso de ida-e-volta nas aplicações áudio dado que o limite de planeamento são 400 ms para o atraso extremo-a-extremo. É importante salientar que as limitações apresentadas não

[115] Daí a importância do conhecimento dos limites da variação do atraso das células em ATM. Se, por exemplo, uma ligação VC para transporte de áudio com qualidade CD for estabelecida com 10 ms de limite de variação do atraso das células, o receptor só deverá começar a reproduzir o som passados 20 ms depois da recepção da primeira célula (prevendo a chegada da primeira célula com o atraso mínimo) ou seja, tem que armazenar cerca de 40 células antes de iniciar a reprodução.

são devidas a questões tecnológicas, mas a limites físicos inultrapassáveis impostos pelos tempos de propagação dos sinais na rede[116].

Na comunidade de comunicação de dados as aplicações que geram dados de forma contínua a uma taxa fixa são genericamente designadas por aplicações *isócronas* ou *media continuo*.

Tal como as aplicações áudio, as aplicações de imagem digital em movimento (vídeo), têm necessidades de variação de atraso limitadas. Por outro lado necessitam de enormes quantidades de largura de banda sendo, por esta razão, quase sempre utilizadas técnicas de compressão associadas à sua transmissão. Outro factor importante na utilização das técnicas de compressão é a grande quantidade de informação redundante que existe nos sinais de vídeo, o que permite compressões que chegam a atingir factores de 30 e superiores. Mesmo com factores de compressão desta ordem a taxa de transmissão necessária a uma aplicação de vídeo de alta definição (HDTV) é da ordem dos 40 Mbps, sendo a largura de banda sem compressão superior a 1 Gbps.

A introdução de mecanismos de compressão, para lá da economia de largura de banda, tem o inconveniente de transformar o fluxo binário isócrono, resultante da amostragem do sinal de vídeo, num fluxo binário variável de acordo com as características da imagem e com a eficiência instantânea do mecanismo de compressão. A transmissão de um fluxo binário com estas características é complexa, sobretudo pelas implicações que tem no dimensionamento dos sistemas de comunicação. Para contornar este problema foram introduzidos nos *codecs*[117] mecanismos bastante complexos de equalização da largura de banda após compressão que garantem um fluxo binário constante à saída do *codec*. Quando é gerada uma trama que, após compressão, dá origem a uma quantidade de informação superior à taxa de transmissão, é transmitida uma versão simplificada da trama, sendo a informação retirada transmitida juntamente com as tramas consecutivas. Desta forma é conseguido um sinal de vídeo com um fluxo binário constante, normalmente designado por vídeo CBR *(constante bit rate)*, com características adequadas à transmissão em circuitos digitais ou através de serviços CBR em redes ATM.

Com o suporte de serviços VBR *(variable bit rate)* nas redes ATM passa a ser possível a transmissão de sinais de vídeo logo após compressão (vídeo VBR), sem necessidade de equalização do fluxo binário, que resultam na simplificação dos *codecs* com alguns reflexos na qualidade da informação transmitida.

Para além das aplicações tradicionais e das aplicações de transmissão de áudio e de imagem em movimento já abordadas, são também de referir as necessidades de comunicação resultantes da interligação de supercomputadores em rede, partilhando os seus recursos de forma distribuída, no suporte de aplicações com necessidades de enormes volumes de informação. Os

---

[116] Basta notar que, sempre que estejam envolvidas ligações via satélite geo-estacionário (como é o caso da grande parte das comunicações intercontinentais) são de esperar atrasos de ida-e-volta superiores a 500 ms (quatro saltos de 36000 Km com uma velocidade de propagação de 300000 Km/seg).

[117] Codificadores/descodificadores de vídeo.

sistemas de simulação meteorológica, os sistemas de identificação de pessoas em tempo real[118] e os sistemas com características *disaster recovery* são exemplos de sistemas com estas características.

A caracterização das novas aplicações de comunicação e das suas necessidades específicas vai ser complementada com a análise resumida de trabalhos onde são focados alguns aspectos particulares do problema.

Em [Sriram 93] é feita a correspondência entre as necessidades das aplicações e os tipos de serviço suportados pelas redes ATM. São identificadas quatro classes de aplicações de acordo com a sua sensibilidade às variações de atraso e ao atraso total, e as suas necessidades de débito:

- *Tipo 1A* — aplicações isócronas, sensíveis ao atraso e com elevadas necessidades de débito (ex.: vídeo de banda constante);
- *Tipo 1B* — aplicações não isócronas, sensíveis ao atraso e com elevadas necessidades de débito (ex.: vídeo de banda variável);
- *Tipo 2* — aplicações não isócronas, insensíveis ao atraso e com elevadas necessidades de débito (ex.: dados, vídeo *on demand*[119]);
- *Tipo 3* — aplicações multiplexadas, sensíveis ao atraso e sem elevadas necessidades de débito (ex.: voz, dados interactivos).

O autor faz corresponder a classe 1A ao serviço CBR *(constant bit rate)*, a classe 1B ao serviço VBR *(variable bit rate)* e a classe 2 ao serviço ABR *(available bit rate)*. Para a classe 3 o autor propõe o uso de multiplexagem estatística entre os VCs *(virtual circuits)* de um VP *(virtual path)* com características CBR.

Em [Hong 91b] é feita a caracterização de algumas das novas aplicações de comunicação em termos da probabilidade de perdas de células ATM que admitem. São apresentados valores da ordem dos 10^{-4} para as aplicações de voz e de transferência de ficheiros, 10^{-6} para as aplicações interactivas de dados, 10^{-8} para as aplicações de transferência de imagem e 10^{-8} para as aplicações de transferência interactiva de imagens comprimidas.

Em [Galassi 90] é apresentada um tabela de caracterização dos parâmetros do tráfego originado por diferentes tipos de aplicações, em que são considerados, para além do débito máximo, o débito de pico, a duração média dos picos de tráfego, a duração média de cada sessão da aplicação e outros parâmetros relacionados com a intensidade do tráfego. Este conjunto de parâmetros é, sobretudo, útil para o dimensionamento da capacidade dos sistemas de comunicação, através do recurso a técnicas de engenharia de tráfego.

---

[118] Em alguns países estão em desenvolvimento sistemas de vigilância, localizados nas fronteiras e em outros locais estratégicos, que tentam identificar os fugitivos à justiça a partir das imagens de vídeo recolhidas à passagem.

[119] Vídeo em diferido, dispondo os receptores de alguma capacidade de armazenamento.

Em [Catlett 92, Partridge 93] e no capítulo 8 de [Partrige 94] são discutidas algumas necessidades das novas aplicações de comunicação multimédia. São nomeadamente referidas as aplicações de realidade virtual e as aplicações de supercomputação. As aplicações de realidade virtual são caracterizadas como uma evolução drástica das aplicações de simulação, sendo necessário o tratamento integrado de sons, imagens em movimento e de informações sensoriais como o tacto e a temperatura. Embora actualmente as aplicações de realidade virtual sejam normalmente localizadas num único computador, é de prever que venham a necessitar de redes de comunicação quando evoluirem para versões geograficamente distribuídas, envolvendo múltiplos participantes simultaneamente[120].

Na RFC 1077 [Leiner 88] já anteriormente referida, são também caracterizadas algumas aplicações, do ponto de vista da necessidade de débito e de atraso máximo absoluto. Neste documento e para lá das aplicações de áudio e vídeo já abordadas, são referidas as aplicações distribuídas de processamento de transacções, sediadas em supercomputadores geograficamente distantes, com necessidades de sincronizações e de trocas de resultados periódicas. Como exemplo os autores referem as aplicações de gestão de guerras, estimando as suas necessidades de débito na ordem dos 100 Mbps, com atrasos de trânsito inferiores a poucas centenas de milisegundos.

A Figura 3.4 resulta do levantamento das necessidades de algumas aplicações de comunicação, em termos de débito binário e da variação máxima do atraso, feito nesta secção. São apresentados valores típicos para um funcionamento normal das aplicações. No caso das aplicações de realidade virtual é feita uma previsão com alguns ingredientes de futurologia.

3.3.3 Novos Protocolos de Transporte

Como foi já referido, o suporte de novas aplicações de comunicação, sobre as novas tecnologias de transmissão de banda larga, conduziu à necessidade de revisão das camadas protocolares intermédias, sobretudo dos protocolos de transporte responsáveis pela transferência de informação extremo-a-extremo com as características de qualidade necessárias às aplicações.

O controlo do fluxo de informação entre os sistemas terminais é a principal responsabilidade dos protocolos de transporte. O controlo do fluxo na camada de transporte tem como objectivo a regulação pelo receptor, do volume e da cadência de informação que o transmissor lhe está a enviar. Existem duas alternativas funcionais para os protocolos de transporte (tal como para os outros protocolos ou serviços): funcionamento em *modo de ligação* com reserva de recursos nos sistemas terminais e eventualmente nos sistemas intermediários; e funcionamento em *modo de ausência de ligação* sem reserva de recursos.

---

[120] Seria, por exemplo, de grande utilidade uma aplicação de "presença virtual" que possibilitasse encontros à distância com ilusão de presença física entre vários participantes. Uma aplicação deste tipo permitiria a realização de reuniões, visitas, participação em conferências, cimeiras de políticos, jantares de negócios e um sem número de outras aplicações (entre as quais algumas menos sérias do que as dos exemplos...) garantindo uma enorme capacidade de movimentação (virtual) com uma grande economia em tempo e transportes.

Os protocolos de transporte em modo de ausência de ligação nunca tiveram uma grande divulgação. A única excepção duradoura[121] é, talvez, o UDP — *User Datagram Protocol* [Postel 80b] — que, na arquitectura TCP/IP, é usado para suportar serviços pouco exigentes em termos de controlo de erros. Nos protocolos de transporte em modo de ligação a transferência de dados é precedida de um processo de estabelecimento da ligação, durante o qual podem ser reservados recursos e assim garantidos determinados parâmetros de qualidade às aplicações suportadas. A reserva de recursos pode ser feita a vários níveis, de acordo com o serviço (modo de ligação ou modo de ausência de ligação) utilizado pelo protocolo de transporte e fornecido pela camada de rede.

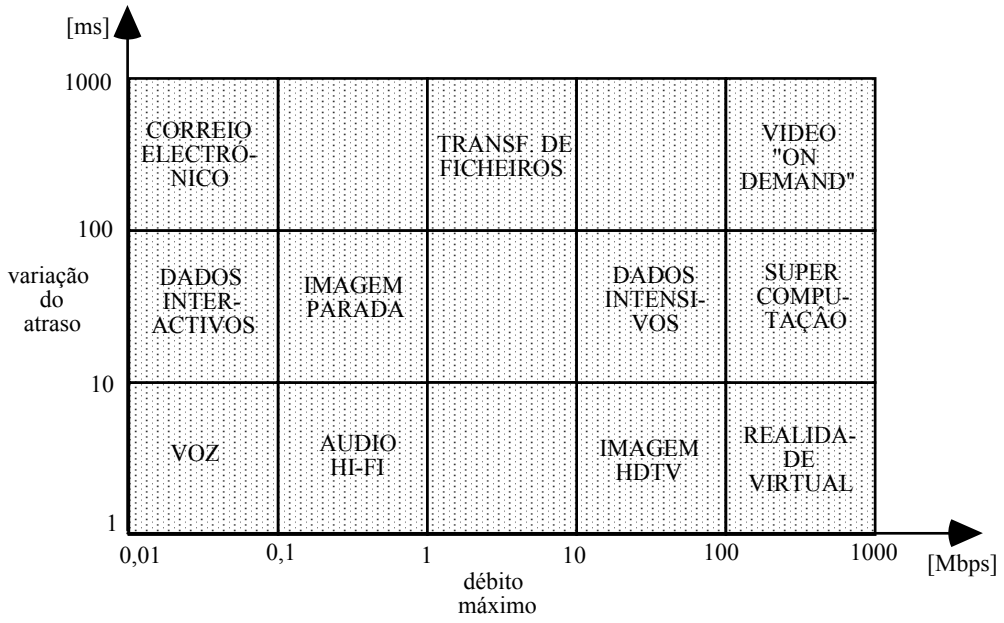

Figura 3.4 Necessidades típicas das aplicações.

Assim, num ambiente com serviço de rede em modo de ausência de ligação (ex.: redes TCP/IP ou ISO CLNP) a reserva de recursos para a ligação de transporte apenas pode ser feita nos sistemas terminais. Nos sistemas intermediários (que normalmente operam na camada de rede ou nas camadas inferiores) não pode ser feita reserva de recursos dado que as ligações de transporte não têm correspondência em ligações do nível de rede[122]. Nestas situações a garantia de qualidade

---

[121] A arquitectura XNS da Xerox tinha também um protocolo em modo de ausência de ligação na camada de transporte o PEP — *Packet Exchange Protocol* [Tully 85]. Na arquitectura OSI também está previsto um protocolo de transporte em modo de ausência de ligação [ISO 87] mas a sua implantação é muito reduzida ou nula.

[122] Foram propostas algumas técnicas para ultrapassar esta limitação, que passam pela identificação das ligações de transporte, nos sistemas intermediários, conseguida pela observação do interior dos pacotes do nível de rede, de modo a serem obtidos os selectores da camada de transporte (portos no TCP) e a partir destes as ligações de transporte (conversações na designação TCP/IP). Estas técnicas, embora permitam a repartição da largura de banda, de forma simétrica, pelas ligações de transporte, continuam a não permitir reserva de recursos de armazenamento e a diferenciação das ligações em termos de requisitos de qualidade de serviço. O *fair queueing* [Demers 89] abordado na secção anterior é um exemplo de uma técnica deste tipo.

de serviço às aplicações passa pela reserva de recursos nos sistemas terminais e pela esperança de que a rede forneça um serviço com a qualidade necessária (princípio do *best effort*[123]).

Em ambiente com serviço de rede em modo de ligação é possível reservar nos sistemas intermediários recursos de armazenamento e de largura de banda que, conjuntamente com os recursos reservados pela camada de transporte nos sistemas terminais, podem garantir, de forma diferenciada, a qualidade de serviço necessária às aplicações.

Com o aparecimento de novas aplicações com elevados requisitos de qualidade, suportados por novas tecnologias de transmissão de elevada largura de banda e funcionando em modo de ligação com garantia de reserva de recursos, é necessária a utilização de protocolos de transporte e de rede que respeitem o princípio da reserva de recursos. A utilização, ainda que apenas numa única camada protocolar, de um protocolo *best effort* quebra imediatamente a "cadeia" de reserva deixando de ser garantida a qualidade de serviço às aplicações. A inexistência de um processo de estabelecimento de ligação implica a impossibilidade de recusa de sessões de comunicação nas situações de saturação e conduz inevitavelmente à incapacidade de garantia de parâmetros de qualidade.

Por outro lado, as redes de banda larga da década de 90, vão continuar a transportar muito tráfego originado nas aplicações de tradicionais[124] que poderão continuar a ser suportadas por protocolos *best effort* como o CLNP ou o IP (ou o seu substituto, o IPng) operando lado-a-lado com os protocolos em *modo de ligação*, utilizando eventualmente os recursos não utilizados por estes últimos protocolos.

Para tirar partido das novas tecnologias de transmissão de banda larga e para além dos melhoramentos introduzidos nos protocolos de transporte tradicionais (TCP e ISO-TP) já abordados nas secções anteriores, têm surgido nos últimos anos, novos protocolos com mecanismos de reserva de recursos e de controlo do fluxo adequados ao transporte dos fluxos de informação gerados por aplicações de comunicação da última geração. Pelo facto de se destinarem ao funcionamento em ambientes de banda larga, estes protocolos são normalmente designados por *lightweight protocols* na literatura anglo-saxónica.

A maioria das propostas tem sido centrada na camada de transporte, embora também tenham surgido propostas para as camadas de sessão e de rede. Outros protocolos, sobretudo os desenvolvidos para ambientes experimentais com dimensões reduzidas, não seguem a estratificação funcional vulgarmente usada nas arquitecturas de comunicação entre computadores, incluindo funcionalidades de várias camadas protocolares. As propostas mais relevantes são referidas a seguir (por ordem alfabética):

---

[123] Também referido por ASAP *(as soon as possible).*

[124] O trabalho de Vern Paxson [Paxson 94a] do Lawrence Berkeley Laboratory revela que, em meados de 1994, as aplicações FTP e NNTP (News) eram responsáveis por mais de 50% do tráfego na Internet mostrando ainda um crescimento de cerca de 130% ao ano. O tráfego *World Wide Web* (WWW), que se pode considerar com características multimédia, consumia na mesma data apenas cerca de 5%, revelando no entanto, um crescimento de 750% ano.

- *Capacity-based Session Reservation Protocol* (CBSRP) — este protocolo foi desenvolvido na Universidade de Carnegie Mellon (CMU) por Hideyuki Tokuda, Yoshito Tobe, Stephen Chou e José Moura [Tokuda 92]. É um protocolo experimental, destinado ao suporte de comunicações de *media continuo*, com controlo dinâmico de QoS e surgiu como suporte da comunicação de um sistema operativo experimental distribuído de tempo real, designado por ARTS, na altura em desenvolvimento na CMU. O CBSRP opera na *camada de sessão*, sendo a reserva de recursos efectuada nesta camada de acordo com as necessidades de cada sessão de comunicação. Na camada de transporte, a suportar o CBSRP, é usado o protocolo RTP descrito mais abaixo;

- *High Speed Transport Protocol* (HSTP) — será o resultado de um novo projecto recentemente iniciado na ISO — projecto *Enhanced Communications Functions and Facilities* (ECFF) — com vista à normalização de um protocolo de transporte para redes de banda larga. Ainda não existe (nem está prevista para breve) nenhuma versão da especificação do HSTP tendo sido apenas identificadas as suas características genéricas que incluem: eficiência elevada, capacidade de alto débito, suporte de difusão, possibilidade de selecção de procedimentos de correcção de erros, selecção e gestão de QoS, sinalização e sincronização em canal próprio;

- *Multimedia Enhanced Transport Service* (METS) — este protocolo de transporte faz parte da proposta de uma arquitectura de comunicações de dados orientada para o suporte de QoS com vários níveis de garantia de serviço. Foi desenvolvido na Universidade de Lancaster por Andrew Campbell, Geoff Coulson e David Hutchinson [Campbell 92, Campbell 94] e é destinado à operação sobre redes ATM;

- *Network Bulk* (ou *Block*) *Transfer Protocol* (NETBLT) — foi um dos primeiros protocolos de transporte a ser desenvolvido com o objectivo da transferência de dados em alto débito. Foi desenvolvido no MIT por David Clark, Mark Lambert e Lixia Zhang [Clark 87]. Era destinado à operação sobre redes *datagram* (IP ou semelhantes), com tempos de trânsito elevados (ex.: ligações via satélite) e usava um mecanismo duplo de regulação do fluxo, com um mecanismo de janela a controlar a quantidade de *buffers* no receptor, e um mecanismo de regulação de taxa a controlar a quantidade de dados enviados pelo transmissor;

- *Realtime Message Transport Protocol* (RMTP) — este protocolo foi desenvolvido por Hui Zhang, Dinesh Verma e Domenico Ferrari, da Universidade da Califórnia em Berkeley e é destinado ao suporte de aplicações multimédia com necessidades de tempo real, integrado numa arquitectura de comunicações experimental designada por *Tenet Protocol Suite* [ZhangHui 92, Ferrari 94];

- *Resource reSerVation Protocol* (RSVP) — foi desenvolvido no Xerox PARC e na Universidade da Califórnia do Sul (USC) com base numa proposta inicial de Lixia Zhang, designada por *Flow Network* [ZhangLixia 89]. Este protocolo é destinado ao suporte de serviços com necessidades de reserva de recursos, por iniciativa do receptor, em modo de difusão *(multicast)* [ZhangLixia 93, Braden 94b]. Opera na camada de rede coexistindo com os protocolos de transferência de dados e de encaminhamento desta camada, tendo como única responsabilidade a reserva de recursos na rede para o suporte dos fluxos de comunicação gerados pelos restantes protocolos. O RSVP está em processo de normalização na IETF estando actualmente na fase de *internet-draft* (RFC 1633) [Braden 94a];

- *Real-time* (ou *Rapid*) *Transport Protocol* (RTP) — este protocolo de transporte é usado para suportar o CBSRP e foi desenvolvido pelo mesmo grupo de investigação da Universidade de Carnegie Mellon (CMU) [Tokuda 89, Tokuda 92]. Tem como principais características a transferência fiável de dados em *modo de ligação* com nível de prioridade e a possibilidade de comunicação em modo de *difusão*. Opcionalmente pode também funcionar em *modo de ausência de ligação.* É funcionalmente muito semelhante ao XTP descrito mais abaixo;

- *Session Reservation Protocol* (SRP) — tal como o RSVP o ST-II e o VMTP, este protocolo foi desenvolvido para operação na *Internet*. Tem como principais características a reserva de recursos na rede (interactuando com os protocolos das camadas inferiores) e nos sistemas terminais e a garantia de entrega da informação em tempo limite. Este protocolo é funcionalmente enquadrado na camada de sessão embora, na arquitectura TCP/IP, as funções desta camada estejam agregadas às aplicações [Anderson 91];

- *Internet Stream Protocol*, *Version 2* (ST-II) — este protocolo foi desenvolvido no CIP da IETF[125] [Topolcic 90] com base numa versão anterior datada de fins da década de 70. O seu principal objectivo é o transporte de áudio e vídeo sobre a *Internet*. Ao contrário dos restantes protocolos aqui abordados o ST-II opera na *camada de rede* em *modo de ligação* (lado a lado com o IP) suportando dois protocolos de transporte específicos para a transmissão de voz e de vídeo, respectivamente o NVP *(network voice protocol)* e o PVP *(packet video protocol)*. A reserva de recursos na rede é efectuada no estabelecimento das ligações por iniciativa da fonte e a transmissão de dados é organizada em fluxos ponto-a-ponto. Embora esteja completamente especificado e

---

[125] Grupo de trabalho sobre *connection-oriented internet protocols* (CIPs) no âmbito das actividades da Internet Engineering Task Force (IETF).

existam várias implementações experimentais [Delgrossi 94] não se pode considerar que o ST-II tenha tido, até à data, grande sucesso;

- *Universal Receiver Protocol* (URP) também designado por *Datakit* — este protocolo foi desenvolvido com o objectivo da transferência transparente e eficiente de dados entre utilizadores, independentemente da arquitectura protocolar usada em cada caso [Frazer 89]. A transparência à arquitectura protocolar é conseguida pelo encapsulamento dos pacotes URP nos pacotes do protocolo subjacente. A eficiência deste protocolo é dependente da eficiência dos protocolos subjacentes e a sua maximização é conseguida pela utilização de unidades protocolares de dados (PDUs) de pequena dimensão, facilmente recombináveis de modo a ser usado o tamanho máximo de pacote disponível em cada ambiente.

- *Versatile Message Transaction Protocol* (VMTP) — este protocolo é orientado para o processamento de transacções (pedido/resposta) em ambientes de rede local , sobre o protocolo IP ou sobre o ST-II. Foi proposto por David Cheriton da Universidade de Stanford (SRI) [Cheriton 88, Cheriton 89]. Foi um dos primeiros protocolos a fazer controlo de fluxo por taxa de transmissão, sendo controlado o espaçamento entre pacotes consecutivos de acordo com as disponibilidades dos receptor;

- *Express Transport Protocol* (XTP) — este protocolo foi desenvolvido na Universidade da Virginia e tem como principal característica a combinação das funções das camadas de transporte e de rede num único protocolo, com garantias de fiabilidade e de suporte de aplicações de tempo-real, capaz de ser implementado em *hardware* VLSI [Strayer 92]. No controlo do fluxo é usado um mecanismo misto, semelhante ao NETBLT: janela actuando no fluxo extremo-a-extremo e taxa de transmissão actuando no espaçamento entre grupos contínuos *(bursts)* de pacotes.

Na Tabela 3.1 são resumidos o modo de controlo do fluxo e a forma de suporte de QoS dos protocolos acima descritos, sendo também incluídos para comparação, o TCP da arquitectura TCP/IP e o TP da arquitectura OSI[126].

Alguns autores defendem não ser necessário recorrer a novos protocolos para suportar aplicações multimédia sobre redes de banda larga. Segundo estes autores, o grau de optimização dos protocolos actualmente em uso é tal que podem perfeitamente funcionar às velocidades necessárias pelas aplicações de banda larga. Concretamente em [Clark 89] é avaliado o desempenho do TCP, sendo estimada a sua capacidade de débito em 800 Mbps em regime estacionário e com segmentos de 4000 *bytes*. Craig Partridge em [Partridge 94] refere que o TCP introduz um *overhead* de apenas 150 instruções por cada pacote processado, sendo impossível

---

[126] A comparação da tabela refere-se à classe 4 do protocolo de transporte OSI por se tratar da versão funcionalmente mais completa.

reduzir o numero de instruções para além deste valor, sem comprometer alguma funcionalidade importante.

Todavia, as principais limitações dos protocolos tradicionais não estão apenas relacionadas com a sua eficiência ou com o *overhead* introduzido no processamento da informação. As limitações do TCP advêm também do facto da sua operação ser baseada no paradigma da ausência de reserva *(best effort)*, não dispondo de mecanismos de especificação, negociação e controlo de parâmetros de qualidade de serviço, necessários ao suporte de aplicações com necessidades diversificadas. Neste aspecto o protocolo de transporte ISO está melhor apetrechado embora os parâmetros de QoS incluídos na especificação do serviço não tenham, na generalidade das implementações, correspondência num conjunto coerente de mecanismos que assegurem, ao longo de todo o sistema de comunicação, o seu controlo eficaz. Estas deficiências dos protocolos tradicionais terão que ser colmatadas para que estes se mantenham como candidatos à nova geração de redes de computadores.

Em [Doeringer 90] e no capítulo 5 de [Onvural 94] é também feita uma revisão das características de alguns dos protocolos de transporte rápidos *(lightweight)* aqui referidos.

De seguida vão ser analisados os aspectos de controlo de congestão mais importantes nos protocolos destinados à operação em redes de banda larga.

Protocolo	Camada	Controlo fluxo	Suporte de QoS	Referência
CBSRP	Sessão	é feito na camada de transporte pelo RTP	reserva de recursos para a sessão e controlo dinâmico da QoS	[Tokuda 92]
HSTP	Transporte	não está ainda definido o tipo de mecanismo	é um dos requisitos da especificação	
METS	Transporte	taxa de transmissão	suporte de serviços com garantias determinísticas, estatísticas e sem garantias	[Campbell 94]
NETBLT	Transporte	janela e taxa de transmissão	negociação e actualização dos parâmetros de funcionamento	RFC 998
RMTP	Transporte	taxa de transmissão	garantia estatística dos parâmetros de funcionamento	[ZhangHui 92]
RSVP	Rede	taxa de transmissão	especificação das características do fluxo, reserva de recursos na rede pelo receptor e manutenção dinâmica do fluxo	RFC 1633
RTP	Transporte	janela adaptativa	suporta a especificação dos parâmetros de funcionamento das ligações e a sua actualização durante o decurso da transmissão	[Tokuda 89]
SRP	Sessão	a cargo do protocolo de transporte	reserva de recursos para a sessão	[Anderson 91]
ST-II	Rede	não especificado	especificação das características do fluxo, reserva de recursos na rede pelo transmissor e manutenção dinâmica do fluxo	RFC 1190
TCP	Transporte	janela adaptativa	não suporta	RFC 793
TP	Transporte	janela adaptativa	negociação estática da QoS, no estab. das ligações	ISO 8073
URP	Transporte	janela adaptativa (opcionalmente)	rudimentar	[Frazer 89]
VMTP	Transporte	taxa de transmissão	apenas permite a especificação do nível de prioridade (16 níveis)	RFC 1045
XTP	Rede + Transporte	janela adaptativa e taxa de transmissão	suporta a especificação dos parâmetros de funcionamento das ligações e a sua actualização durante o decurso da transmissão	[Strayer 92]

Tabela 3.1 Resumo das características dos protocolos para redes de banda larga.

3.3.3.1 Controlo do Fluxo por Regulação da Taxa de Transmissão

Nos protocolos de transporte tradicionais (TCP, OSI-TP) é usado o *mecanismo de janela* para o controlo do fluxo. O controlo do fluxo por janela foi introduzido para permitir ao receptor limitar a quantidade de dados a receber de acordo com as suas capacidades de armazenamento. Nas redes de banda larga foram encontradas algumas limitações no controlo de fluxo por janela que levaram ao aparecimento de mecanismos alternativos.

A principal limitação já referida na Subsecção 3.2.2.2, prende-se com a tendência dos mecanismos de janela, para a introdução de impulsividade no trânsito da informação, devida ao agrupamento das confirmações e ao consequente avanço brusco da janela. Este tipo de comportamento tem efeitos negativos em aplicações com necessidade de fluidez no trânsito da informação, como é o caso da transmissão de áudio ou de vídeo.

Como alternativa ao controlo de fluxo por janela foram sugeridas algumas técnicas baseadas *na regulação da taxa média de transmissão*[127] em lugar da limitação da quantidade de informação em trânsito. A regulação da taxa média de transmissão é conseguida variando o espaçamento entre pacotes (ou entre grupos de pacotes) consecutivos, de forma a ser imposta uma determinada *taxa média* ao longo de um determinado *período de medida*. Estas duas quantidades (taxa média e período de medida) são os parâmetros de operação necessários aos mecanismos de regulação da taxa de transmissão.

A regulação do fluxo através do controlo dinâmico da taxa de transmissão tem como principal inconveniente o crescimento ocasional da ocupação dos *buffers* e o correspondente aumento do atraso de trânsito, devido a diferenças (ainda que pequenas) entre a taxa de transmissão e a taxa de serviço nos sistemas intermediários, ou fenómenos transitórios de curta duração (ex. agrupamento de impulsos de tráfego) impossíveis de prever e de fazer reflectir no mecanismo de regulação da taxa de transmissão. Para resolver este problema foram propostas soluções híbridas para regulação de fluxo, funcionando em regime normal com um mecanismo de regulação de taxa de transmissão e dispondo de um mecanismo de janela sobreposto para garantir, em regime de excepção, o controlo da utilização do espaço em *buffer* e a limitação do atraso de trânsito máximo.

Na Subsecção 3.2.3 foram já abordados os trabalhos de alguns autores que propuseram técnicas deste tipo para as redes tradicionais, nomeadamente os trabalhos de O. Rose [RoseO 92] e Scott Shenker [Shenker 90a]. Os mecanismos de implementação das funções de UPC/NPC *(usage/network parameter control)* nas redes ATM, abordados na Subsecção 3.3.1.3, como o *leaky bucket,* também são, na sua essência, mecanismos de regulação da taxa de transmissão, embora aplicados aos protocolos de nível ligação lógica. Uma grande parte das recentes propostas de protocolos de transporte para redes de banda larga utilizam controlo da taxa de transmissão, como pode ser observado na Tabela 3.1.

Concretamente, um dos primeiros protocolos a usar mecanismos de controlo de taxa de transmissão foi o NETBLT que usava um mecanismo duplo de regulação do fluxo, com um mecanismo de janela a controlar a utilização de *buffers* no receptor e um mecanismo de regulação de taxa a controlar a quantidade de dados enviados pelo transmissor. Seguiu-se o VMTP que fazia a regulação da taxa de transmissão ajustando o espaçamento entre pacotes consecutivos, em função do estado de congestão de rede ou do destinatário. Em [Bolot 90] e [Eldridge 92] são apresentadas abordagens analíticas dos mecanismos de controlo de taxa de transmissão usados nestes protocolos.

Mais recentemente as propostas RSVP, METS e RMTP adoptaram também mecanismos de controlo da taxa de transmissão em lugar do tradicional controlo de fluxo por janela. Outros protocolos continuam a utilizar mecanismos de janela (RTP e URP) ou mecanismos mistos de janela e taxa, como é o caso do XTP.

Em [Benmohamed 93] é proposto um algoritmo para cálculo das taxas de transmissão numa rede com um único nó congestionado devido a saturação nos circuitos de saída, sendo

---

[127] *Rate control* na literatura anglo-saxónica

estudada a sua estabilidade e sugeridas duas implementações alternativas (uma robusta outra adaptativa) para um controlador de regulação das taxas de transmissão.

A regulação do fluxo extremo-a-extremo pelos protocolos de transporte, através da taxa de transmissão tem que ser complementada com mecanismos nos sistemas intermediários de forma a ser garantido que a taxa gerada pelo transmissor é suportada ao longo do trajecto na rede. A discussão dos mecanismos necessários nos sistemas intermediários será feita na Subsecção 3.3.4.

3.3.3.2 Controlo do Fluxo por Janela Adaptativa

Em alternativa ou complementarmente aos mecanismos de regulação de fluxo por taxa de transmissão discutidos na Subsecção anterior, foram também propostas e estudadas variantes do tradicional mecanismo de janela, em que a dimensão da janela é dinamicamente adaptada ao estado de congestão da rede.

Estas alternativas começaram a ser estudadas ainda durante a década de 80, no âmbito das arquitecturas tradicionais, concretamente nos trabalhos DEC*bit* de Raj Jain [Jain 89, Chiu 89] e *Slow-start* de Van Jacobson [Jacobson 88] complementados com contribuições de vários outros autores [Karn 87, Braden 89, Shenker 90b, ZhangLixia 91, WangZheng 91] já analisados na Subsecção 3.2.1.2, tendo sido propostas modificações aos algoritmos de ajuste das janelas dos protocolos TCP, ISO TP e ao protocolo de transporte da arquitectura DNA.

Mais recentemente, outros trabalhos têm sugerido novos algoritmos de adaptação dinâmica das janelas, destinados à operação em redes de alta velocidade, isoladamente ou associados a outros mecanismos de controlo de fluxo ou de controlo da congestão.

Em [Mitra 90, Mitra 93] é estudado o dimensionamento óptimo da janela em ambientes de banda larga com múltiplos saltos de diferentes atrasos de propagação, sendo proposto e simulado um algoritmo adaptativo para a operação em condições estacionárias com produtos largura de banda por atraso de trânsito elevados, conduzindo a oscilações limitadas nas filas de espera e ao tratamento equitativo dos circuitos independentemente do seu percurso na rede. Em [Mukherjee 91] e posteriormente em [Fendick 91, Fendick 92, Fendick 93] são estudadas por simulação algumas variantes às propostas de Mitra sendo avaliada a sua aplicação aos mecanismos de regulação da taxa de transmissão e a sua estabilidade em ambientes com perturbações introduzidas por sistemas não cooperantes no alcance do ponto de funcionamento óptimo.

Em [Wong 89] é proposta a utilização de um algoritmo de selecção dinâmica da janela para, adicionalmente ao controlo do fluxo, ser garantida a equidade em termos de débito e de atraso de trânsito entre os utilizadores.

Em [Hanne 91, Hanne 93] é também estudada a aplicação de mecanismos adaptativos de janela deslizante, associados a serviço *round-robin* nos sistemas intermediários, no controlo de fluxo em redes de banda larga. Os autores recomendam a coexistência, nas redes de banda larga, das duas filosofias de controlo de fluxo: mecanismos de controlo de taxa aplicadas ao tráfego com características CBR e VBR e mecanismos de janela aplicados ao tráfego de dados (tipo ABR). Nos

trabalhos referidos é proposto um algoritmo de controlo dinâmico da janela de acordo com o número de utilizadores, o tipo de serviço por eles pretendido e o estado de congestão da rede. O algoritmo é avaliado no cenário descrito, dos pontos de vista da equidade garantida, eficiência no uso da largura de banda e da memória, e das perdas de informação que introduz, sendo concluído pelo seu comportamento satisfatório.

Dos trabalhos referidos pode concluir-se não existir nenhum impedimento funcional ao uso de mecanismos de janela adaptativa no controlo do fluxo em redes de alto débito. A prová-lo está o seu uso em alguns dos protocolos de transporte propostos para o funcionamento em redes de banda larga — para além dos protocolos tradicionais das arquitecturas ISO, TCP/IP e DECnet — quer actuando isoladamente (RTP e URP) quer complementando a operação de mecanismos de controlo de taxa, na garantia da preservação do espaço de buffers (NETBLT e XTP).

Raj Jain efectua, em [Jain 92], a avaliação comparativa do controlo de fluxo por janela e por taxa de transmissão. As suas principais conclusões são resumidas na Tabela 3.2.

	Janela	**Taxa de transmissão**
Tipo de controlo	número de pacotes (W) emitidos e não confirmados	número de pacotes (N) no intervalo de tempo (T)
Taxa liquida de transmissão	W / atraso de ida-e-volta	N / T
Tamanho máximo das filas	W * número de canais	sem limite
Impulsividade do tráfego	introduz impulsividade no tráfego	não introduz impulsividade na origem do tráfego
Âmbito do controlo	extremo-a-extremo, etapa-a-etapa ou ambos	etapa-a-etapa (necessitam de ser complementados nos comutadores)
Tipo de protocolo a que é mais adequado	baseado em ligações e não baseado em ligações	baseado em ligações
Tipo de controlo que efectuam	a transmissão depende da chegada de informação de controlo (ACKs)	a transmissão não depende da chegada de informação de controlo
Recurso directamente controlado	memória	transmissores, receptores e circuitos de dados

Tabela 3.2 Comparação das técnicas de controlo do fluxo.

3.3.3.3 Controlo do Fluxo e da Congestão em Malha Aberta

Tanto os mecanismos de controlo do fluxo por regulação da taxa de transmissão como os mecanismos controlo do fluxo por ajuste dinâmico da janela, descritos nas secções anteriores, necessitam de alguma forma de realimentação a partir da rede para o conhecimento do estado de congestão e assim efectuarem a regulação dos parâmetros de funcionamento.

Nas redes tradicionais o controlo da congestão era fortemente suportado em mecanismos de realimentação da rede. Na Secção 3.2 foram discutidas algumas das técnicas usadas, nomeadamente as técnicas de *feedback explícito* DEC*bit* [Jain 87], *packet-pair probing* [Keshav 91b] e Q-*bit* [RoseO 92] em que a informação para o mecanismo de realimentação é

explicitamente gerada na rede (pacotes e/ou *bits* de pacotes) e as técnicas de *feedback implícito* CUTE [Jain 86a], CARD [Jain 89] e *Slow-start* [Jacobson 88] em que são usadas informações indirectas para inferir sobre o estado da rede (*time-outs*, atraso de trânsito). Nestas redes os recursos congestionados geram indicações de congestão (explícitas ou implícitas) destinadas ao mecanismo de regulação da carga situado na fonte da informação. Como a velocidade de transmissão é relativamente baixa os recursos congestionados conseguem normalmente suportar o tráfego em excesso durante o tempo necessário à propagação das indicações de congestão e à resposta dos mecanismos de controlo.

Nas redes de alto débito os mecanismos de realimentação perdem muita da sua eficácia devido ao elevado produto *largura de banda x atraso de propagação,* responsável pela quantidade de informação em trânsito entre a origem e o destino da informação. Por exemplo, numa rede a funcionar à velocidade de 2 Gbps com um atraso de propagação de 100 ms, são transmitidos 25 M*bytes* de dados desde o envio da notificação até ao momento em que é sentida a redução da carga. Neste tipo de redes os mecanismos de controlo realimentado do fluxo não são capazes de manter o sistema de comunicação em equilíbrio porque o seu tempo de resposta é superior ao tempo suficiente para os recursos ficarem congestionados.

Assim, nas redes de alta velocidade, o controlo do fluxo deve ser baseado em mecanismos de controlo em *malha aberta* e em mecanismos de *malha fechada* operando *etapa-a-etapa*, já que os mecanismos de controlo em malha fechada operando *extremo-a-extremo* não são capazes de reagir dentro da *constante de tempo de congestão* destes sistemas.

Em [WangY 91] é demonstrada a ineficiência do controlo realimentado quando o tempo de propagação é inferior em uma ordem de grandeza ao tempo de transmissão dos pacotes (tempo de serviço) sendo, nestes casos, recomendado o uso de mecanismos de malha aberta, mesmo considerando o risco eventual do aumento da taxa de perda de pacotes devido à ultrapassagem da capacidade de armazenamento.

As técnicas de controlo em *malha aberta* são normalmente caracterizadas pela existência de mecanismos de reserva de recursos, associados à definição e imposição das características do tráfego aceite pela rede. Esta combinação de mecanismos pode garantir o equilíbrio do sistema de comunicação sem ser necessária informação de *feedback*, sendo necessário o estabelecimento de um compromisso entre a quantidade de recursos reservados e a probabilidade de perda de informação. São exemplo de técnicas deste tipo os mecanismos de CAC *(Connection Admission Control)* e UPC/NPC *(Usage/Network Parameter Control)* descritos para as redes ATM.

Nos protocolos das camadas intermédias das redes de banda larga, foram também adoptados mecanismos com algumas características de *malha aberta,* operando com base na especificação prévia dos recursos e no estabelecimento de parâmetros de funcionamento (normalmente da taxa de transmissão) adequados aos recursos reservados. Estes mecanismos são normalmente complementados com técnicas de controlo realimentado operando extremo-a-extremo, numa escala de tempo superior à *constante de tempo de congestão* e destinados à vigilância e ao acerto periódico dos parâmetros de funcionamento dos mecanismos de malha aberta. A técnica EPRCA *(enhanced proportional rate control algorithm),* abordada na

Subsecção 3.3.1.3 e em discussão no Forum ATM, para o controlo do fluxo de tráfego ABR [Sauders 94] é também um exemplo de operação simultânea de mecanismos de malha aberta com vigilância e acerto periódico efectuado através de mecanismos de malha fechada extremo-a-extremo.

Os mecanismos de *malha fechada* operando *etapa-a-etapa* têm também sido alvo de alguma atenção por parte da comunidade científica envolvida nas redes de banda larga. A diminuição do anel de controlo faz diminuir o tempo de resposta, tornando os mecanismos de controlo em malha fechada susceptíveis de serem usados em redes de banda larga. Concretamente o protocolo VMTP *(Versatile Message Transaction Protocol),* proposto por David Cheriton, usa um mecanismo de controlo de fluxo por regulação da taxa de transmissão operando etapa-a-etapa [Cheriton 89].

Também a técnica VCFC *(Virtual Circuit Flow Control)* abordada na Subsecção 3.3.1.3, alternativa ao EPRCA no controlo do fluxo de tráfego ABR nas redes ATM [Sauders 94] baseia a sua operação num fluxo de créditos a circular, de comutador em comutador, em direcção oposta ao fluxo da informação, indicando em cada etapa a quantidade de *buffers* disponíveis para tráfego ABR.

Em [Mishra 92] é feita a comparação, por simulação, do controlo do fluxo por regulação da taxa de transmissão feito etapa-a-etapa com o mecanismo tradicional de janela deslizante adaptativa operando extremo-a-extremo (caso concreto do protocolo TCP). Os resultados mostram que os mecanismos de controlo etapa-a-etapa se comportam de forma estável para uma grande variedade de padrões de tráfego e diferentes topologias de rede, garantindo uma ocupação média dos *buffers* baixa e uma utilização da capacidade do circuito de estrangulamento *(bottleneck)* mais elevada que os mecanismos de controlo extremo-a-extremo.

3.3.3.4 Controlo Pró-activo do Fluxo e da Congestão

Como foi discutido na Subsecção anterior pelo facto de, nas redes de alto débito, a constante de tempo da congestão ser inferior ao tempo de reacção, as técnicas de *controlo reactivo* não são eficazes no controlo do fluxo e da congestão. Para ultrapassar esta limitação foram propostas técnicas de controlo em malha aberta e etapa-a-etapa (discutidas na Subsecção anterior). Estas técnicas ganham em rapidez de resposta mas perdem em controlabilidade uma vez que o sistema de comunicação deixa de ser tratado globalmente e os mecanismos de controlo passam a actuar com base numa visão local do estado da rede.

Assim, para ser conseguida a estabilidade global do sistema de comunicação, é necessário reforçar as técnicas de controlo de fluxo e da congestão nas redes de alto débito com mecanismos de controlo *pró-activo*, isto é, é necessário dotar as técnicas de controlo de congestão com mecanismos para a prevenção das situações de congestão, em lugar da abordagem tradicional orientada para o controlo activo da congestão após a sua ocorrência.

Os mecanismos de controlo pró-activo devem evitar a ocorrência de congestão não permitindo a entrada na rede do tráfego que a possa causar, mantendo simultaneamente a rede a operar de forma estável e com um nível elevado de eficiência na utilização dos recursos.

O reforço do carácter pró-activo das técnicas de controlo de congestão passa pela sua associação a mecanismos conservativos de reserva de recursos, controlo de admissão e imposição dos parâmetros do tráfego à entrada da rede. Mecanismos deste tipo foram já abordados na Subsecção 3.3.1.3 no caso concreto das redes de tecnologia ATM. A reserva de recursos permite a garantia de largura de banda às aplicações e facilita a gestão dos recursos, dado que estes permanecem afectados às ligações durante o tempo em que elas estão activas. Tem a desvantagem de originar desperdícios quando os recursos afectados a ligações não estão a ser usados e são necessários para suportar outras aplicações. Para reduzir este efeito alguns autores [Cidon 91, Doshi 91, Bianchi 93] propõem técnicas de reserva mistas em que são afectados às ligações um mínimo de recursos e o restante é disponibilizado numa *pool* para ser partilhado entre todas as ligações.

Nos protocolos tradicionais, abordados na Secção 3.2, existiam já algumas características de controlo pró-activo. Concretamente nos algoritmos de adaptação da janela de acordo com o atraso de ida-e-volta de Jain e Jacobson [Jain 87, Jacobson 88] é explicitamente referido o objectivo de evitar a ocorrência de congestão *(congestion avoidance)* pela operação da rede em torno de um ponto de funcionamento situado aquém da zona de congestão.

Nos novos protocolos destinados às redes de banda larga, descritos na Subsecção 3.3.3 as características de controlo pró-activo são ainda mais relevantes. A maioria destes protocolos permite a reserva de recursos e prevê a actuação de mecanismos pró-activos no controlo da congestão (ver Tabela 3.1). Nomeadamente a proposta METS [Campbell 92, Campbell 94] possibilita o suporte de serviços com garantias determinísticas, estatísticas e sem garantias, correspondendo a cada nível de serviço um nível de reserva de recursos equivalente, controlado por um conjunto de mecanismos pró-activos agrupados num plano funcional, designado por *plano de manutenção da QoS* colocado paralelamente ao plano da transferência de dados.

As propostas ST-II [Delgrossi 94] e RSVP [Braden 94], destinadas à *Internet,* também prevêem a reserva de recursos na rede para o suporte de comunicações com garantia de QoS paralelamente aos serviços tradicionais em modo *best effort.* Em ambas as propostas são previstos mecanismos de *admissão, classificação do tráfego* e *escalonamento dos pacotes* de forma a serem suportados os fluxos de informação com as características necessárias às aplicações.

A coexistência de serviços garantidos, fiscalizados por *técnicas pró-activas* de controlo de congestão, em paralelo com serviços *best effort* controlados através de *técnicas reactivas* de controlo do fluxo e da congestão, parece ser a tendência actual das redes de comunicação de dados. Para além dos exemplos citados dos protocolos METS, ST-II e RSVP e da arquitectura de controlo da congestão nas redes ATM abordada na Subsecção 3.3.1.3, vários outros trabalhos defendem as vantagens desta convivência. Nomeadamente em [Jain 92] é referida a dificuldade de implementar esquemas de reserva em aplicações com grandes variações dinâmicas das características do tráfego como, por exemplo, nos ambientes de computação intensiva.

Em [Williamson 91, Williamson 93, Bernstein 93] é também defendida a complementaridade, nas redes de banda larga, entre os mecanismos pró-activos destinados ao suporte dos serviços com necessidades conhecidas e os mecanismos reactivos baseados em *feeedback* da rede e destinados ao aproveitamento dinâmico da capacidade não usada e no suporte de aplicações com necessidades muito variáveis. Em [Bernstein 93] é retomada a técnica do *packet-pair probing* originalmente proposta por Srinivasan Keshav [Keshav 91b] e já discutida na Subsecção 3.2.3, sendo estudado o seu comportamento quando associada à disciplina de serviço *virtual clock* proposta por Lixia Zhang [ZhangLixia 90] e estudada na Subsecção seguinte. Em [Williamson 91, Williamson 93] é utilizado um modelo de perdas em função da carga *(loss-load)* para caracterizar o serviço prestado pela rede aos clientes a operarem sem reserva de recursos (em modo *best effort*), sendo deixado ao cuidado de cada cliente a escolha da taxa de funcionamento em função do compromisso entre o débito pretendido e a taxa média de erros a suportar.

Em [Park 93] é proposto um conjunto de mecanismos para regulação da taxa de transmissão com base numa estimativa extremo-a-extremo da utilização da rede, designada por *warp*. Nesta proposta o sistema de comunicação é conduzido ao ponto de operação óptimo através de um protocolo de ajustamento da taxa de transmissão — *rate adjustment protocol* (RAP) — e mantido a funcionar em torno deste ponto óptimo através de um mecanismo pró-activo — *proactive rate protocol* (PRP) — ou, alternativamente, através de um mecanismo reactivo — *reactive rate protocol* (RRP). Os mecanismos propostos são analisados dos pontos de vista da sua estabilidade, optimalidade e equidade.

3.3.4 Novas Disciplinas de Serviço

Os mecanismos de controlo da taxa de transmissão e de reserva de recursos, descritos nas secções anteriores, têm que ser complementados com disciplinas de serviço nos sistemas intermediários, de modo a que os parâmetros de funcionamento acordados entre os extremos da ligação possam ser garantidos em todo o percurso. Em alternativa à disciplina FCFS *(first come first served)* usada tradicionalmente, têm surgido na literatura, várias propostas de disciplinas de serviço — ou disciplinas de escalonamento da transmissão — nomeadamente as propostas *delay earliest due date, jitter earliest due date, hierarchical round robin, fair queueing, virtual clock, dynamic time windows*, *stop-and-go queueing* e *counter based control* que vão ser apresentadas de seguida.

- *Delay-EDD* — o *delay-EDD* é inspirado no *earliest due date* (EDD) da teoria da simulação (que atribui a cliente um tempo limite de serviço — *deadline* — servindo os clientes por ordem crescente de *deadlines* [Panwalkar 76]) e foi proposto por Domenico Ferrari e Dinesh Verma [Ferrari 90]. No *delay-EDD* é estabelecido um contrato entre a disciplina de serviço e os canais servidos. No contrato são acordadas a taxa média de transmissão e a taxa de pico. Se o contrato for respeitado pelos canais servidos a disciplina *delay-EDD* garante que cada pacote é transmitido com um atraso máximo limitado. O *deadline* de cada pacote é fixado somando ao tempo *esperado* de chegada

desse pacote (de acordo com as taxas negociadas para cada canal) o atraso médio introduzido no serviço, obtendo-se assim um limite máximo para o atraso.

- *Jitter-EDD* — o *jiter-EDD* foi proposto por Ferrari e Verma [Verma 89, Ferrari 93]; é uma extensão ao *delay-EDD* de modo a serem também garantidos limites inferiores ao atraso sofrido pelos pacotes no serviço. Depois de um pacote ser servido num sistema intermediário é "carimbado" com a diferença entre o seu *deadline* e o instante em que terminou o serviço. Um dispositivo de regulação no próximo sistema intermediário retém o pacote durante este período antes de o passar à disciplina de escalonamento. Desta forma é garantido que o atraso sofrido fica sempre entre dois limites o que é importante para serviços sensíveis à variação do atraso *(delay jitter)* como é o caso da transmissão de voz e imagem em movimento.

- *Hierarchical round robin* (HRR) — o HRR foi proposto por Charles Kalmanek, Hemant Kanakia e Sirinivasan Keshav [Kalmanek 90]. Consiste na definição de vários níveis hierárquicos de serviço sendo cada um deles servido em *round-robin* durante um determinado número de *slots.* Quanto mais elevado for o nível maior é o número de *slots* que lhe é atribuído e maior é a largura de banda afectada aos canais que forem servidos nesse nível. Como os vários níveis hierárquicos são sempre visitados em cada volta do *round-robin,* o HRR garante atrasos limitados aos canais, de acordo com a posição do nível onde são servidos.

- *Fair queueing* (FQ) — o FQ foi já discutido na Subsecção 3.2.2.1. Foi inicialmente proposto por John Nagle [Nagle 85, Nagle 87] tendo sido retomando e aprofundado por Alan Demers [Demers 89] e posteriormente refinado por vários autores [Davin 90, McKenney 90, Keshav 91a, Keshav 91c]. Embora tenha sido proposto para aplicação às redes TCP/IP, o facto de permitir a garantia largura de banda aos utilizadores faz com que tenha aplicação nas redes com necessidades de reserva. Em [ZhangHui 91] é analisada uma nova variante do FQ designada por *weighted fair queueing* que, ao contrário das propostas anteriores, permite a afectação de diferentes fracções de largura aos utilizadores pela introdução de um factor correspondente ao número de bits conceptualmente servidos em cada *round-robin.*

- *Virtual clock* (VC) — o VC é equivalente ao *weighted fair queueing* e foi proposto por Lixia Zhang [ZhangLixia 90] como disciplina de serviço do protocolo RSVP abordado na Subsecção 3.3.3. Nesta disciplina, e tal como no FQ, os pacotes são marcados com um *"tempo virtual"* correspondente ao seu *time-slice* final se fossem transmitidos *bit-a-*

bit em TDM[128], sendo depois transmitidos por ordem crescente de tempo virtual. Na determinação do tempo virtual é usado o valor da taxa média de transmissão acordada entre os extremos da ligação com base nas necessidades das aplicações e na disponibilidade de recursos na rede.

- *Dynamic time windows* (DTW) — a disciplina DTW foi proposta por Mukerjee e Faber [Faber 92] e é uma generalização do *virtual clock* de Lixia Zhang. Tal como o VC, assume a existência de um contrato entre os sistemas terminais e a rede especificando, para além da taxa média de transmissão, a taxa de pico. A *janela de tempo* é o período usado pela disciplina de serviço para o cálculo e imposição da taxa média de transmissão às fontes de tráfego. Durante a *janela de tempo* são admitidas variações na taxa instantânea de transmissão (impulsos de tráfego) desde que não excedam a taxa de pico e não seja ultrapassada a taxa média no intervalo. A duração da *janela de tempo* é dinamicamente ajustada de acordo com as características impulsivas do tráfego. A disciplina DTW tem assim a vantagem de preservar a impulsividade do tráfego, contrariada pelo VC e pelo FQ.

- *Stop-and-go queueing* (SG) — o SG foi proposto por Jamaloddin Golestani dos Bell Communication Research [Golestani 90, Golestani 91a, Golestani 91b, Trajkovic 92]. O principal objectivo da disciplina é a preservação da regularidade *(smoothness)* do tráfego durante o seu atravessamento da rede, evitando a formação de impulsos que surge associada a algumas disciplinas de serviço. Tal como nas variantes do EDD e do VC, é fixada, no estabelecimento das ligações, uma taxa de transmissão entre os sistemas terminais, de acordo com a disponibilidade de recursos na rede. No *stop-and-go* o tempo é dividido em blocos de tamanho fixo designados por quadros de tempo *(time frames)*. Os pacotes que cheguem ao receptor num dado quadro de tempo são *sempre* transmitidos no quadro de tempo seguinte evitando assim o agrupamento de pacotes na transmissão e preservando a regularidade do tráfego. A variação do atraso também é limitada ao valor do quadro de tempo. Para permitir a acomodação de serviços com necessidades de atraso diversas Golestani propõem uma variante do *stop-and-go* que suporta simultaneamente quadros de tempo de tamanhos diferentes;

- *Counter based control* (CBC) — esta disciplina foi proposta por Imrich Chlamtac e Tao Zhang [Chlamtac 93] para as redes ATM e pode ser encarada como uma variante do *stop-and-go queueing* discutido anteriormente. Nesta disciplina a cada circuito virtual (VC) é atribuída pelas funções de controlo da admissão, e de acordo com a taxa de pico

---

[128] O *virtual clock* emula o funcionamento dos sistemas TDM *(Time Division Multiplexing)* enquanto o *fair queueing* emula o serviço *round-robin bit-a-bit*. O resultado final é o mesmo, basta considerar o *time slice* igual ao tempo de transmissão de um *bit*

da aplicação por ele suportada, uma classe de serviço a que corresponde um quadro de tempo *(time frame)*. Cada quadro de tempo corresponde a um número inteiro de tempos de célula ATM. Em cada VC e por cada quadro de tempo, das células geradas nesse intervalo apenas uma poderá ser transmitida. Se forem geradas várias células durante o mesmo quadro de tempo a restantes transitarão para o quadro de tempo seguinte. As células atrasadas podem ser transmitidas no início de cada quadro de tempo desde que ainda não tenha sido transmitida nenhuma célula nesse circuito. Existindo vários VC com células em condições de serem transmitidos é dada prioridade aos VCs de acordo com a classe de serviço a que pertencerem. Dentro da mesma classe de serviço é usada a disciplina FCFS. A implementação da CBC recorre a dois grupos de contadores (daí a sua designação). Por cada classe de serviço um contador conta os tempos de célula dentro de cada quadro de tempo. Por cada ligação um contador[129] conta as células transmitidas em cada quadro de tempo. Os autores demonstram que desde que as taxas de pico dos VCs sejam respeitadas, o CBC garante limites para a variação do atraso e para a ocupação dos *buffers*.

A Tabela 3.3 resume as conclusões da análise das disciplinas de serviço para o controlo da taxa de transmissão. A característica *tempo fixo* indica se a disciplina transmite ou não os pacotes num instante pré-determinado, mesmo que tenha o transmissor parado à espera da chegada desse instante. A garantia de *jitter limitado* significa que a variação do atraso sofrido pelos pacotes é contida entre dois valores (máximo e mínimo). A característica *buffers limitados* indica se a disciplina mantém ou não as necessidades de *buffers* limitadas e constantes ao longo do percurso na rede. A característica *protecção* mostra se a disciplina garante ou não protecção entre os circuitos virtuais.

Em [ZhangHui 91] é também feito o estudo comparativo de algumas das disciplinas de serviço apresentadas (todas excepto o DTW e o CBC, que são mais recentes que o trabalho de Hui Zhang).

Em [Trajkovic 92] é feita uma comparação sumária do *stop-and-go* com as disciplinas apresentadas. São apontadas como vantagens desta técnica relativamente às outras o facto de garantir variação de atraso *(delay jitter)* limitada, o que só é conseguido pelo *jitter-EDD* e pelo CBC que são consideravelmente mais difíceis de implementar.

---

[129] É mais uma *flag* que um contador uma vez que só conta até um...

	VC	FQ	DTW	D-EDD	SG	HRR	J-EDD	CBC
Tempo fixo ?	Não	Não	Não	Não	Sim	Sim	Sim	Não
Garante Débito Min. ?	Sim	Sim	Sim	Sim	Sim	Sim	Sim	Sim
Garante Atraso Max. ?	Não	Não	Não	Sim	Sim	Sim	Sim	Sim
Garante Jitter limitado ?	Não	Não	Não	Não	Sim	Não	Sim	Sim
Buffers limitados ?	Não	Não	Não	Não	Sim	Sim	Sim	sim
Protecção ?	Sim	Sim	Sim	Sim	Não	Sim	Sim	Sim

Tabela 3.3 Resumo da análise às técnicas disciplinas de serviço.

3.4 SÍNTESE

Neste capítulo foi feito o levantamento, numa perspectiva histórica, das principais contribuições na área do controlo de congestão desde o advento das redes de computadores, nos finais da década de 60, até aos nossos dias (o capítulo foi concluído em Dezembro de 1994). Foram focadas três eras distintas:

- A década de 70, coincidente com o aparecimento das primeiras publicações sobre comunicação entre computadores, tendo sido analisadas por ordem cronológica as soluções de controlo da congestão desenvolvidas para as principais redes e arquitecturas de comunicação entre computadores que surgiram durante essa década, concretamente nas redes NPL, ARPANET, Tymnet, GMDNET, Cyclades, Transpac e Datapac e nas arquitecturas XNS, SNA, DNA e OSI;

- A década de 80, caracterizada pela vulgarização do uso das redes de computadores, associada à generalização das redes locais, à implantação das redes públicas e ao aparecimento e expansão da *Internet* mundial. Foi nesta década que a área do controlo da congestão atingiu o estatuto de maioridade, com a publicação de inúmeros trabalhos e a inclusão sistemática do tema em conferências e em revistas da especialidade;

- A década de 90, marcada pela divulgação de novos meios de transmissão de banda larga que, a par do aperfeiçoamento dos meios de comunicação tradicionais e do desenvolvimento das tecnologias de transmissão, comutação e integração em larga escala, conduziu ao aparecimento de soluções de alto débito para a comunicação entre computadores, com a possibilidade de suporte de novos serviços de comunicação com integração de dados, voz, imagem parada e vídeo.

A análise das propostas ao longo destas três décadas permitiu o conhecimento profundo do estado da arte na área do controlo da congestão em redes de computadores, imprescindível à obtenção de soluções para o problema concreto do controlo de congestão nos *relays* para o suporte do serviço de rede em modo de ligação (*relays* RB e RC), que constitui o problema central deste trabalho.

No capítulo seguinte, e a anteceder a abordagem das soluções concretas para os *relays* RB e RC, será apresentada uma proposta de arquitectura de enquadramento para o problema do controlo da congestão em redes de computadores, incluindo a caracterização do fenómeno, a organização funcional de um conjunto de mecanismos para limitar o seu efeito, e a integração destes mecanismos na arquitectura de comunicação dos sistemas terminais e intermediários.

Capítulo 4

Arquitectura do Controlo da Congestão

Tendo sido apresentada, no capítulo anterior, uma perspectiva histórica das principais contribuições na área do controlo da congestão nas últimas décadas, neste capítulo irá ser apresentada uma arquitectura de enquadramento para o problema do controlo da congestão nos sistemas de comunicação.

Assim, na Secção 4.1 será efectuada a caracterização do problema do controlo da congestão, sendo discutidas as suas causas, analisados alguns dos seus efeitos e, apresentada uma definição de congestão e uma métrica para a sua avaliação quantitativa. São também analisadas, nesta secção, as questões relacionadas com a variação da congestão no percurso através dos vários módulos de um sistema de comunicação e as relações entre o controlo da congestão e a garantia de equidade às aplicações.

Na Secção 4.2 é proposto um modelo para o enquadramento das funções de controlo de congestão e com referência aos mecanismos para a sua implementação. A complexidade do problema leva à adopção de um modelo multidimensional, representando cada dimensão — ou *plano* — uma visão particular do problema. No início da secção começa por ser feito um levantamento inicial dos principais objectivos e requisitos a que devem obedecer os mecanismos de controlo de congestão. Seguidamente são caracterizados os planos adoptados para a construção do modelo arquitectural, concretamente os planos dos serviços de comunicação, dos recursos do sistema de comunicação e dos protocolos de comunicação. Dentro de cada plano é efectuada a caracterização das funções e identificadas as entidades intervenientes e os mecanismos a implementar. A secção termina com o levantamento das escalas temporais envolvidas na arquitectura de enquadramento.

Na Secção 4.3 é efectuada a síntese do capítulo, sendo apresentadas as conclusões do estudo feito e indicadas algumas direcções para os capítulos seguintes.

Este capítulo corresponde a uma versão alargada da referência [Monteiro 95a].

4.1 CARACTERIZAÇÃO DA CONGESTÃO

A caracterização da congestão nos sistemas de comunicação é necessária para a definição de mecanismos que permitam o seu controlo, de forma a serem minimizados os efeitos deste fenómeno no desempenho das aplicações de comunicação.

4.1.1 Causas e Efeitos da Congestão

Do ponto de vista global de um sistema de comunicação e numa primeira tentativa de caracterização do problema, considera-se que a congestão ocorre quando a quantidade total de tráfego que entra num sistema de comunicação durante um dado intervalo de tempo, é superior à sua capacidade de escoamento em direcção aos destinatários do tráfego. A congestão afecta a qualidade das aplicações de comunicação — causando, no limite, a interrupção das aplicações — e conduz ao desperdício de recursos nos sistemas de comunicação, ocupados com o tráfego em excesso e com as retransmissões da informação perdida devidas à interrupção dos serviços de comunicação e ao transbordo dos espaços de armazenamento da informação.

A congestão é um fenómeno associado a todos sistemas de comunicação de *geometria variável*, isto é; a todos os sistemas de comunicação onde existe variação dinâmica do número de intervenientes na comunicação (emissores e receptores), das características do tráfego gerado ou da quantidade de recursos de comunicação disponíveis[130]. Concretamente, nos sistemas de comunicação de dados[131], e apesar de todos os esforços que têm sido investidos na área — que foram objecto de uma abordagem na perspectiva histórica, no Capítulo 3, deste trabalho —, o problema do controlo da congestão têm vindo a assumir uma importância cada vez maior, mercê da necessidade do suporte de aplicações com exigências cada vez mais diversificadas sobre um leque variado de tecnologias de transmissão.

Num sistema de comunicação de dados, uma situação de congestão grave é tipicamente caracterizada, do ponto de vista global do sistema, por atrasos de trânsito muito elevados e débitos muito reduzidos. Os gráficos da Figura 2.17 do Capítulo 2., ilustram esta situação. Neles foram identificadas três zonas de funcionamento: a *zona linear,* a *zona de congestão* e a *zona de colapso.*

Na zona linear o débito aumenta linearmente com carga e o atraso de trânsito mantêm-se praticamente constante. Nesta zona o sistema de comunicação está a ser usado abaixo da sua capacidade máxima, pelo que responde com rapidez às variações da carga, não deixando acumular dados em trânsito. Do ponto de vista das aplicações de comunicação, os sistemas de comunicação

---

[130] São exemplos de sistemas de comunicação de geometria variável a conversação de "viva voz" entre seres humanos, os sistemas telefónicos tradicionais, as redes informáticas, as redes com integração de serviços, etc.

[131] Esta designação é cada vez mais abrangente, já que a transmissão de informação digitalizada, a integração de serviços de telecomunicações ao nível da sua transmissão e a informática multimédia fazem esbater as fronteiras existentes entre a comunicação de dados e as telecomunicações tradicionais (voz, imagem, telex, fac-símile. etc.)

deveriam ser projectados com um ponto de funcionamento situado dentro desta zona. No entanto, razões de custo/benefício, levam a que, normalmente, os sistemas de comunicação sejam dimensionados admitindo uma probabilidade não nula de saturação e, consequentemente, a entrada nas zona de funcionamento em regime de congestão.

Na zona de congestão, a saturação dos recursos de transmissão do sistema de comunicação, devido ao aumento da carga, faz desencadear o apelo generalizado à capacidade de armazenamento, tendo como consequência o aumento do atraso de trânsito[132], com o débito líquido a permanecer praticamente constante. É nesta zona que é maximizada a utilização dos recursos do sistema de comunicação, embora à custa de um aumento significativo do atraso de trânsito.

Se não existirem mecanismos de controlo que impeçam a continuação do aumento da carga na zona de congestão, o sistema de comunicação entra na zona de colapso, caracterizada pelo bloqueamento dos recursos de comunicação devido às retransmissões causadas pelo transbordo das filas de espera. Nesta zona o débito decresce (tendendo para zero) com o atraso de trânsito a tender para infinito (toda a largura de banda é consumida em retransmissões).

Do ponto de vista global do sistema de comunicação, o ponto de funcionamento óptimo situa-se no limiar entre a zona linear e a zona de congestão. Neste ponto é máxima a relação entre o débito líquido e o atraso de trânsito[133], correspondendo à situação de compromisso entre os pontos de vista do sistema de comunicações (maximização da utilização dos recursos) e dos serviços de comunicação (minimização do atraso de trânsito). Assim, do ponto de vista global do sistema de comunicação, as funções de controlo da congestão devem procurar este ponto óptimo de funcionamento, controlando a entrada dos sistemas na zona de congestão e impedindo a entrada no zona de colapso de congestão.

A manutenção do ponto óptimo de funcionamento global não garante, por si só, a satisfação individual de todos os serviços suportados pelo sistema de comunicação. Cada serviço pode ter as suas preferências em termos de compromisso entre débito líquido e atraso de trânsito, que pode ser diferente do compromisso imposto pelo ponto de funcionamento óptimo global. Adicionalmente, cada serviço de comunicação, pode ainda possuir necessidades específicas, determinadas por outros parâmetros de comunicação (para além do débito e do atraso de trânsito) e que muito dificilmente corresponderão às características do tráfego decorrentes do ponto óptimo global. Um sistema de comunicação pode ainda, do ponto de vista global, apresentar um

---

[132] O aumento do atraso de trânsito pode ser analisado à luz da fórmula de Little, $L = \lambda W$, em que W é o atraso médio numa fila de espera com comprimento médio L, com uma taxa de chegadas λ. Aplicada a um sistema de filas de espera M/M/1 com taxa de serviço μ, a fórmula de Little resulta na expressão $W = 1/(\mu - \lambda)$ para o atraso médio na fila de espera que revela atrasos de trânsito a tenderem para infinito quando a taxa de chegadas se aproxima da taxa de serviço. Embora o modelo M/M/1 traduza uma realidade simplificada, e a análise de Little tenha implícito o funcionamento em regime estacionário, a expressão apresentada é um bom indicador da evolução do atraso de trânsito em sistemas reais. A descrição pormenorizada da fórmula de Little e a sua demonstração para o caso M/M/1 pode ser encontrada em [Schwartz 87].

[133] Raj Jain designa a relação entre o débito e o atraso de trânsito por *potência* [Jain 87, Jain 89]. O ponto de transição entre a zona linear e a zona de congestão é o ponto de potência máxima.

comportamento de ausência de congestão e, observado ao detalhe de cada uma das aplicações, mostrar grandes assimetrias ou a monopolização dos recursos por umas aplicações em detrimento de outras.

Assim, e adicionalmente à procura do ponto óptimo de funcionamento global, as funções de controlo da congestão devem procurar satisfazer as necessidades individuais de cada serviço de comunicação, evitando também o consumo excessivo de recursos por parte de alguns serviços, em detrimento de outros.

4.1.2 Definição de Congestão

Como foi analisado na Subsecção anterior, um sistema de comunicação considerado descongestionado quando observado globalmente, pode apresentar-se congestionado a um ou mais dos seus utilizadores, sendo por isso necessária uma definição suficientemente abrangente para caracterizar a congestão quer do ponto de vista do sistema global quer do ponto de vista dos utilizadores individualmente.

Na literatura são vulgares definições de congestão do tipo:

- *"Um sistema de comunicação está sob o efeito da congestão se o atraso de trânsito for superior a X"* [Jain 89, Ramakrishnan 90];
- "*Um sistema de comunicação está sob o efeito da congestão se o débito efectivo for inferior a Y"* [Jacobson 88];
- Uma combinação das duas anteriores [Jain 84].

Estes tipos de definição são imprecisos, dado que avaliam a congestão a partir de um seu efeito (aumento do atraso e/ou diminuição do débito) sem terem em conta a causa principal que é o *aumento da carga*. Também se torna difícil a especificação, numa situação real, dos limiares X e Y a partir dos quais se considera o sistema de comunicação congestionado, bem como avaliar o seu grau de congestão. Outra limitação reside no facto de a congestão ser avaliada do ponto de vista global, sem serem tidos em conta os utilizadores individualmente. É assim, possível que, num sistema congestionado segundo as definições anteriores, um ou mais utilizadores continuem a operar dentro dos limites de débito e atraso adequados às suas necessidades.

Em [Keshav 91c] é proposta uma definição de congestão mais completa, que resolve alguma das limitações apontadas às definições anteriores. Segundo este autor, um sistema de comunicação está congestionado na perspectiva de um dado utilizador quando a *utilidade* diminui devido a um aumento da carga na rede. O conceito de *utilidade* é adoptado da teoria económica, e expressa a preferência dos utilizadores pelos recursos de comunicação através de uma *função de utilidade*. Como exemplo o autor apresenta a função utilidade $\alpha T - (1-\alpha)\cdot RTT$, em que α é uma constante, T é o débito médio e RTT é o tempo médio de ida-e-volta *(round trip time)*. Esta função permite aos utilizadores expressarem a sua preferência pelo débito em relação ao atraso

$(\alpha \to 1)$ ou *vice-versa* $(\alpha \to 0)$. A definição de Keshav avalia a congestão do ponto de vista dos utilizadores e coloca na causa (aumento da carga) a responsabilidade pela congestão. Continua, no entanto, a não permitir graduar a situação de congestão, uma vez que as funções de utilidade são específicas de cada utilizador e, consequentemente, os índices de utilidade não podem ser comparados (para medir o grau de congestão relativa entre utilizadores) ou combinados (para medir a congestão total).

Um sistema de comunicação pode ser simplificadamente descrito como uma *caixa negra* em cujas entradas é injectado tráfego gerado pelos serviços de comunicação[134]. O tráfego é destinado a serviços de comunicação receptores, localizados nas saídas do sistema. A Figura 4.1 ilustra o modelo descrito. Na caixa negra do sistema de comunicação são englobados todos os componentes que intervêm na comunicação, incluindo os módulos de comunicação dos sistemas terminais, os sistemas intermediários e os canais de comunicação. As funções de emissão e recepção dos serviços de comunicação são apresentadas em separado para simplificar o modelo. Não existe obrigatoriamente uma relação biunívoca entre o conjunto dos serviços emissores e o conjunto dos serviços receptores, isto é; podem existir vários receptores para o mesmo emissor, vários emissores para o mesmo receptor ou vários receptores para vários emissores simultaneamente.

Figura 4.1 Modelo de um sistema de comunicação.

Um sistema de comunicação ideal transporta o tráfego, sem alteração de características, entre o emissor e o receptor. Nos sistemas reais as limitações físicas e técnicas dos sistemas de comunicação (ex.: largura de banda, número de etapas, capacidade de comutação, atraso de propagação, ruído térmico), as variações na configuração interna do próprio sistema de comunicação (ex.: avarias no equipamento e nos meios de comunicação), e a dinâmica do tráfego agregado das sessões de comunicação (associado ao caracter aleatório do tráfego no transporte da

---

[134] Utilizam-se indistintamente com o mesmo significado as expressões "serviços de comunicação", "aplicações de comunicação" e "aplicações de utilizador", e as simplificações destas expressões, respectivamente "serviços" e "aplicações".

informação), introduzem alterações nas características do tráfego durante o seu percurso entre o emissor e o receptor.

Normalmente os sistemas e as aplicações de comunicação são dimensionados de forma a que as alterações ao tráfego causadas pelas limitações físicas e técnicas dos primeiros se situem dentro de limites toleráveis pelas segundas e não impeçam o seu normal funcionamento. Quando as características do tráfego são alteradas pelo sistema de comunicação de forma a causar transtorno a uma dada aplicação de comunicação diz-se que essa aplicação está a ser afectada por *congestão*. Assim, o fenómeno da congestão pode ser caracterizado, do ponto de vista dos utilizadores dos serviços de comunicação, pela seguinte definição:

Definição 4.1 — *Congestão de um sistema de comunicação*

Um sistema de comunicação está congestionado sempre que perturba o funcionamento dos serviços de comunicação de forma sensível aos seus utilizadores.

Esta definição enfatiza o ponto de vista dos utilizadores dos serviços de comunicação e enquadra, para além do aumento da carga tradicionalmente considerado como factor de congestão, todos os factores que provoquem a negação, a interrupção ou a degradação dos serviços de comunicação. Concretamente, são abrangidos na definição, os factores que motivam alterações no tráfego com efeitos *sensíveis* nos serviços de comunicação, as limitações físicas e as variações na configuração do sistemas de comunicação, e todos os factores que provocam a negação do suporte dos serviços pelo sistema de comunicação. De facto, do ponto de vista dos utilizadores dos serviços de comunicação, é indiferente que as perturbações sejam introduzidas por excesso de carga, por limitações físicas na largura de banda do sistema de comunicação, por inexistência de recursos ou por avaria no meio físico, sendo apenas relevante o seu efeito final na qualidade do serviço.

A definição proposta tem, relativamente às definições baseadas na variação do débito ou do tempo de trânsito de Jain, Jacobson e Ramakrishnan a vantagem de caracterizar a congestão do ponto de vista do seu efeito *"microscópico"* em cada um dos serviços suportados, em cada instante, pelo sistema de comunicação, ao invés de a avaliar a partir dos efeitos *"macroscópicos"* no débito ou no atraso de trânsito, sem ter em conta que as diferentes aplicações suportadas possuem diferentes necessidades de comunicação. Relativamente à definição apresentada por Srinivasan Keshav tem a vantagem de proporcionar uma avaliação mais abrangente do estado global de congestão de um sistema de comunicação, uma vez que, potencialmente, inclui todos os factores de congestão nas aplicações e não apenas a variação da carga e os seus reflexos na *utilidade* esperada.

A principal limitação da definição proposta reside no facto de não permitir o enquadramento das situações em que, não existindo congestão do ponto de vista dos serviços, se verifica um consumo excessivo de recursos no interior da rede devido às características do tráfego

ou mesmo a deficiências no funcionamento da rede, isto é; nos casos em que existe *congestão interna* no sistema de comunicação sem reflexos nos serviços de comunicação[135].

A definição apresentada é subjectiva e necessita de ser complementada com uma *métrica* para graduar de forma objectiva a congestão nos sistemas de comunicação a partir do seu efeito visível nas aplicações de utilizador.

4.1.3 Métrica para a Congestão

Do ponto de vista dos utilizadores dos serviços de comunicação, a ausência de congestão caracteriza-se pela garantia da *qualidade de serviço* (QoS) necessária às características da aplicação em utilização. A qualidade de serviço pode ser objectivamente definida através de um conjunto de parâmetros de funcionamento ou de forma implícita através de um conjunto de valores considerados "normais" para o funcionamento das aplicações. Nas redes baseadas no paradigma da reserva de recursos, operando normalmente em *modo de ligação*, é sempre possível estabelecer objectivamente um conjunto de parâmetros de qualidade de serviço dado que estes parâmetros são necessários às funções de reserva de recursos, no estabelecimento das ligações. Nas redes baseadas no paradigma do *best effort,* operando normalmente em *modo de ausência de ligação*[136], não é necessária a definição explícita de parâmetros de qualidade de serviço podendo estes, no entanto, ser implicitamente deduzidos a partir da avaliação do comportamento das aplicações pelos seus utilizadores (valores necessários para o funcionamento "normal" das aplicações).

Nos sistemas de comunicação, e em qualquer dos casos (modo *best effort* ou modo de reserva) anteriormente referidos, é assim possível a definição de um conjunto de parâmetros — *parâmetros de QoS* — responsáveis pela caracterização da qualidade do serviço das aplicações suportadas. Seja P_{QoS}, definido na Expressão 4.1, o conjunto de todos os parâmetros de QoS suportados por um dado sistema de comunicação. Considera-se associada à definição do conjunto P_{QoS} a descrição do significado físico de cada parâmetro e a identificação das *unidades* em que a sua variação é medida.

$$P_{QoS} = \{q_1, q_2, q_3, \ldots, q_n\} \tag{4.1}$$

Em cada um dos serviços s_i suportados por um sistema de comunicação caracterizado por possuir um conjunto P_{QoS} de parâmetros de QoS pode, em instantes de tempo discretos t_k (ou forma contínua no tempo), ser medido ou calculado um conjunto de valores, um para cada um dos parâmetros do conjunto P_{QoS}, que podem ser agrupados sob a forma de um vector, como descreve a Expressão 4.2.

---

[135] Como, por exemplo, nas situações em que, devido a excesso de reserva por parte de um serviço de comunicação, é consumida mais largura de banda do que a realmente necessária para assegurar esse serviço. A situação passa a ser enquadrada pela definição, quando a reserva excessiva causar a rejeição de um novo serviço por inexistência de largura de banda para o seu suporte.

[136] *Modo de ausência de ligação* e *best effort* não são necessariamente sinónimos, assim como a operação em *modo de ligação* também não implica necessariamente a existência de reserva de recursos. A associação efectuada no texto corresponde à utilização mais "natural" de cada um dos modos de comunicação.

$$V_{QoS}(s_i)_{t_k} = \begin{bmatrix} v_1 & v_2 & v_3 & \dots & v_n \end{bmatrix} \tag{4.2}$$

A especificação da QoS necessária a cada aplicação de utilizador poderá ser efectuada, para cada parâmetro, através de um intervalo dentro do qual poderão variar os seus valores sem *degradação de qualidade* do serviço e de dois valores limiares, relativos aos limites máximo e mínimo, para lá dos quais o serviço deixará de ter condições de funcionamento. O conjunto dos intervalos e respectivos limiares, especificados para um dado serviço s_i pode tomar a forma da matriz da Expressão 4.3 — designada por *matriz de QoS,* M_{QoS} — em que os m_j e M_j são, respectivamente, os valores mínimo e máximo que o parâmetro q_j pode tomar sem que a qualidade do serviço s_i seja afectada e os valores l_{m_j} e l_{M_j} são os limiares que subtraídos a m_j, e somados a M_j, respectivamente, definem as zonas de funcionamento do serviço em regime de degradação da qualidade.

$$M_{QoS}(s_i) = \begin{vmatrix} m_1 & l_{m_1} & M_1 & l_{M_1} \\ m_2 & l_{m_2} & M_2 & l_{M_2} \\ m_3 & l_{m_3} & M_3 & l_{M_3} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ m_n & l_{m_n} & M_n & l_{M_n} \end{vmatrix} \tag{4.3}$$

Os elementos m_j, M_j, l_{m_j} e l_{M_j} da matriz M_{QoS} e os intervalos por eles delimitados podem ser encarados de forma estática, no caso de serviços com necessidades de QoS definidas de forma absoluta, ou associados a valores de probabilidade, no caso de serviços com necessidades de QoS definidas em termos probabilísticos[137]. No limite, podem ser associadas aos elementos da matriz de QoS variáveis aleatórias, descritas através de funções de distribuição de probabilidade, de forma a poderem ser caracterizados parâmetros de QoS com características estocásticas. Neste trabalho irão apenas ser considerados parâmetros de QoS definidos de forma absoluta ou associados a valores fixos de probabilidade, sendo a natureza específica de cada parâmetro caracterizada na definição do conjunto dos parâmetros de QoS do sistema de comunicação, como foi anteriormente referido. O estudo da necessidade e das implicações na arquitectura de controlo da congestão, de parâmetros descritos na matriz de QoS, através de limites e limiares estocásticos será objecto de trabalhos posteriores.

A matriz de QoS traduz o *contrato de serviço* — explicitamente negociado ou implicitamente assumido —, entre os utilizadores e o sistema de comunicação, para um dado serviço de comunicação. Na matriz de QoS de um determinado serviço são especificados os intervalos de variação do conjunto dos parâmetros de qualidade exigidos por esse serviço. Esse conjunto é normalmente um subconjunto do conjunto P_{QoS} de todos os parâmetros de QoS suportados pelo sistema de comunicação. Sempre que, na especificação de um serviço não é utilizado o conjunto completo dos parâmetros de QoS do sistema, e também nos casos em que apenas é necessária a especificação de um dos limites de variação para os valores dos parâmetros de QoS, a matriz M_{QoS} contém valores não especificados que serão indicados pelos símbolos $-\infty$

---

[137] Como é o caso de alguns serviços com características multimédia, para os quais é importante especificar os limites de variação dos parâmetros de QoS do tipo: "atraso de trânsito inferior a 15 ms em 99% do tempo".

e $+\infty$. Também poderão ser especificados intervalos nulos nos casos em que não é admitida qualquer variação a um dado parâmetro. Na matriz M_{QoS} representada na Expressão 4.4 são exemplificadas algumas destas situações.

$$M_{QoS}(s_i) = \begin{bmatrix} 100 & 10 & 120 & 10 \\ 64 & 0 & 64 & 0 \\ -\infty & \infty & +\infty & \infty \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ 100 & 25 & +\infty & \infty \end{bmatrix} \tag{4.4}$$

Na primeira linha da matriz da Expressão 4.4, o parâmetro de QoS aí definido pode tomar valores entre 100 e 120 sem que ocorra degradação do serviço descrito pela matriz. Para valores nos intervalos 90 a 100 e 120 a 130 o parâmetro encontra-se na região de degradação de qualidade de serviço. Fora destes intervalos considera-se que o serviço não tem condições de funcionamento[138]. Na segunda linha da matriz é descrito um parâmetro de QoS ao qual não é admitida qualquer variação. Na terceira linha é definido um parâmetro que não é necessário ao serviço. Finalmente, na última linha, é definido um parâmetro em que apenas o limite inferior é importante[139].

Na sequência do que foi referido atrás, os valores da matriz da Expressão 4.4, podem ser absolutos ou ter um carácter probabilístico, sendo este carácter definido, juntamente com o seu significado físico e com as unidades em que a sua variação é medida, no conjunto P_{QoS} dos parâmetros de QoS do sistema de comunicação.

O estado de congestão de um serviço de comunicação pode ser qualitativamente avaliado em cada instante de tempo e à luz da Definição 4.1 apresentada na Subsecção anterior, pelo desvio dos valores do parâmetros de QoS relativamente aos limites definidos na matriz M_{QoS} desse serviço.

Considere-se a seguinte definição:

Definição 4.2 — *Índice de desvio de um parâmetro de QoS*

Seja q_j um parâmetro de QoS do serviço de comunicação s_i, $v_j(t_k)$ o seu valor no instante t_k, m_j e M_j os seus limites de variação normal, e l_{m_j} e l_{M_j} os seus limiares de funcionamento em modo de degradação de qualidade.

Então, o Índice de desvio, Id, de q_j é dado por:

---

[138] Este parâmetro poderia traduzir, por exemplo, o atraso em milisegundos de um serviço de transmissão de voz ou vídeo, conforme foi descrito no capítulo anterior.

[139] Poderia corresponder, por exemplo, ao débito necessário a um dado serviço.

$$Id_{s_i,q_j}(t_k) = \begin{cases} 0 & para \quad m_j \le v_j \le M_j \\ 1 - 10^{-\left(\frac{m_j - v_j(t_k)}{l_{m_j}}\right)} & para \quad v_j < m_j \\ 1 - 10^{-\left(\frac{v_j(t_k) - M_j}{l_{M_j}}\right)} & para \quad v_j > M_j \end{cases}$$

O *índice de desvio* (Id), proposto na definição anterior permite quantificar, em qualquer ponto do sistema de comunicação, o afastamento instantâneo do valor de um parâmetro de QoS em relação aos limites e limiares definidos na matriz M_{QoS}. Toma valores entre 0 (desvio nulo) e 1 (desvio máximo), sendo nulo para valores entre os limites m_j ***e*** M_j (limites de variação normal). Fora deste intervalo o valor de Id é função do afastamento relativamente ao intervalo de variação normal e do valor dos limiares de funcionamento em regime de degradação de qualidade.

O valor de Id permite definir cinco zonas no espaço de variação do valor de um parâmetro de QoS, tal como é ilustrado na Figura 4.2. Entre os valores m e M, Id situa-se a zona de funcionamento normal. Nos intervalos delimitados pela zona de funcionamento normal e pelos valores limiar (l_m e l_M) situam-se as duas zonas de funcionamento com degradação de qualidade, em que Id cresce de zero até 90% do seu valor máximo (unidade). Para valores superiores a 90% do seu valor máximo Id entra numa das duas zonas além do limiar de funcionamento onde, em princípio, o parâmetro de qualidade de serviço não poderá entrar sem que seja experimentada uma degradação acentuada do serviço suportado.

A evolução de Id nas zonas de funcionamento com degradação de qualidade segue uma curva exponencial de base dez — *curva de degradação de qualidade* —, conforme estabelecido na Definição 4.2. A escolha desta lei para exprimir a variação do índice de desvio justifica-se pelo facto de a maioria dos parâmetros de qualidade de serviço terem directa ou indirectamente, efeito nos sentidos e na paciência dos seres humanos, que têm uma curvas de resposta normalmente aproximadas por funções logarítmicas decimais[140].

A Figura 4.2 ilustra a situação particular em que um parâmetro de QoS é limitado por um intervalo finito e tem zonas de funcionamento com degradação de qualidade simétricas. Na Figura 4.3 são ilustradas, a título de exemplo, outras situações características.

O agravamento do índice de desvio de um parâmetro de QoS por um sistema de comunicação com a consequente degradação da qualidade do serviço suportado é sintoma de congestão à luz da Definição 4.1. Retomando o modelo de *caixa negra* de um sistema de comunicação apresentado na Figura 4.1, a congestão de um dado serviço de comunicação pode ser quantificada a partir dos Id dos parâmetros de QoS desse serviço, avaliados à saída do sistema de

---

[140] O exemplo tradicional é a sensibilidade do ouvido humano ao volume de sinal e ao efeito do ruído na transmissão de sinais áudio. Alternativamente poderiam ser admitidas funções de degradação específicas de cada serviço, ou até de cada parâmetro de QoS. Estas funções poderiam ser definidas na matriz de QoS, conjuntamente com os intervalos de funcionamento normal e com os limiares de funcionamento degradado de cada parâmetro de QoS Esta solução teria a vantagem de permitir a uma maior adaptação das funções de degradação de qualidade à sensibilidade dos parâmetros e dos serviços. Em contrapartida, teria a desvantagem de sobrecarregar os mecanismos de caracterização dos serviços de comunicação e de avaliação da congestão.

comunicação, imediatamente antes dos serviços receptores. Há, no entanto, que ter em conta que o tráfego injectado no sistema de comunicação pelos serviços emissores, pode já vir afectado de Id diferente de zero (tráfego não conforme ao contrato de serviço, expresso pela matriz de QoS) não podendo, nestes casos, a ocorrência de Id diferente de zero à saída do sistema ser exclusivamente atribuída a congestão no sistema de comunicação.

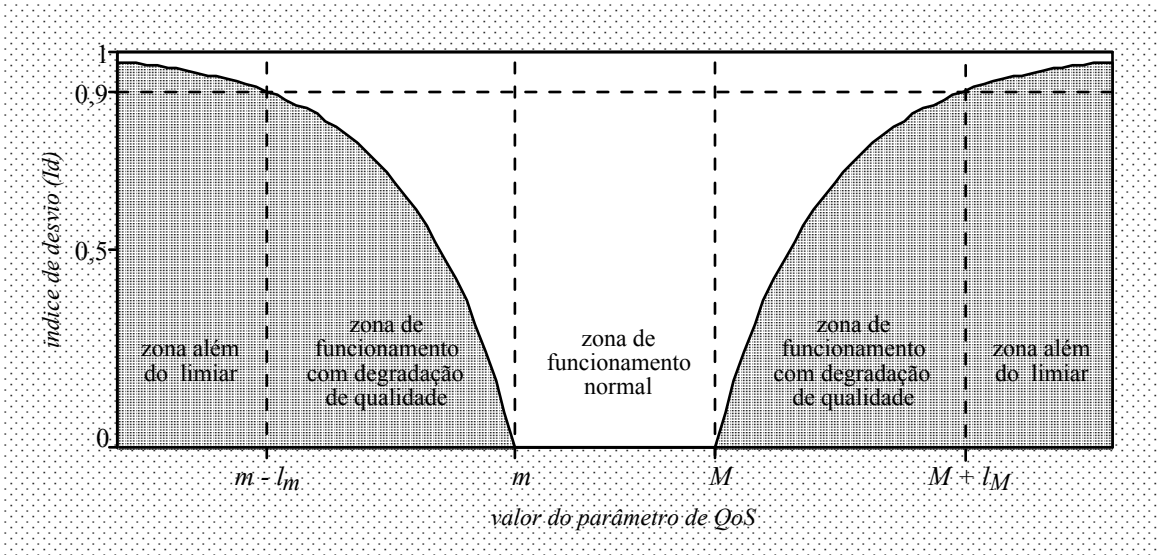

Figura 4.2 Índice de desvio de um parâmetro de QoS.

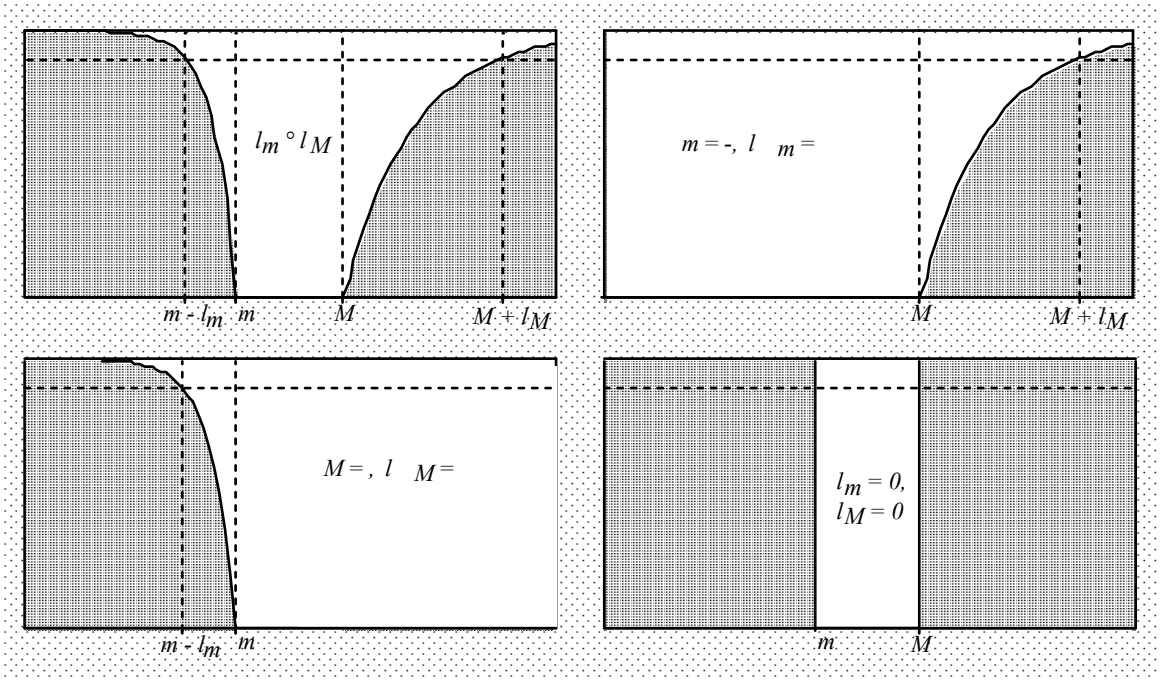

Figura 4.3 Exemplos de curvas características de índices de desvio.

Para avaliar correctamente a congestão introduzida por um sistema de comunicação no tráfego de um serviço, é necessário relacionar o Id dos parâmetros de QoS do tráfego calculados à *entrada* e à *saída* desse sistema de comunicação.

Considere-se a seguinte definição:

Definição 4.3 — *Índice de congestão de um parâmetro de QoS*

Seja q_j um parâmetro de QoS do serviço de comunicação s_i e, $Id^{in}_{s_i,q_j}$ e $Id^{out}_{s_i,q_j}$ os valores do seu índice de desvio respectivamente à entrada e à saída do sistema de comunicação, no instante t_k.

Então, o Índice de congestão, Ic, de q_j é dado por:

$$Ic_{s_i,q_j}(t_k) = Id^{out}_{s_i,q_j}(t_k) - Id^{in}_{s_i,q_j}(t_k)$$

O *índice de congestão* (Ic) proposto na definição anterior mede a congestão provocada pelo sistema de comunicação num parâmetro de QoS de um serviço de comunicação. Pode tomar valores entre -1 e 1. Quando o tráfego à entrada do sistema é conforme com os limites de variação normal do parâmetro de QoS (isto é; quando $Id^{in} = 0$), a congestão é simplesmente avaliada pelo Id do parâmetro de QoS à saída do sistema. Quando o tráfego à entrada não é conforme aos limites de variação normal do parâmetro de QoS e o Id desse parâmetro sofre um agravamento durante a passagem pelo sistema, a congestão é avaliada pela diferença entre os Id dos parâmetros, calculados à entrada e à saída do sistema. Finalmente, sempre que o índice de desvio é melhorado durante a travessia pelo sistema de comunicação (o que só é possível quando é diferente de zero à entrada do sistema) a congestão é negativa As situações de congestão negativa correspondem a uma participação activa do sistema de comunicação no melhoramento das características de QoS do tráfego[141].

A partir dos índices de congestão (Ic) do conjunto de todos os parâmetros de QoS de um serviço de comunicação s_i, a congestão pode ser avaliada, no instante de tempo t_k, e do ponto de vista do utilizador desse serviço, através do *índice de congestão do serviço* — $C_{s_i}(t_k)$, — resultante da *média pesada* dos Ic, conforme a Expressão 4.5, em que as constantes c_j são definidas, para cada serviço, pela *gestão do sistema* e servem para *pesar* os parâmetros de QoS de acordo com a sua importância relativa em cada serviço de comunicação.

$$C_{s_i}(t_k) = \frac{\sum_{j=1}^{n} Ic_{s_i,q_j} \cdot c_j}{\sum_{j=1}^{n} c_j} \tag{4.5}$$

[141] Estas situações podem ocorrer, por exemplo, nas redes ATM quando o sistema de comunicação, através de mecanismos de traffic shaping descritos no capítulo anterior, reduz a variação do atraso das células (CDV) do tráfego à entrada do sistema.

A *congestão global* do sistema $Cg(t_k)$ em cada instante de tempo t_k será obtida pela *média simples* dos índices de congestão de cada serviço $C_{s_i}(t_k)$, afectada pela *taxa de sucesso* dos serviços, conforme a Expressão 4.6, em que N é o número de serviços activos no instante t_k. A *taxa de sucesso* mede a probabilidade de um serviço ter sucesso, entrando em conta com o número de vezes que um serviço foi abortado — não estabelecido por falta de recursos ou abruptamente terminado —(Na) e o número de vezes que foi realizado com sucesso (Ns), desde a activação do sistema de comunicação, até ao instante t_k.

$$Cg(t_k) = \frac{Ns}{Ns + Na} \cdot \frac{1}{N} \sum_{i=1}^{N} C_{s_i}(t_k) \tag{4.6}$$

A *taxa de sucesso,* incluída na expressão de avaliação da congestão global, permite medir, de acordo com a definição de congestão apresentada na Subsecção 4.1.2, os efeitos da escassez de recursos no sistema de comunicação na rejeição do estabelecimento dos serviços, e os efeitos das falhas e erros de qualquer tipo nas interrupções abruptas dos serviços de comunicação.

Na Expressão 4.6 é adoptada a média simples em vez de uma média pesada já que as necessidades particulares e a importância relativa de cada serviço de comunicação são reflectidas nos valores da sua matriz de QoS, sendo por isso desnecessária a pesagem dos serviços no cálculo da congestão global como forma de aumentar ou diminuir a sua importância relativa.

A partir da Expressão 4.6 podem ser obtidas médias no tempo da congestão global do sistema por integração no tempo dos valores instantâneos de Cg (Expressão 4.7) ou através da média de amostras de Cg tomadas em intervalos de tempo discretos e regulares $t_1, t_2, \ldots, t_m$ (Expressão 4.8).

$$\overline{Cg} = \frac{1}{t} \int_0^t Cg(t) \tag{4.7}$$

$$\overline{Cg} = \frac{1}{m} \sum_{k=1}^{m} Cg(t_k) \tag{4.8}$$

As expressões apresentadas nesta Subsecção permitem a quantificação da congestão de um serviço de comunicação em particular, a comparação do estado de congestão de dois ou mais serviços, e a quantificação da congestão de todo um sistema de comunicação. Têm a vantagem de permitirem uma medição objectiva do estado de congestão de um serviço ou de todo um sistema a partir da definição dos parâmetros de QoS e dos seus intervalos e limiares de variação.

No caso de ser necessária a avaliação da congestão introduzida por um componente específico de um sistema de comunicação (ex.: sistema intermediário) as expressões propostas continuam a poder ser aplicadas, bastando considerar, na Definição 4.3, os índices de desvio e referidos à entrada (Id^{in}) e à saída (Id^{out}) do componente cujo estado de congestão se pretende avaliar, desde que os limites de variação normal, (m e M) e valores limiares (l_m e l_M) desse parâmetro, na matriz de QoS, sejam estabelecidos para o componente em causa, em vez de o serem para todo o sistema de comunicação. Este facto alerta para uma questão interessante — que irá ser analisada na Subsecção seguinte — relacionada com a variação da congestão no percurso ao longo

dos vários componentes de um sistema de comunicação e com a determinação dos limites parcelares para a variação dos parâmetros de QoS.

4.1.4 Variação da Congestão no Percurso

Considere-se o modelo de sistema de comunicação representado na Figura 4.4, em que a *caixa negra* do modelo apresentado na Subsecção anterior é subdividida em *N módulos* — ou *etapas* — consecutivos. Os módulos podem corresponder a um bloco funcional de um sistema físico (ex.: camada protocolar), a um sistema físico completo (ex.: meio físico de comunicação, comutador, ponte, encaminhador, sistema terminal), ou à concatenação de múltiplos sistemas físicos em subsistemas de comunicação.

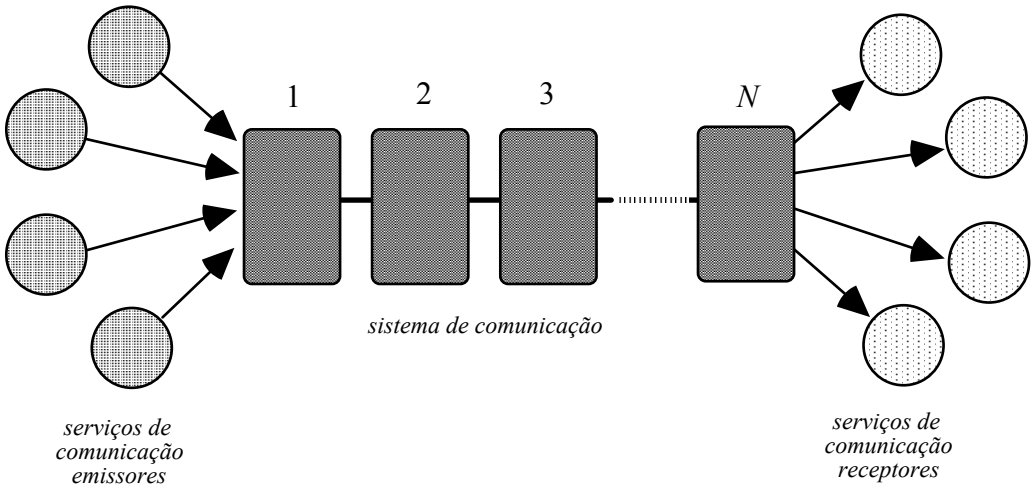

Figura 4.4 Modelo de um sistema de comunicação com *N* etapas.

A subdivisão de um sistema de comunicação numa cadeia de módulos poderá ser efectuada de acordo com os mais variados critérios (ex.: camadas protocolares, peças de equipamento autónomas, limites administrativos e geográficos), desde que seja respeitada a seguinte regra:

Regra 4.1 — *Subdivisão de um sistema de comunicação em módulos*

- *Os módulos devem ser disjuntos*, isto é, cada uma das entidades envolvidas na comunicação deve estar incluída em apenas um módulo;
- *O conjunto de todos os módulos deve ser completo*, isto é, todas as entidades envolvidas na comunicação, desde os serviços emissores até aos serviços receptores, devem constar de um dos módulos;

- *Deve ser preservada a sequência de actuação das entidades de comunicação,* isto é, se duas entidades actuam em sequência então devem estar incluídas no mesmo módulo ou em módulos contíguos, dispostos pela sequência de actuação das entidades.

De acordo com Regra 4.1, num sistema de comunicação subdividido em *N* módulos distintos, para poder ser relacionada a congestão extremo-a-extremo com a congestão em cada um dos módulos é necessária a identificação da influência de cada módulo nos parâmetros de QoS de cada serviço de comunicação (especificados na matriz de QoS do serviço, apresentada na Expressão 4.3).

Nas redes operando em *modo de ligação* a matriz de QoS dos serviços de comunicação deverá ser verificada durante o processo de reserva/negociação de recursos, associado ao estabelecimento das ligações para suporte do serviço. Em cada módulo *p* do sistema de comunicação deverão ser reservados os recursos necessários ao serviço e estabelecidos os limites de variação normal (m_j^p e M_j^p) e os limiares de funcionamento degradado ($l_{m_j}^p$ e $l_{M_j}^p$) introduzidos pelo módulo em cada um dos q_j parâmetros de QoS. A partir das informações recolhidas em cada módulo deverão ser verificados os limites e limiares contidos na matriz de QoS. No caso de não ser possível a garantia dos valores da matriz de QoS, a ligação deverá ser abortada por falta de condições de funcionamento.

Nas redes operando em *modo de ausência de ligação*, não existindo normalmente um processo de reserva de recursos, a matriz de QoS poderá ser verificada com base no tipo de serviço a suportar e no conhecimento que existir — ou for possível obter[142] — sobre os limites de variação normal (m_j^p e M_j^p) e os limiares de funcionamento degradado ($l_{m_j}^p$ e $l_{M_j}^p$) introduzidos por cada módulo *p* do sistema de comunicação em cada um dos q_j parâmetros de QoS.

Assim, conhecendo os limites de variação normal m_j^p e M_j^p, e os limiares de funcionamento degradado $l_{m_j}^p$ e $l_{M_j}^p$, introduzidos por um módulo arbitrário *p,* em cada um dos q_j parâmetros de QoS de um serviço de comunicação, podem ser determinados, por aplicação da expressão da Definição 4.2, os *índices de desvio* à entrada e à saída do módulo relativamente a esses limites e limiares (respectivamente $Id^{p_{in}}$ e $Id^{p_{out}}$). A partir destes valores e aplicando a expressão da Definição 4.3, obtém-se, no instante t_k, o *índice de congestão* introduzido no parâmetro de QoS q_j pertencente ao serviço de comunicação s_i, pelo módulo *p* do sistema de comunicação (Expressão 4.9).

$$Ic_{s_i,q_j}^{p}(t_k) = Id_{s_i,q_j}^{p_{out}}(t_k) \; - \; Id_{s_i,q_j}^{p_{in}}(t_k) \tag{4.9}$$

É importante frisar que, na Expressão 4.9, os índices $Id^{p_{in}}$ e $Id^{p_{out}}$ são calculados, por aplicação das expressões da Definição 4.2, relativamente aos limites e limiares *locais* de cada um dos parâmetros de QoS (m_j^p, M_j^p, $l_{m_j}^p$ e $l_{M_j}^p$), e tendo *exclusivamente* em conta os valores de cada um dos parâmetros de QoS respectivamente à entrada e à saída do módulo *p* do sistema de comunicação, sem contar com a influência dos desvios eventualmente introduzidos por módulos situados a montante do módulo *p*, no sistema de comunicação.

---

[142] Por exemplo através dos protocolos de encaminhamento.

A influência, na *congestão global* do sistema de comunicação, dos índices de congestão introduzidos, nos parâmetros de QoS dos serviços de comunicação, por cada um dos módulos do sistema, depende sobretudo das características dos parâmetros de QoS. Podem ser identificados dois tipos de parâmetros quanto à forma como a sua degradação ao longo do sistema de comunicação se repercute na degradação extremo-a-extremo. Alguns parâmetros sofrem uma degradação contínua e progressiva, sendo a sua variação extremo-a-extremo determinada pela acumulação das degradações parcelares. Outros parâmetros sofrem degradações abruptas e descontinuas, sendo a degradação extremo-a-extremo imposta pela maior degradação sofrida em cada um dos módulos atravessados.

Considerem-se as seguintes definições:

Definição 4.4 — *Parâmetro de QoS não-cumulativo*

Um parâmetro não-cumulativo é um parâmetro de QoS cuja degradação extremo-a-extremo é exclusivamente determinada pelo módulo onde sofre degradação máxima.

Definição 4.5 — *Parâmetro de QoS cumulativo*

Um parâmetro cumulativo é um parâmetro de QoS cuja degradação extremo-a-extremo é cumulativamente determinada por todos os módulos onde é introduzida degradação.

A maior parte dos parâmetros de QoS são *cumulativos.* Como exemplos podem ser referidos os parâmetros relacionados com o *atraso*[143] (ex.: atraso médio, variação do atraso), os parâmetros relacionados com a *fiabilidade* (ex.: probabilidade de erro) e os parâmetros relativos à *disponibilidade* (ex.: tempo médio entre quebras, duração das quebras, etc.).

Os parâmetros de QoS *não-cumulativos* são menos comuns sendo, os mais relevantes, os relacionados com o *débito* (ex.: débito médio, débito de pico). Num sistema de comunicação é o módulo com menor débito que impõe esta característica extremo-a-extremo. Também são *não-cumulativos* os parâmetros relativos à *prioridade* relativa dos serviços, concretamente os parâmetros que, em alguns sistemas de comunicação, determinam a admissão de uns serviços à custa da quebra de serviços activos de menor prioridade, nas situações em que o sistema de comunicação (ou um dos seus módulos) não possua recursos suficientes para suportar os serviços em estabelecimento. Nestes casos é o módulo que garante prioridade mais baixa que determina a prioridade do serviço extremo-a-extremo[144].

---

[143] O atraso extremo-a-extremo é determinado pela soma dos atrasos em cada um dos módulos do sistema de comunicação.

[144] O carácter *não-cumulativo* dos parâmetros relativos à prioridade dos serviços ficará mais claro com a análise, no capítulo seguinte, da situação concreta destes parâmetros no serviço de rede em modo de ligação.

A classificação dos parâmetros de QoS em cumulativos ou não-cumulativos segundo as definições anteriores, é um dos passos fundamentais da caracterização do conjunto P_{QoS} dos parâmetros de QoS (Expressão 4.1) suportados por um sistema de comunicação. A definição deste conjunto e a caracterização dos seus componentes deve ser do conhecimento de todos os módulos do sistema de comunicação e deve ser efectuada tendo em conta as características particulares de cada um dos módulos[145].

Uma vez que, nos parâmetros de QoS *cumulativos*, a degradação extremo-a-extremo é o resultado da acumulação das degradações parciais em cada um dos módulos do sistema de comunicação, deve ser garantido, durante a verificação da matriz de QoS, que os limites de variação normal e os limiares de funcionamento degradado dos serviços extremo-a-extremo, compreendem os limites e os limiares do conjunto de todos os módulos do sistema de comunicação atravessados pelo serviço de comunicação.

A Expressão 4.10 mostra as relações entre os limites de variação normal e os limiares de funcionamento degradado do serviço extremo-a-extremo, definidos para cada parâmetro q_j na matriz de QoS do serviço s_i (m_j, l_{m_j}, M_j e l_{M_j}) e, os valores destes limites e limiares em cada um dos N módulos do sistema de comunicação (m_j^p, M_j^p, $l_{m_j}^p$ e $l_{M_j}^p$). Para o limite superior de variação normal M e para os limiares de variação com degradação l_m e l_M os valores extremo-a-extremo são um majorante do somatório dos valores individuais[146]. No limite inferior de variação normal m, o valor extremo-a-extremo é um minorante do somatório dos valores de cada um dos N módulos[147].

$$\forall\, q_j \in \{\textit{parâmetros QoS cumulativos do serviço } s_i\}$$

$$\Rightarrow \qquad M_{QoS}(s_i)_{q_j} = \begin{cases} m_j \le \sum_{p=1}^{N} m_j^p \\ l_{m_j} \ge \sum_{p=1}^{N} l_{m_j}^p \\ M_j \ge \sum_{p=1}^{N} M_j^p \\ l_{M_j} \ge \sum_{p=1}^{N} l_{M_j}^p \end{cases} \tag{4.10}$$

---

[145] Sempre que um módulo do sistema não suporte um dado parâmetro de QoS, o suporte desse parâmetro extremo-a-extremo fica comprometido. No caso do débito mínimo, por exemplo, basta que um sistema intermediário não possua mecanismos de garantia de débito mínimo para que este parâmetro não possa ser garantido extremo-a-extremo, nas ligações que utilizem esse sistema intermediário.

[146] Se, por exemplo, num sistema de comunicação com três módulos, cada módulo possuir um limite máximo de 10^{-6} para a probabilidade de erro, o limite extremo-a-extremo para a probabilidade de erro deverá ser igual (ou superior) a 3.10^{-6} de modo a englobar os limites acumulados de cada um dos módulos.

[147] Se, por exemplo, num sistema de comunicação com três módulos iguais, cada módulo possuir um limite mínimo para o atraso de 100 ms, o limite do atraso mínimo extremo-a-extremo deverá ser igual (ou inferior) a 300 ms de modo a conter o acumulado dos limites de variação de cada um dos módulos.

Cruzando a Expressão 4.10 com a Expressão 4.9, que avalia o índice de congestão introduzido, em cada instante, por um módulo *p* num parâmetro de QoS e com as definições de *índice de desvio* e *índice de congestão* de um parâmetro de QoS (definições 4.2 e 4.3) chega-se à Expressão 4.11 que relaciona, em cada instante t_k, o índice de congestão extremo-a-extremo com os índices de congestão em cada um dos *N* módulos do sistema de comunicação, no caso de um parâmetro de QoS cumulativo. A expressão mostra que, para um parâmetro de QoS *cumulativo*, a congestão extremo-a-extremo é sempre limitada pelo somatório da congestão calculada módulo a módulo.

$$\begin{aligned} &\forall\, q_j \in \{\textit{parâmetros QoS cumulativos do serviço } s_i\} \\ &\qquad \Rightarrow \qquad Ic_{s_i,q_j}(t_k) \le \sum_{p=1}^{N} Ic^{p}_{s_i,q_j}(t_k) \end{aligned} \tag{4.11}$$

A existência de uma desigualdade na Expressão 4.11 em vez de uma igualdade tem duas justificações. A primeira justificação tem a ver com a definição dos limites e limiares extremo-a-extremo, a partir dos limites e limiares de cada um dos módulos. O facto de os limites extremo-a-extremo poderem englobar *por excesso* (de acordo com a Expressão 4.10) o acumulado dos limites e limiares de cada um dos módulos faz com que os índices de congestão calculados extremo-a-extremo possam ser inferiores ao somatório dos índices de congestão em cada um dos módulos. A segunda justificação prende-se com o facto de os desvios ao tráfego introduzidos num parâmetro de QoS por um módulo poderem ser compensados por ausência de desvios noutros módulos do sistema de comunicação[148].

Nos parâmetros *não-cumulativos* a degradação extremo-a-extremo é determinada pela maior das degradações sofridas em cada um dos módulos do sistema de comunicação. Assim, deve ser garantido, pelo *processo de verificação da QoS*, que os limites de variação normal e os limiares de funcionamento degradado dos serviços extremo-a-extremo, excedem os limites e os limiares de cada um dos módulos do sistema de comunicação. A Expressão 4.12 mostra as relações entre os limites de variação normal e os limiares de funcionamento degradado do serviço extremo-a-extremo, definidos na matriz de QoS (m, l_m, M e l_M) e, os valores destes limites e limiares em cada um dos *N* módulos do sistema de comunicação (m^p, l^p_m, M^p e l^p_M). No limite superior de variação normal M e nos limiares de variação com degradação l_m e l_M os valores extremo-a-extremo são um majorante dos valores individuais. No intervalo inferior de variação normal m, o valor extremo-a-extremo é um minorante dos valores de cada um dos *N* módulos.

---

[148] Considere-se o seguinte exemplo: um sistema de comunicação é composto por três módulos, garantindo cada um deles um limite mínimo de 0 ms e máximo de 10 ms para o atraso de trânsito. Segundo a Expressão 4.10 os limites mínimo e máximo extremo-a-extremo para o atraso deverão ser respectivamente, igual ou inferior a 0 ms e igual ou superior a 30 ms para englobar os limites de cada um dos módulos. Suponha-se também que no primeiro módulo o atraso é de 20 ms e que, no segundo e terceiro módulos, é de 5 ms. Aplicando a Expressão 4.9 a estes valores obtêm-se índices de congestão 0 nos módulos 2 e 3 e maior que zero no módulo 1, pelo que o somatório dos três índices é superior a zero (o atraso de trânsito do tráfego referido à entrada de cada um dos módulos é nulo pelo que o índice de desvio à entrada dos módulos é nulo). Calculando o atraso extremo-a-extremo obtém-se um valor de 30 ms (20+5+5), dentro do limite de variação e, em consequência, um índice de congestão extremo-a-extremo nulo. Assim, e de acordo com a Expressão 4.11, o índice de congestão extremo-a-extremo é inferior ao somatório dos índices de congestão de cada um dos módulos.

$$\forall q_j \in \{parâmetros\ QoS\ não-cumulativos\ do\ serviço\ s_i\}$$

$$\Rightarrow \quad M_{QoS}(s_i)_{q_j} = \begin{cases} m_j = \min\{m_j^p\} \\ l_{m_j} = \max\{l_{m_j}^p\} \\ M_j = \max\{M_j^p\} \\ l_{M_j} = \max\{l_{M_j}^p\} \end{cases} \qquad p = 1, 2, 3, \ldots, N \tag{4.12}$$

Nos parâmetros de QoS *não-cumulativos* o índice de congestão extremo-a-extremo é, em cada instante, o maior dos índices de congestão introduzidos por cada um dos módulos do sistema de comunicação. Este resultado é obtido a partir das expressões 4.9 e 4.12 e das definições 4.2 e 4.3 e consta da Expressão 4.13.

$$\forall q_j \in \{parâmetros\ QoS\ não-cumulativos\ do\ serviço\ s_i\}$$
$$\Rightarrow \quad Ic_{s_i,q_j}(t_k) = \max\{Ic_{s_i,q_j}^p(t_k)\} \tag{4.13}$$

O resultado das expressões 4.11 e 4.13 é importante pois permite decompor o problema do controlo da congestão extremo-a-extremo no conjunto dos subproblemas do controlo da congestão em cada um dos módulos do sistema de comunicação. Se cada um dos N módulos do sistema de comunicação garantir, relativamente a cada um dos parâmetros de QoS q_j dos serviços activos, os limites locais de variação normal (m_j^p e M_j^p) e evitar as zonas locais de funcionamento degradado ($l_{m_j}^p$ e $l_{M_j}^p$), a congestão extremo-a-extremo é majorada pelos valores dos índices de congestão de cada um dos parâmetros de QoS q_j, calculados a partir dos desvios extremo-a-extremo dos parâmetros de QoS relativamente aos valores m_j, l_{m_j}, M_j e l_{M_j} expressos na matriz de QoS do serviço.

A partir das expressões 4.11 e 4.13 e das expressões 4.5 a 4.8 da Subsecção anterior, podem ser relacionados os *índices de congestão do serviço* $C_{s_i}(t_k)$, e o valor da *congestão global* do sistema $Cg(t_k)$ com os índices de congestão em cada um dos módulos do sistema de comunicação, sendo assim possível determinar a influência de um módulo individual na congestão global do sistema de comunicação, bem como, controlar a congestão nos módulos do sistema a partir dos limites impostos pelos serviços à congestão extremo-a-extremo.

4.1.5 Equidade e Congestão

Como foi já referido nos capítulos anteriores o termo *equidade* traduz, neste trabalho, a noção vulgarmente expressa por *fairness* na literatura anglo-saxónica. Embora o termo *fairness* seja normalmente traduzido em português por *justiça*, no caso concreto da distribuição de recursos pelos utilizadores de um sistema de comunicação o uso do termo *equidade* parece mais adequado. Convém no entanto referir desde já que o termo *equidade* é usado no sentido lato de "repartição segundo uma regra pré-determinada" e não no sentido estrito de "repartição em partes iguais".

A questão da garantia da equidade às aplicações de comunicação esteve, desde sempre, ligada à questão mais vasta do controlo da congestão nos sistemas de comunicação, sendo a garantia de equidade um dos principais objectivos destas funções. A garantia de equidade levanta, por seu lado, a questão da adopção de um critério que governe os mecanismos para a implementação desta função.

Na literatura têm sido propostos vários critérios de equidade, nomeadamente nos trabalhos de Raj Jain e K. Ramakrishnan [Jain 84 , Ramakrishnan 87] e posteriormente nos trabalhos de Felix Wong e José Marca [Wong 89] e de Ellen Hahne [Hahne 91]. Os critérios de equidade propostos por estes (e outros) autores reflectem, invariavelmente, uma de duas visões distintas quanto à forma de gerir a competição pelos recursos por parte das aplicações nas comunicações entre computadores. Uma das visões corresponde a um conceito *"socialista"* da comunicação entre computadores, procurando a repartição "em partes iguais" dos recursos entre as aplicações de comunicação. A outra visão está associada a um conceito *"mercantilista"* da comunicação entre computadores, sendo os recursos repartidos de forma desigual pelas aplicações de comunicação, de acordo com negociações entre as aplicações e o sistema de comunicação, podendo estar implícita uma qualquer forma de pagamento[149]. A visão "socialista" está normalmente associada ao paradigma do *"best effort"* e aos ambientes operando em modo de ausência de ligação, enquanto que a visão "mercantilista" tem implícito o paradigma da "reserva de recursos" e está normalmente associada aos ambientes operando em modo de ligação.

Este trabalho é enquadrado na visão "mercantilista" da gestão dos recursos dos sistemas de comunicação, sendo adoptado, como critério de equidade, a satisfação do contrato de QoS acordado entre os serviços e o sistema de comunicação e que foi objecto de tratamento nas secções anteriores. A falta de *equidade* no suporte de um serviço é avaliada pelo desvio dos valores dos parâmetros de QoS em relação aos parâmetros de QoS acordados.

O uso generalizado, nas redes de computadores actuais, de critérios de equidade baseados na visão "socialista" da gestão de recursos deve-se a três ordens de razões:

- A razões históricas, como o uso generalizado de arquitecturas de comunicação operando no paradigma do *best effort;*
- A limitações tecnológicas, como por exemplo a dificuldades no tratamento de parâmetros de QoS em ambiente de rede alargada;
- Ao estado incipiente no uso das aplicações com necessidades especiais em paralelo com as aplicações tradicionais.

---

[149] Seria talvez mais correcto dizer que existem três (e não duas) visões da equidade: a visão "anarquista" onde o problema da equidade não é activamente tratado no sistema de comunicação, sendo deixado ao cuidado das aplicações e dos utilizadores; a visão "socialista" em que o sistema de comunicação possui mecanismos activos de partilha dos recursos "em partes iguais" entre as aplicações; e a visão "mercantilista" em que o sistema de comunicação possui mecanismos activos de diferenciação entre aplicações.

A necessidade da adopção de critérios de equidade que permitam o tratamento diferenciado dos serviços de comunicação decorre da existência de cada vez mais serviços com necessidades específicas, incapazes de funcionarem correctamente quando submetidos à "ditadura da maioria" na repartição dos recursos do sistema de comunicação. Como foi já referido no início do presente capítulo, mesmo em ambientes baseados no paradigma do *best effort*, a especificação de parâmetros de QoS constitui a única forma de possibilitar o tratamento diferenciado dos serviços de comunicação, necessário ao suporte do vasto leque de serviços que podem coexistir (e competir pelos recursos) nos sistemas de comunicação actuais.

Analisando a questão da equidade à luz do estudo do problema da congestão efectuado nas secções anteriores verifica-se que as definições e a métrica apresentadas nessas secções contêm todos os elementos necessários à adopção de um critério de equidade baseado na satisfação dos contratos de QoS das aplicações, enquadrado na visão "mercantilista" da repartição dos recursos dos sistemas de comunicação acima descrita. O *índice de congestão de um serviço* — $C_{s_i}(t_k)$ — apresentado na Expressão 4.5 mede, em cada instante, a dispersão de um serviço de comunicação em relação ao seu contrato de serviço expresso na *matriz de QoS*.

Assim, como critério de equidade propõem-se a adopção da métrica de congestão apresentada na secções anteriores o que, em termos práticos, equivale à fusão, nos sistemas de comunicação, dos conceitos de equidade e de ausência de congestão. Da adopção deste critério resultam duas variantes em termos de equidade nos sistemas de comunicação:

- *Equidade do sistema relativamente a um serviço* — medida em cada instante pelo índice de congestão do serviço;
- *Equidade entre serviços* — medida em cada instante pela diferença relativa entre os índices de congestão dos serviços activos no sistema de comunicação.

Os mecanismos de controlo de congestão dos sistemas de comunicação devem pautar a sua actuação por estas duas vertentes da equidade, procurando, em primeiro lugar, maximizar a equidade do sistema relativamente a cada um dos serviços de comunicação e, na eventualidade da ocorrência de congestão, procurar que todos os serviços sejam afectados — nos seus índices de congestão — de forma idêntica. Esta "repartição do mal pelas aldeias" não equivale de forma alguma a um tratamento "socialista" dos serviços de comunicação, nas situações de congestão, já que, na avaliação dos índices de congestão são tidas em conta as necessidades e as características de cada serviço.

4.2 ARQUITECTURA DE ENQUADRAMENTO

Depois de, na secção anterior, ter sido efectuada a caracterização do problema da congestão em sistemas de comunicação, pela apresentação de uma definição para o fenómeno e de uma métrica para a sua avaliação quantitativa nos serviços de nos sistemas de comunicação, é agora necessária a definição das funções e dos mecanismos necessários ao suporte dos formalismos

apresentados, bem como a sua localização nos vários elementos do sistema de comunicação, com vista ao controlo efectivo da congestão, pela garantia da qualidade de serviço necessária ao bom funcionamento dos serviços de comunicação.

A complexidade inerente à definição das funções e dos mecanismos para o controlo da congestão nos sistemas de comunicação determinam a sua análise através de um modelo multidimensional, representando cada dimensão — ou *plano* — uma visão específica da questão. Esta aproximação permite análises parciais, em planos separados, de cada uma das vertentes do problema. Os planos resultam do levantamento dos elementos funcionais intervenientes no controlo da congestão e do seu agrupamento por afinidades de modo a ser maximizada a independência entre os conjuntos de elementos resultantes do agrupamento. Em cada um dos planos é necessária a identificação das funções necessárias e dos mecanismos para a realização destas funções.

A identificação dos vários planos do controlo da congestão, complementada com a caracterização do conjunto das funções e dos mecanismos de controlo específicos de cada um deles e com o levantamento das *escalas temporais* envolvidas nos mecanismos de controlo, constituem a definição de um modelo de enquadramento — ou *arquitectura de enquadramento* — para o controlo da congestão nos sistemas de comunicação.

A caracterização da arquitectura de enquadramento em cada um dos seus planos deve ser precedida da identificação concreta dos seus objectivos e do levantamento dos requisitos genéricos das funções para o controlo da congestão de modo a serem identificadas as características necessárias aos mecanismos para a sua implementação.

4.2.1 Objectivos da Arquitectura de Controlo da Congestão

O primeiro e mais importante objectivo da arquitectura de controlo de congestão de um sistema de comunicação pode ser enunciado com base na definição de congestão apresentada na secção anterior (Definição 4.1) e da métrica proposta para a suportar. Nesta definição o fenómeno da congestão é caracterizado do ponto de vista dos serviços de comunicação. Adoptando o mesmo ponto de vista, a arquitectura de controlo da congestão deve enquadrar, no sistema de comunicação, os mecanismos necessários à minimização da ocorrência do fenómeno de congestão nos serviços de comunicação, visando concretamente os seguintes objectivos:

- *Manutenção, com elevada probabilidade, do desempenho necessário aos serviços de comunicação, expresso através da matriz de qualidade de serviço;*
- *Garantia de equidade entre os serviços de comunicação, medida em termos absolutos pelo desvio dos parâmetros de QoS em relação à matriz de QoS (índice de congestão dos serviços) e, em termos relativos pela comparação dos índices de congestão dos vários serviços activos.*

Sendo a congestão em cada serviço de comunicação medida, em cada instante de tempo, pelo *índice de congestão do serviço* $C_{s_i}(t_k)$, definido na Expressão 4.5 e sendo a *congestão global* do sistema de comunicação $Cg(t_k)$ medida pela média simples dos índices de congestão de cada serviço, conforme o disposto na Expressão 4.6, os objectivos enunciados anteriormente traduzem-se na minimização do valor de $Cg(t_k)$ em cada instante de tempo[150].

Embora ao paradigma da reserva esteja normalmente associado algum desperdício na utilização dos recursos — recursos reservados e não utilizados — é possível, quer através de mecanismos de reserva inteligentes e da introdução de técnicas de multiplexagem estatística quer pelo suporte de serviços pouco exigentes consumindo dinamicamente os recursos reservados por outros serviços e que não estejam ser utilizados[151], conseguir um elevado nível de eficiência na utilização dos recursos do sistema de comunicação. Assim, adicionalmente aos objectivos anteriormente referidos, a arquitectura do controlo de congestão deve também enquadrar, no sistema de comunicação, os mecanismos necessários ao controlo eficiente dos recursos de comunicação, visando concretamente os seguintes objectivos:

- *Maximização da eficiência na utilização dos recursos do sistema de comunicação (espaço de armazenamento, largura de banda, capacidade de processamento, etc.);*
- *Garantir a recuperação dos sistemas de comunicação das situações de congestão, devidas à falha súbita de recursos ou a alterações drásticas das condições de funcionamento.*

Os dois grupos de objectivos apontados para a arquitectura de controlo da congestão são, em algumas circunstância, contraditórios. O recurso, por exemplo, a técnicas de multiplexagem estatística para aumentar a eficiência na utilização dos recursos de comunicação tem como contrapartida o aumento do risco de exaustão dos recursos disponíveis devido a variações aleatórias no tráfego dos serviços multiplexados, com os correspondentes efeitos na qualidade dos serviços suportados. É assim necessário, em cada caso, estabelecer compromissos e prioridades entre os dois objectivos apontados tendo em conta as necessidades dos serviços suportados e o custo dos recursos do sistema de comunicação envolvidos.

---

[150] Conforme ficou disposto na definição 4.3 e nas expressões 4.5 e 4.6 o índice de congestão de um serviço toma valores entre -1 e 1, significando, os valores negativos a colaboração activa do sistema no melhoramento dos parâmetros de QoS do serviço, o valor 0 ausência de congestão e, os valores positivos a existência de congestão no serviço (1 significa congestão máxima).

[151] Como é o caso dos serviços ABR *(available bit rate)* nas redes ATM.

4.2.2 Requisitos de uma Arquitectura de Controlo da Congestão

As funções de controlo da congestão são desempenhadas por um conjunto vasto de mecanismos, localizados em vários pontos do sistema de comunicação. No seu conjunto, estes mecanismos devem possuir as seguintes propriedades[152]:

- *Simplicidade:* os mecanismos devem ser funcionalmente simples para possuírem baixo custo de implementação. A simplicidade deve ser conseguida mesmo à custa de algum sacrifício na eficiência na utilização dos recursos de comunicação. A simplicidade associada à eficiência constitui, no entanto, uma medida da qualidade dos mecanismos de controlo de congestão;

- *Eficiência:* os mecanismos de controlo da congestão devem garantir uma utilização eficiente dos recursos de comunicação. A utilização eficiente não é, no entanto, sinónimo de utilização *óptima,* sendo preferível o sacrifício da optimalidade em proveito da simplicidade;

- *Flexibilidade:* os mecanismos devem ser flexíveis para se poderem adaptar aos diferentes tipos de serviços de comunicação e à heterogeneidade e ao crescimento dos sistemas de comunicação que os suportam, bem como às diferentes situações operacionais causadas pela dinâmica do tráfego e da disponibilidade dos recursos de comunicação;

- *Robustez:* os mecanismos devem ser robustos para poderem suportar com facilidade condições adversas de funcionamento ou condições diferentes das condições teóricas em que normalmente é efectuada a sua especificação e avaliação. Idealmente não devem requerer nem depender do conhecimento exacto de parâmetros operacionais de tráfego, bem como não devem assumir que todos os subsistemas do sistema de comunicação cooperam no controlo da congestão;

- *Controlabilidade:* os mecanismos de controlo da congestão devem controlar efectivamente e de forma *estável* o tráfego de modo a evitarem situações de congestão, garantindo simultaneamente *equidade* relativamente aos parâmetros de QoS necessários às aplicações de comunicação.

4.2.3 Planos da Arquitectura de Controlo da Congestão

Como ficou dito atrás, a identificação dos planos necessários à arquitectura do controlo da congestão, deve resultar do levantamento dos elementos funcionais intervenientes no controlo da

---

[152] As propriedades apresentadas correspondem a uma generalização e a algum refinamento das propostas de Adrian Eckberg [Eckberg 91, Eckberg 92] para o caso específico das redes ATM.

congestão e do seu agrupamento por afinidades de modo a ser maximizada a independência entre os conjuntos de elementos resultantes do agrupamento. Assim, a análise das etapas necessárias à realização de um serviço de comunicação, revela as seguintes actividades principais:

- *Planeamento dos recursos* — para que seja possível a transferência de informação entre aplicações de comunicação é necessária uma actividade de planeamento dos recursos do sistema de comunicação. Esta actividade tem lugar na instalação do sistema de comunicação e sempre que são necessárias modificações por introdução de novos serviços ou por modificação nas características operacionais dos serviços existentes;

- *Caracterização dos serviços* — de modo a poder ser efectuada a reserva de recursos e a transmissão do tráfego com a qualidade adequada aos serviços de comunicação é necessária a caracterização destes últimos do ponto de vista das suas necessidades de tráfego. Esta caracterização passa pela definição do conjunto de parâmetros de QoS necessário à descrição do tráfego e pela especificação dos valores e intervalos de variação desses parâmetros, na forma de *matriz de QoS* do serviço — $M_{QoS}(s_i)$ — tal como foi definida na Expressão 4.3;

- *Afectação dos recursos* — sempre que for activada (por um utilizador ou automaticamente) uma instância de um de um determinado serviço é previamente necessária a reserva, no sistema de comunicação, dos recursos necessários ao suporte do serviço com a qualidade especificada na matriz de QoS. Quando a instância do serviço cessa os recursos devem ser libertados;

- *Transporte do tráfego* — após a reserva de recursos e durante o tempo em que o serviço esteja activo é necessário garantir o transporte do seu tráfego respeitando os intervalos de variação fixados na matriz de QoS. Os dados necessários ao processamento do tráfego dentro dos limites fixados na matriz de QoS são obtidos por monitorização dos serviços de comunicação e dos recursos a eles afectados;

- *Monitorização do tráfego* — durante o transporte do tráfego é necessária a monitorização das suas características de modo a serem obtidos os elementos necessários ao seu processamento dentro dos limites especificados na matriz de QoS. A monitorização dos serviços também pode contribuir para a *afinação* dinâmica dos mecanismos de caracterização discutidos acima;

- *Monitorização dos recursos* — a monitorização dos recursos do sistema de comunicação é também necessária de forma a ser maximizada a eficácia na sua utilização e a serem detectados e evitados os bloqueamentos nos serviços por falta excepcional de recursos causada por avaria ou por mau funcionamento do sistema de comunicação. A

monitorização dos recursos permite ainda a introdução de correcções dinâmicas aos recursos reservados durante a fase de afectação de recursos aos serviços.

As actividades identificadas são total ou parcialmente integráveis no âmbito das funções do controlo da congestão, uma vez que concorrem para os objectivos enunciados para estas funções. Estas actividades podem ser catalogadas em três grupos principais: o grupo relativo aos serviços de comunicação, o grupo relativo aos recursos de comunicação e o grupo relativo aos protocolos e a parte operacional do sistema de comunicação. Os planos adoptados para a descrição da arquitectura de enquadramento para as funções de controlo de congestão correspondem a estes três grupos funcionais. Assim, são considerados os seguintes planos:

- O *plano dos serviços* — onde são localizadas as actividades referentes à caracterização dos serviços. Este plano contém todos os aspectos do controlo da congestão relacionados com os serviços (ou aplicações) de comunicação;

- O *plano dos recursos* — onde são localizadas as actividades relacionadas com o planeamento e a reserva dos recursos, bem com as actividades relativas à sua monitorização. Neste plano são globalmente incluídos todos os aspectos do controlo da congestão relacionados com os recursos do sistema de comunicação. As funções deste plano estão normalmente embutidas ou associadas às funções de gestão sistemas de comunicação, já que, segundo o modelo de referência OSI [ISO 89d], a gestão dos recursos é um aspecto particular da gestão dos sistemas de comunicação;

- O *plano dos protocolos* — neste plano estão contidos todos os aspectos do controlo da congestão relacionados com o funcionamento da arquitectura protocolar do sistema de comunicação. No caso concreto das actividades descritas, estão aqui localizados os aspectos de controlo da congestão das actividades relacionadas com o transporte do tráfego e com a monitorização dos seus parâmetros. As funções deste plano da arquitectura de controlo de congestão estão normalmente embutidas ou associadas aos protocolos de comunicação dos sistemas de comunicação.

A Figura 4.5 representa um sistema de comunicação composto por dois sistemas terminais com N sistemas intermediários (elementares ou complexos) a interligá-los, sendo ilustrados os três planos de actuação dos mecanismos de controlo da congestão identificados.

O plano dos protocolos é representado de forma semelhante à representação usual dos protocolos de comunicação nos sistemas terminais e intermediários. Sendo a gestão dos recursos um aspecto particular da gestão dos sistemas de comunicação e, sendo as funções de gestão normalmente representadas em paralelo com as funções protocolares [ISO 89d], o plano dos recursos aparece representado em paralelo com o plano dos protocolos. O plano dos serviços (ou aplicações) de comunicação é representado horizontalmente, sobre os outros planos reflectindo a posição das suas funções relativamente às funções dos outros planos.

Os planos identificados irão de seguida ser objecto de uma análise mais detalhada. A análise incluirá a caracterização, para cada plano de controlo da congestão e em cada módulo do sistema de comunicação, das funções necessárias e dos mecanismos para a sua implementação. Serão ainda apontadas as principais interacções existentes entre os vários planos da arquitectura do controlo da congestão e analisada a actuação das funções de controlo da congestão sobre o sistema de comunicação.

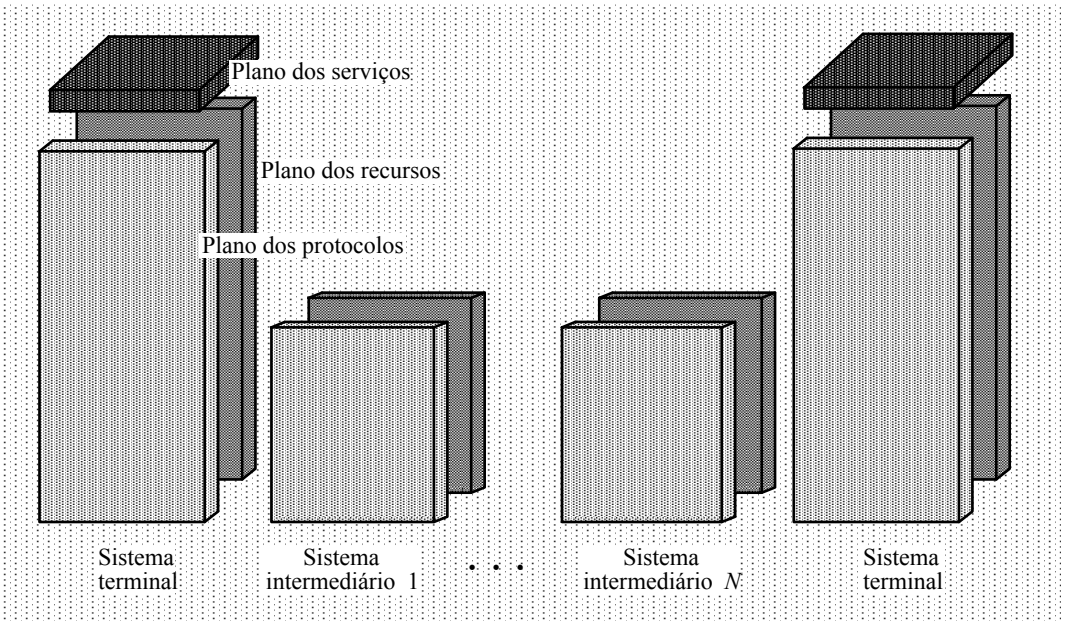

Figura 4.5 Planos da Arquitectura de Controlo da Congestão.

4.2.4 O Plano dos Serviços

No *plano dos serviços* estão contidos todos os aspectos do controlo da congestão relativos aos serviços (ou aplicações) de comunicação. Estes aspectos dividem-se em três grupos de funções: as funções de caracterização e estabelecimento dos serviços, as funções de monitorização dos serviços e as funções de controlo dos serviços.

Funções de caracterização e estabelecimento dos serviços

Este grupo de funções abrange os aspectos relacionados com a caracterização global do sistema, do ponto de vista da qualidade de serviço suportada e com a caracterização dos serviços de comunicação do ponto de vista das suas necessidades de tráfego. Abrange também os aspectos relacionados com a tradução das necessidades dos serviços num conjunto de descritores utilizados no estabelecimento dos serviços e, no *plano dos protocolos* como indicadores dos limites de variação do tráfego, pelos mecanismos de controlo do tráfego.

As funções de caracterização e estabelecimento dos serviços recorrem a um conjunto de mecanismos dos quais se destacam, pela sua importância, os seguintes:

- *Mecanismos de caracterização da QoS do sistema* — estes mecanismos actuam esporadicamente na configuração ou reconfiguração do sistema de comunicação e têm como missão a especificação do conjunto P_{QoS} dos parâmetros de QoS do sistema. Conforme foi analisado na secção anterior, na definição do conjunto P_{QoS} são caracterizados os parâmetros de QoS suportados pelo sistema de comunicação, sendo descrito o significado físico de cada parâmetro, identificadas as suas unidades e o seu carácter *cumulativo* ou *não-cumulativo*. O conjunto P_{QoS} tem um significado global em todo o sistema de comunicação, sendo os seu elementos definidos em função das características técnicas e arquitecturais do sistema de comunicação[153];

- *Mecanismos de caracterização dos serviços* — a caracterização dos serviços é efectuada com base no conjunto P_{QoS} dos parâmetros de QoS suportados pelo sistema de comunicação. Os mecanismos de caracterização dos serviços têm como objectivo a especificação da matriz de QoS M_{QoS} de cada serviço, contendo os intervalos de variação normal e os limiares de funcionamento degradado de cada parâmetro necessário ao serviço. Os parâmetros definidos no conjunto P_{QoS} do sistema que não sejam necessários ao serviço em especificação devem ser inscritos na matriz com intervalos de variação infinitos. Os mecanismos de caracterização dos serviços podem ser executados de forma estática, esporadicamente, no âmbito das funções de gestão e configuração do sistema[154], ou de forma dinâmica corrigindo periodicamente os valores contidos na matriz de QoS em função de informações geradas pelos mecanismos de monitorização dos serviços e pelos mecanismos de monitorização do tráfego do plano dos protocolos;

- *Mecanismos de estabelecimento dos serviços* — sempre que é estabelecido um serviço de comunicação são necessários, no plano dos serviços, mecanismos destinados ao acompanhamento do estabelecimento do serviço. Estes mecanismos são responsáveis, entre outras acções, pela solicitação ao plano dos protocolos — através do envio da matriz de QoS — dos meios de comunicação necessários ao serviço e pela verificação extremo-a-extremo da existência de condições para o seu suporte.

Funções de monitorização dos serviços

Embora as principais funções de monitorização estejam localizadas no plano dos protocolos, no plano dos serviços são também necessárias algumas funções deste tipo. A principal diferença entre estas funções e as suas congéneres do plano dos protocolos (descritas adiante) reside no seu caracter extremo-a-extremo associadas aos sistemas terminais onde estão localizados

---

[153] Se um sistema de comunicação não possuir características técnicas para suportar, por exemplo, parâmetros relativos ao débito, não poderá incluir estes parâmetros na definição do seu conjunto P_{QoS}.

[154] Por exemplo, sempre que for adicionada a possibilidade de suporte de um novo serviço no sistema de comunicação ou sempre que for necessária a alteração das características de um serviço já suportado.

os interlocutores do serviço de comunicação, enquanto que as funções de monitorização do plano dos protocolos actuam em todos os módulos do sistema de comunicação.

O objectivo das funções de monitorização dos serviços é o conhecimento do comportamento global do desempenho do sistema de comunicação, com fins preventivos e estatísticos ou, eventualmente, com o objectivo da correcção dinâmica da caracterização dos serviços contida na matriz de QoS. São necessários mecanismos para a implementação dos seguintes algoritmos:

- *Algoritmo de avaliação do índice de desvio dos parâmetros* — de modo a ser conhecido em cada instante e por aplicação da expressão da Definição 4.2, o desvio de cada um dos parâmetros $Id_{s_i,q_j}(t_k)$ dos serviços activos, relativamente aos valores especificados na matriz de QoS. O conhecimento destes valores permite a avaliação, por aplicação da expressão da Definição 4.3, dos índices de congestão de cada um dos parâmetros $Ic_{s_i,q_j}(t_k)$ bem como a introdução de eventuais modificações na descrição dos serviços;

- *Algoritmo de avaliação do índice de congestão dos serviços* — a partir dos índices de congestão de todos os parâmetros de QoS de um serviço pode ser determinado em cada instante de tempo e por aplicação da Expressão 4.5, o índice de congestão do serviço $C_{s_i}(t_k)$. Este índice é uma medida extremo-a-extremo do estado de congestão de um serviço de comunicação e pode ser usado na activação de mecanismos globais de controlo ou afinação do desempenho dos serviços de comunicação;

- *Algoritmo de avaliação do congestão global do sistema* — a congestão global do sistema de comunicação $Cg(t_k)$ é avaliada, em cada instante de tempo e de acordo com o estipulado na Expressão 4.6, pela média simples dos índices de congestão dos serviços activos. O seu valor fornece um indicador simples do estado de congestão do sistema de comunicação em cada instante e pode ser usado (aplicando das expressões 4.7 e 4.8) na determinação de médias no tempo.

Funções de controlo dos serviços

Embora o controlo dos serviços seja normalmente efectuado no plano dos protocolos, pelos mecanismos de controlo do tráfego, opcionalmente podem também ser incluídas no plano dos serviços alguns mecanismos com este objectivo. Concretamente, podem ser incluídos neste plano os seguintes mecanismos:

- *Mecanismos de modificação das características do tráfego* — estes mecanismos actuam preventivamente modificando as características do tráfego gerado pelos serviços de comunicação de forma a serem respeitados os parâmetros especificados na matriz de QoS. O principal objectivo destes mecanismos é a correcção dos desvios do tráfego dentro do plano dos serviços, evitando assim a acção dos mecanismos de policiamento punitivos — com efeitos normalmente drásticos sobre o tráfego em excesso — existentes

no plano dos protocolos. A implantação de mecanismos de modificação das características do tráfego no plano dos serviços não dispensa, normalmente, a sua inclusão no plano dos protocolos ao longo do sistema de comunicação, de forma a garantir a protecção do serviços relativamente ao tráfego gerado em excesso pelos serviços "mal comportados".

4.2.5 O Plano dos Recursos

No *plano dos recursos* são incluídos todos os aspectos do controlo da congestão relacionados com os recursos do sistema de comunicação. Concretamente, são aqui localizadas as funções relativas ao planeamento, à gestão e à monitorização dos recursos. As funções de controlo da congestão deste plano estão normalmente embutidas ou associadas às funções de gestão dos sistemas de comunicação.

São considerados recursos de comunicação os módulos do sistema de comunicação (sistemas terminais e intermediários), os canais físicos de comunicação entre os módulos e os recursos internos dos módulos como o espaço de armazenamento, a largura de banda e o processador.

Funções de planeamento e criação dos recursos

O planeamento e a criação de recursos de comunicação é um dos principais meios, a médio-longo prazo, de combate à congestão. As funções de planeamento e instalação de recursos podem actuar sobre o sistema de comunicação globalmente, ou especificamente sobre um ou vários dos seus módulos. Estas funções recorrem a um conjunto muito vasto de técnicas e mecanismos dos quais vão aqui ser referidos alguns dos mais relevantes:

- *Mecanismos de planeamento e instalação dos recursos* — são mecanismos que actuam a longo prazo, com base nas informações recolhidas a partir das funções de monitorização dos recursos e nas características dos sistemas e serviços de comunicação suportados e a suportar. Estes mecanismos visam a identificação dos pontos críticos no sistema de comunicação e a determinação da quantidade e qualidade dos recursos de comunicação a instalar nesses locais. Recorrem a um conjunto variado de técnicas entre as quais se destacam as técnicas de simulação e as técnicas de análise de tráfego;

- *Mecanismos de configuração dos recursos* — estes mecanismos têm como objectivo a configuração (ou reconfiguração) dos recursos instalados de modo a serem criadas as condições necessárias ao suporte dos serviços de comunicação. Possibilitam a adaptação do sistema de comunicação às variações nas características e volume dos serviços a suportar e aos recursos disponíveis. Podem actuar de forma automática e dinâmica, em função dos recursos disponíveis e dos serviços a suportar em cada instante, ou de forma

estática, por intervenção humana, nas alturas em que seja necessário modificar a configuração do sistema.

Funções de gestão dos recursos

As funções de gestão dos recursos têm uma importância fundamental no controlo da congestão nos sistemas de comunicação baseados no paradigma da *reserva de recursos*. Cabe as estas funções o papel de, em colaboração com as funções de controlo da aceitação dos serviços, do plano protocolar, garantirem a existência dos recursos necessários ao suporte dos serviços de comunicação, dentro dos parâmetros de qualidade especificados pelas funções de caracterização dos serviços, do plano dos serviços.

Estas funções recorrem a um conjunto variado de mecanismos, dos quais se destacam os seguintes:

- *Mecanismos de cálculo dos recursos necessários* — estes mecanismos actuam a partir das indicações recebidas das funções de controlo de aceitação dos serviços, do plano dos protocolos e são responsáveis pela determinação da quantidade de recursos necessários para o serviço, a partir da especificação dos limites de variação normal e dos limiares de funcionamento em modo degradado, contidos na matriz de QoS do serviço. O cálculo dos recursos necessários a cada serviço pode ser efectuado à custa de uma grande diversidade de técnicas e algoritmos, dependendo do tipo de recursos e das características dos serviços a suportar. São particularmente importantes as técnicas de *multiplexagem estatística* que, tendo em conta o número de serviços activos num sistema de comunicação e o grau de impulsividade do seu tráfego, atribuem a cada serviço apenas uma fracção dos recursos necessários ao seu funcionamento isolado, tirando partido da combinação das variações estatísticas do tráfego para conseguirem economia de recursos (normalmente da largura de banda e do espaço de armazenamento);

- *Mecanismos de reserva de recursos* — a reserva de recursos é efectuada, a partir do cálculo dos recursos necessários a cada serviço, durante o estabelecimento dos serviços de comunicação. Os mecanismos de reserva de recursos têm como principal missão a afectação de recursos livres aos serviços, em cada módulo do sistema de comunicação, durante o tempo em que os serviços estiverem activos. No caso de não existirem recursos suficientes para suportar um dado serviço em estabelecimento com a qualidade especificada, podem ser activados, em alternativa à rejeição do serviço, e em cooperação com os mecanismos de verificação da QoS, do plano dos protocolos (descritos adiante), processos de negociação/redução da QoS de modo a que o serviço possa ser suportado com os recursos existentes. Nos serviços cujo tráfego possua um elevado grau de impulsividade os mecanismos de reserva de recursos podem, complementarmente à sua actuação normal durante o estabelecimento dos serviços, ser também desencadeados pela

ocorrência dos impulsos de tráfego, com o objectivo da afectação de recursos ao serviço apenas durante a duração do impulso de tráfego[155].

- *Mecanismos de controlo dos recursos* — os mecanismos de controlo dos recursos actuam durante o funcionamento dos serviços e são responsáveis pela distribuição dinâmica dos recursos pelos serviços (dentro dos limites estabelecidos pelos mecanismos de reserva de recursos) de modo a serem suportados os seus fluxos de tráfego. São de particular importância os mecanismos de controlo do espaço de armazenamento (*buffers*) e os mecanismos de controlo da largura de banda.

Funções de monitorização dos recursos

As funções de monitorização dos recursos fornecem as indicações necessárias à actuação das funções de planeamento e criação de recursos e às funções de gestão de recursos, discutidas anteriormente. O planeamento e criação de recursos deve ser efectuado com base, entre outros elementos, nas estatísticas de ocupação dos recursos do sistema de comunicação, elaboradas com base em elementos fornecidos pelas funções de monitorização dos recursos. As funções de gestão dos recursos — sobretudo os mecanismos de cálculo dos recursos necessários a cada serviço — devem ter em conta a história da utilização dos recursos do sistema de comunicação, cuja elaboração é também da responsabilidade das funções de monitorização dos recursos. Estas funções recorrem aos seguintes mecanismos:

- *Mecanismos monitorização e contabilização dos recursos* — este conjunto variado de mecanismos actuam de forma distribuída em cada um dos módulos do sistema de comunicação, visando a recolha de informação sobre a utilização dos recursos. A informação deve ser recolhida a três níveis: contabilização dos recursos consumidos por cada serviço de comunicação; estatísticas de curto prazo para a afinação dos parâmetros de funcionamento dos serviços; e estatísticas de longo prazo para apoio ao planeamento do sistema de comunicação.

4.2.6 O Plano dos Protocolos

Neste plano estão contidos todos os aspectos do controlo da congestão relacionados com o funcionamento da arquitectura protocolar do sistema de comunicação. Estão localizadas neste plano, entre outras, as funções relacionadas com a aceitação dos serviços e com a monitorização e o controlo dos parâmetros do tráfego. As funções de controlo da congestão deste plano estão normalmente embutidas ou associadas aos protocolos de comunicação e de encaminhamento dos sistemas de comunicação.

---

[155] Como exemplo de mecanismo deste tipo pode ser referido o *fast reservation protocol* (FRP), proposto por em [Turner 92, Boyer 92b] e já abordado no Capítulo 3.

No *plano dos protocolos* da arquitectura de controlo da congestão estão contidos três grandes grupos de funções: as funções de controlo de aceitação dos serviços, as funções de monitorização dos serviços e as funções de controlo dos parâmetros dos serviços. Estas funções são necessárias em todos os módulos — sistemas terminais ou intermediários — do sistema de comunicação.

Funções de controlo da aceitação dos serviços

Estas funções actuam durante o estabelecimento dos serviços de comunicação e são responsáveis pela aceitação ou recusa do estabelecimento dos serviços e pelo pedido de reserva (junto do plano dos recursos) dos recursos necessários a cada serviço. A aceitação ou recusa de um serviço depende da existência de recursos para o suporte desse serviço com a qualidade mínima determinada pelas *funções de caracterização dos serviços*, presentes no plano dos serviços.

As funções de controlo da aceitação dos serviços recorrem a alguns mecanismos, localizados em todos os módulos dos sistemas de comunicação, dos quais se destacam os seguintes:

- *Mecanismos de aceitação e recusa dos serviços* — estes mecanismos são responsáveis pela aceitação ou recusa do estabelecimento dos serviços de comunicação. Os serviços são estabelecidos se existirem extremo-a-extremo recursos e condições para o seu suporte. No caso de os valores contidos na matriz de QoS não poderem ser suportados extremo-a-extremo, o estabelecimento do serviço é abortado por falta de condições de funcionamento. A disponibilidade e o aprovisionamento dos recursos necessários ao serviço é verificada através de dialogo com as funções de gestão dos recursos localizadas no *plano dos recursos*. A verificação da existência de condições extremo-a-extremo para o suporte dos serviços nas condições expressas na sua matriz de QoS é efectuada pelos mecanismos de verificação da matriz de QoS descritos a seguir;

- *Mecanismos de verificação da matriz de QoS* — a verificação da matriz de QoS M_{QoS} é efectuada durante o processo de estabelecimento dos serviços de comunicação. Em função dos recursos disponíveis para o serviço e das características operacionais são avaliados, em cada módulo, os limites de variação normal (m e M) e os limiares de funcionamento degradado (l_m e l_M) introduzidos em cada um dos parâmetros da matriz de QoS desse serviço. Com base na avaliação destes valores em todos os módulos do sistema usados no suporte do serviço de comunicação e com base na classificação dos parâmetros de QoS em *cumulativos* ou *não-cumulativos* efectuada na definição do conjunto P_{QoS} pelo *plano dos serviços* (definições 4.4. e 4.5) são verificados — por aplicação das expressão 4.10 e 4.12 respectivamente aos parâmetros cumulativos e não-cumulativos — os limites de variação expressos na matriz de QoS do serviço de comunicação em estabelecimento;

- *Mecanismos de controlo do encaminhamento* — correspondem às características de controlo da congestão normalmente embutidas nos protocolos de encaminhamento. Actuam em estreita colaboração com os mecanismos de aceitação de serviços e verificação da matriz de QoS descritos anteriormente sendo responsáveis pela selecção dos percursos para o tráfego através do sistema de comunicação, em função do seu estado de congestão e da disponibilidade de recursos. Podem actuar de forma estática, no estabelecimento de cada serviço de comunicação, ou de forma dinâmica sempre que são alteradas as características dos percursos ou do tráfego.

Funções de monitorização do tráfego

Estas funções fazem a monitorização dos fluxos de tráfego dos serviços de comunicação, sendo responsáveis pela determinação dos índices usados pelas funções de controlo dos parâmetros de tráfego.

As funções de monitorização do tráfego recorrem a um conjunto de mecanismos e algoritmos, entre os quais se destacam :

- *Mecanismos de monitorização do tráfego* — tem como responsabilidade a determinação em cada módulo p do sistema de comunicação, para cada serviço s_i activo e em cada instante de tempo t_k, do *índice de desvio* de cada um dos parâmetros de QoS dos serviços activos, à entrada $Id^{p_{in}}_{s_i,q_j}(t_k)$ e à saída $Id^{p_{out}}_{s_i,q_j}(t_k)$ do módulo. Estes valores são calculados por aplicação da expressão da Definição 4.2, considerando os limites de variação normal (m e M) e os limiares de funcionamento degradado (l_m e l_M) de cada módulo;

- *Algoritmo de avaliação do índice de congestão dos parâmetros de QoS* — a congestão introduzida em cada instante, por um módulo p de um sistema de comunicação, em cada parâmetro de QoS q_j de um serviço s_i suportado, é medida pelo *índice de congestão* desse parâmetro de QoS $Ic^{p}_{s_i,q_j}(t_k)$, calculado, segundo a Expressão 4.9, pela diferença entre os índices de desvio calculados à saída $Id^{p_{out}}_{s_i,q_j}(t_k)$ e à entrada $Id^{p_{in}}_{s_i,q_j}(t_k)$ desse módulo.

Funções de controlo dos parâmetros do tráfego

Estas funções actuam a partir dos resultados da monitorização dos fluxos de tráfego dos serviços de comunicação efectuada pelas respectivas funções. São responsáveis pela controlo activo dos tráfego dentro dos limites estipulados na matriz de QoS de cada serviço e recorrem a um conjunto variado de mecanismos, entre os quais se incluem :

- *Mecanismos de escalonamento da transmissão* — os mecanismos de escalonamento — também referidos como *disciplinas de serviço* — têm um papel fundamental no enquadramento dos serviços dentro dos seus parâmetros de qualidade de serviço.

Actuam sobre os subsistemas de transmissão e de comutação dos sistemas de comunicação e são responsáveis pelo escalonamento da transmissão das unidades protocolares de dados. O seu funcionamento tem influência directa nos principais parâmetros de QoS, como é o caso dos parâmetros relativos ao débito (médio e de pico) e ao atraso de trânsito (máximo, médio e variação de atraso). Na Subsecção 3.3.4 do Capítulo 3 é efectuado o levantamento de alguns algoritmos usados na implementação destes mecanismos;

- *Mecanismos de policiamento do tráfego* — estes mecanismos destinam-se à correcção dos desvios dos fluxos de tráfego em relação aos limites de variação constantes da matriz de QoS dos serviços. Ao contrário dos mecanismos de escalonamento que visam a *manutenção* dos parâmetros de QoS dentro dos limites definidos, este mecanismos tem objectivos correctivos e de protecção dos fluxos de tráfego "bem comportados" relativamente aos desvios dos fluxos "mal comportados". Actuam por descartagem — ou marcação com baixa prioridade — dos elementos de tráfego em violação do contrato de serviço expresso na matriz de QoS[156];

A Figura 4.6 ilustra os três grupos de funções do plano dos protocolos da arquitectura de controlo da congestão, bem como as relações com as funções de comunicação.

[156] Na Subsecção 3.3.1.3 do Capítulo 3 são analisados alguns dos mecanismos de policiamento de tráfego usados nas redes ATM.

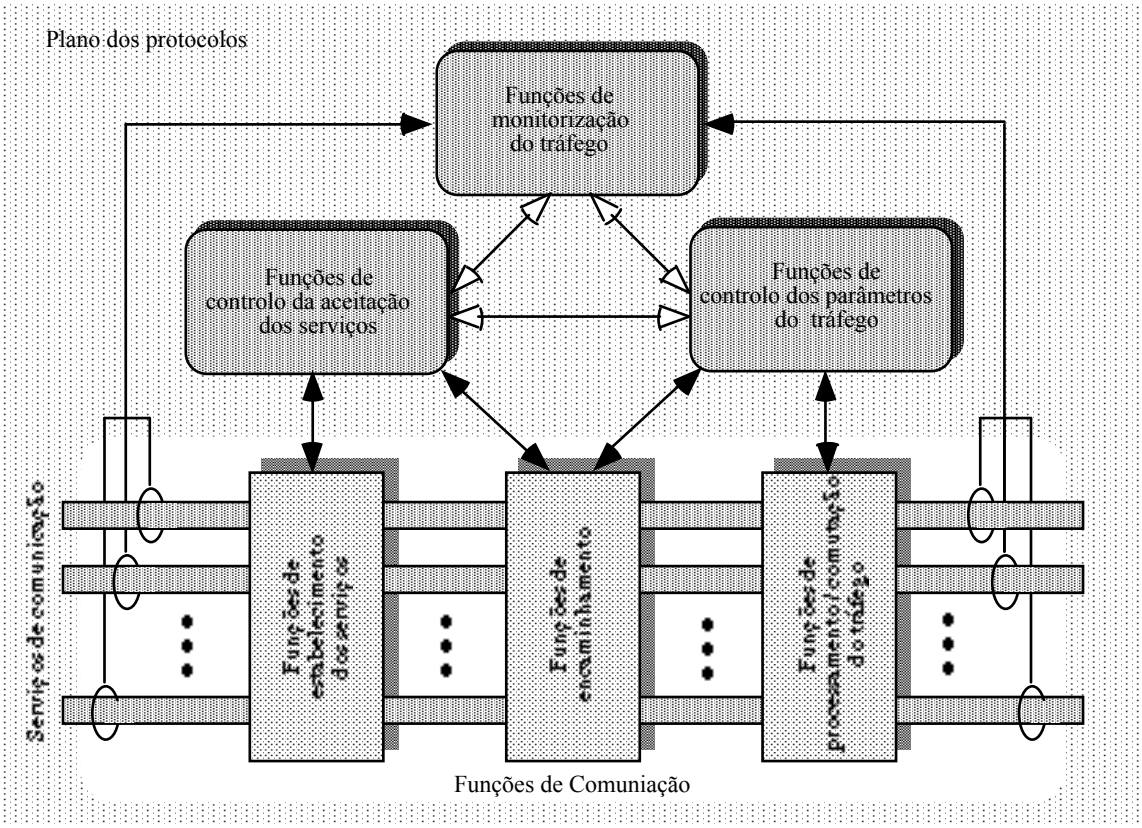

Figura 4.6 Funções do Plano dos Protocolos.

4.2.7 Escalas Temporais Presentes na Arquitectura

O levantamento das escalas temporais é de extrema importância para o estudo da exequibilidade dos mecanismos propostos para a implementação das funções da arquitectura de controlo da congestão. Sem este levantamento não é possível uma caracterização completa dos mecanismos envolvidos nos vários planos funcionais, já que, a escala temporal a que actuam delimita o seus tempos de latência e de resposta.

Os mecanismos de controlo da congestão descritos nas secções anteriores actuam a diferentes escalas temporais, de acordo com a temporização do elemento do sistema de comunicação por cujo controlo ou monitorização são responsáveis. Na arquitectura do controlo da congestão estão presentes as seguintes escalas temporais:

- *Tempo de transmissão de um elemento de tráfego* — é nesta escala temporal que actuam as funções de monitorização e controlo dos parâmetros do tráfego;
- *Tempo de propagação de ida-e-volta* — escala de actuação dos mecanismos de controlo reactivo dos recursos de comunicação;
- *Tempo médio de duração de impulso de tráfego* — escala de actuação dos mecanismos de reserva rápida de recursos eventualmente presentes no plano dos recursos;

- *Tempo médio de duração de um serviço* — escala de actuação dos mecanismos de controlo da aceitação dos serviços e da reserva de recursos para suporte dos serviços, mecanismos de correcção periódica das características de qualidade dos serviços;

- *Curto prazo* — escala de actuação dos mecanismos de configuração e afinação dos parâmetros de funcionamento do sistema de comunicação e monitorização do seu desempenho;

- *Médio prazo* — escala de actuação dos mecanismos de especificação do conjunto P_{QoS}, dos mecanismos de tratamento de avarias, de manutenção, de reconfiguração dos recursos;

- *Longo prazo* — escala de tempo onde actuam os mecanismos de planeamento do sistema de comunicação, instalação de novos recursos, instalação e configuração de novos serviços, estatística de desempenho, avaliação do tempo médio entre avarias.

É importante notar-se que a ordem pela qual as escalas foram apresentadas não corresponde necessariamente ao seu posicionamento relativo. O tempo de transmissão de um elemento de tráfego, o tempo de propagação de ida-e-volta, o tempo médio de duração de um impulso de tráfego e o tempo médio de duração de um serviço podem trocar de posições relativas em função da tecnologia de transmissão e da dispersão geográfica do sistema de comunicação e das características dos serviços suportados.

As escalas temporais aqui descritas e os mecanismos que as integram não são comuns a todos os planos da arquitectura de enquadramento para o controlo da congestão. No caso, por exemplo, das escalas do curto, médio e longo prazo, a generalidade dos mecanismos de controlo da congestão presentes enquadra-se no plano dos recursos, enquanto que, a escala do tempo de transmissão de um elemento de tráfego, é essencialmente ocupada por mecanismos do plano dos protocolos.

A exequibilidade dos mecanismos propostos também só poderá ser determinada sem ambiguidade em face de uma realidade tecnológica concreta. Dependendo da velocidade de transmissão e do tempo de propagação de ida-e-volta — elementos que definem, consoante os casos, a granularidade mínima da escala de tempo — os tempos de actuação e de resposta dos mecanismos propostos podem variar de várias ordens de grandeza, passando da situação de "facilmente realizáveis em *software*" à situação de "dificilmente realizáveis em *hardware*". Com o aumento da velocidade de funcionamento do sistema de comunicação é necessário trocar a complexidade e eficiência dos mecanismos de controlo de congestão pelo aligeiramento da sua acção sobre o sistema de comunicação e, consequentemente, prescindir de alguma eficiência na utilização dos recursos em troca da controlabilidade do sistema de comunicação.

4.2.8 Resumo da Arquitectura

A Tabela 4.1 resume a arquitectura para o controlo da congestão proposta nesta secção.

Planos	**Funções**	**Mecanismos**	**Escalas tempo**
Serviços	Caracterização e estabelecimento dos serviços	Caracterização do conjunto P_{QoS} do sistema	médio prazo
		Caracterização da matriz M_{QoS} dos serviços	médio prazo, tempo de serviço
		Estabelecimento dos serviços	tempo de serviço
	Monitorização dos serviços	Algoritmo de avaliação de $I_d(t_k)$ e $I_c(t_k)$	tempo de transmissão
		Algoritmo de avaliação de $C_{s_i}(t_k)$	tempo de transmissão
		Algoritmo de avaliação de $C_g(t_k)$	tempo de transmissão
	Controlo dos serviços	Modificação do tráfego	tempo de transmissão, tempo de impulso
Recursos	Planeamento e criação de recursos	Planeamento e instalação de recursos	longo prazo
		Configuração de recursos	médio prazo
	Gestão dos recursos	Cálculo dos recursos necessários	tempo de serviço
		Reserva dos recursos	tempo de serviço, tempo de impulso
		Controlo dos recursos	tempo de transmissão, tempo de ida-e-volta
	Monitorização dos recursos	Monitorização e contabilização dos recursos	tempo de transmissão
Protocolos	Controlo da aceitação dos serviços	Aceitação e recusa de serviços	tempo de serviço
		Verificação da matriz M_{QoS} dos serviços	tempo de serviço
		Controlo do encaminhamento	tempo de serviço
	Monitorização do tráfego	Monitorização do tráfego	tempo de transmissão
		Algoritmo de avaliação de $Ic^{p}_{s_i,q_j}(t_k)$	tempo de transmissão
	Controlo dos parâmetros do tráfego	Escalonamento da transmissão	tempo de transmissão
		Policiamento do tráfego	tempo de transmissão

Tabela 4.1 Resumo da arquitectura proposta.

São apresentados os planos que compõem a arquitectura e, dentro de cada plano, são identificadas as funções e os mecanismos para a sua implementação. São também referidas as principais escalas temporais de actuação de cada um dos mecanismos apresentados.

4.3 SÍNTESE

Neste capítulo foi apresentada uma arquitectura de enquadramento para o problema do controlo da congestão nos sistemas de comunicação destinados ao suporte de serviços de comunicação com necessidades variadas em termos de qualidade de serviço.

Foi apresentada uma caracterização do problema do controlo da congestão, tendo sido discutidas as suas causas, analisados alguns dos seus efeitos e, apresentadas uma definição de congestão e uma métrica para a sua avaliação quantitativa. Na definição apresentada a congestão é avaliada pelos seus efeitos nos serviços de comunicação — ou aplicações de comunicação —, *raison d'être* dos sistemas de comunicação e por isso objectivo final de todas as suas funcionalidades. A definição de congestão proposta é sustentada por uma métrica para a sua graduação e controlo contínuos, actuando com base nos desvios dos parâmetros de tráfego relativamente aos valores especificados no contrato de serviço.

Foram ainda analisadas as questões relacionadas com a variação da congestão no percurso através dos vários módulos de um sistema de comunicação, tendo sido obtidas expressões para a decomposição dos parâmetros de QoS extremo-a-extremo em parâmetros relativos a cada um dos módulos do sistema de comunicação. Esta decomposição permite que o controlo dos parâmetros de QoS possa ser efectuado módulo a módulo, sem necessidade de mecanismos omnipresentes e omniscientes no sistema de comunicação e garantindo simultaneamente os valores estabelecidos pelos serviços para a comunicação extremo-a-extremo.

Foi também focada a relação entre o controlo da congestão e a garantia de equidade aos serviços de aplicação, tendo sido adoptada uma visão "mercantilista" do conceito, na qual a falta de equidade é medida pela dispersão de um serviço de comunicação relativamente ao seu contrato de serviço. A adopção deste critério de equidade permite o uso da definição de congestão apresentada para expressar e avaliar quantitativamente a falta de equidade no tratamento de um serviço pelo sistema de comunicação.

Após o levantamento dos principais objectivos e requisitos a que devem obedecer os mecanismos de controlo de congestão de um sistema de comunicação foi proposta — à luz da definição de congestão e da métrica para a sua avaliação apresentadas — uma arquitectura para o enquadramento das funções de controlo de congestão nos sistemas de comunicação. A complexidade do problema levou à adopção de um modelo multidimensional, em que cada dimensão representa uma visão particular — ou um plano — do problema. Foram adoptados três planos: o plano dos serviços de comunicação, o plano dos recursos do sistema de comunicação e o plano dos protocolos de comunicação.

O plano dos serviços contém todos os aspectos do controlo da congestão relacionados com os serviços (ou aplicações) de comunicação. No plano dos recursos estão localizadas os mecanismos relacionados com o planeamento e a reserva dos recursos, bem com as mecanismos relativos à sua monitorização. No plano dos protocolos estão contidos todos os aspectos do controlo da congestão relacionados com o funcionamento da arquitectura protocolar do sistema de comunicação. Dentro de cada plano foi efectuada a caracterização das funções e identificados os principais mecanismos para a sua implementação tendo ainda analisadas as implicações temporais e de exequibilidade dos mecanismos de controlo de congestão descritos.

As propostas contidas neste capítulo são genéricas e podem ser aplicadas a qualquer sistema de comunicação destinado ao suporte de serviços com necessidades diversificadas de

qualidade. A sua aplicação ao caso concreto dos *relays* RB e RC, que constituem caso de estudo deste trabalho, será objecto de análise detalhada no capítulo seguinte.

Capítulo 5

Controlo de Congestão em *Relays* CONS

O bom funcionamento de uma rede de comunicação não elementar, depende, para além da operacionalidade dos meios de transmissão (linhas, feixes hertzianos, fibras ópticas, etc.), do desempenho dos sistemas intermediários que a integram. Estes sistemas são, normalmente, recursos escassos no conjunto dos recursos que constituem uma rede de comunicação, cabendo-lhes o papel de escoar o tráfego entre sub-redes, de forma o mais transparente possível, para os utilizadores dos serviços de comunicação.

Pelo facto dos recursos dos sistemas intermediários — capacidade de processamento, espaço de armazenamento e largura de banda — poderem servir, simultaneamente, um grande número de sistemas terminais e de utilizadores, estes sistemas constituem *pontos de congestão* no sistema de comunicação, sendo necessária a concepção dos mecanismos que garantam o seu bom funcionamento e que suportem as necessidades dos serviços de comunicação que os utilizem.

Neste capítulo é abordado o problema do controlo da congestão em sistemas intermediários de redes de computadores baseadas no paradigma da reserva de recursos. São especificamente estudados os mecanismos de controlo da congestão para os *relays de protocolo* e para os *relays de serviço* destinados à operação em ambientes com *serviço de rede em modo de ligação* (CONS), respectivamente classificados com *relays* RC e RB segundo a taxonomia ISO [ISO 90e] e, que constituem o caso de estudo deste trabalho.

Retomando os modelos funcionais genéricos dos *relays* de serviço e de protocolo, propostos no Capítulo 2 deste trabalho (respectivamente ilustrados nas figuras 2.13 e 2.12), a concretização destes modelos para os *relays* RB e RC (discutida nas secções 2.2.4 e 2.2.5, respectivamente) e com base na arquitectura genérica de enquadramento para as funções de controlo da congestão (proposta no Capítulo 4) irão ser concretizados, em cada plano do controlo da congestão e para cada um dos módulos funcionais dos *relays*, os mecanismos necessários ao cumprimento dos objectivos definidos para as funções do controlo da congestão.

Na Secção 5.1, será focado o plano dos serviços da arquitectura do controlo da congestão. Dado que a arquitectura dos *relays* RB e RC não inclui as camada de superiores à camada de rede e, consequentemente, o suporte directo de serviços de comunicação, os aspectos do controlo da congestão relativos ao *plano dos serviços* transcendem o âmbito das funções de controlo de congestão destes *relays*. Assim sendo, nesta secção são apenas discutidas as implicações do elementos de QoS disponíveis no CONS (suportado pelos *relays* RB e RC), nos aspectos do controlo da congestão relativos aos serviços de comunicação.

Na Secção 5.2 será abordado o plano dos recursos da arquitectura de controlo da congestão, sendo propostos os mecanismos para a afectação de recursos às ligações do serviço de rede em função dos seus parâmetros de QoS e, os mecanismos para a monitorização e controlo dos recursos das ligações activas nos *relays* RB e RC.

A Secção 5.3 será dedicada ao plano dos protocolos da arquitectura de controlo da congestão. Serão identificadas, nos *relays* RB e RC, as entidades protocolares com influência no controlo da congestão. A partir da identificação destas entidades serão propostos mecanismos para o complemento da sua acção e discutida a actuação destes mecanismos nos vários módulos protocolares dos *relays*.

Finalmente, na Secção 5.4 é efectuada a síntese do capítulo, sendo resumidas as características dos mecanismos propostos e apresentadas as motivações para a continuação dos trabalhos para os capítulos seguintes.

A abordagem efectuada neste capítulo corresponde, de certa forma, uma inversão do processo "normal" de caracterização dos mecanismos de controlo da congestão num sistema de comunicação. Normalmente deveriam ser, em primeiro lugar, definidos os serviços a suportar no sistema de comunicação e, a partir destes, efectuada a caracterização da QoS necessária no sistema de comunicação e dos mecanismos para o seu suporte, nos planos dos protocolos e dos recursos, nos sistemas terminais e nos sistemas intermediários. No caso em estudo neste capítulo pretende-se a especificação dos mecanismos para o controlo da congestão nos *relays* RB e RC que garantam a QoS especificada ao nível do serviço de rede, independentemente das características dos serviços de comunicação a suportar e do conteúdo protocolar das camadas superiores. Assim, é admitido neste capítulo, que os serviços a suportar pelos sistemas de comunicação onde são incluídos os *relays* RB e RC, se adequam à QoS disponível no CONS, directamente, ou à custa de elementos de QoS adicionais, introduzidos pelas camadas protocolares superiores.

Este capítulo é parcialmente baseado nas referências [Monteiro 93c, Monteiro 93d, Monteiro 93e].

5.1 PLANO DOS SERVIÇOS

No *plano dos serviços* da arquitectura do controlo da congestão — caracterizado na Subsecção 4.2.4, do capítulo anterior —, estão contidos todos os aspectos do controlo da congestão referentes aos serviços (ou aplicações) de comunicação, nomeadamente os aspectos relativos à caracterização e estabelecimento dos serviços, os aspectos relativos à monitorização dos serviços e os aspectos relativos ao controlo operacional dos serviços. Os mecanismos de controlo da congestão deste plano estão agregados aos serviços de comunicação, localizados sobre a camada protocolar de aplicação, nos sistemas terminais ou nos sistemas intermediários da camada de aplicação (*gateways* na terminologia OSI).

Na Tabela 5.1 são resumidas as principais características do plano dos serviços, sendo enumeradas as suas funções principais, os mecanismos para a sua implementação e as escalas de actuação destes mecanismos.

Funções	**Mecanismos**	**Escalas tempo**
Caracterização e estabelecimento dos serviços	Caracterização do conjunto P_{QoS} do sistema	médio prazo
	Caracterização da matriz M_{QoS} dos serviços	médio prazo, tempo de serviço
	Estabelecimento dos serviços	tempo de serviço
Monitorização dos serviços	Algoritmo de avaliação de $I_d(t_k)$ e $I_c(t_k)$	tempo de transmissão
	Algoritmo de avaliação de $C_{s_i}(t_k)$	tempo de transmissão
	Algoritmo de avaliação de $C_g(t_k)$	tempo de transmissão
Controlo dos serviços	Modificação do tráfego	tempo de transmissão, tempo de impulso

Tabela 5.1 Resumo das funções do plano dos serviços.

Como foi já referido, os aspectos do controlo da congestão relativos ao *plano dos serviços* transcendem o âmbito das funções de controlo de congestão dos *relays* RB e RC, dado que estes sistemas possuem uma arquitectura protocolar limitada à camada de rede e camadas inferiores.

Os *relays* RB e RC destinam-se à operação em ambientes com *serviço de rede em modo de ligação* (CONS)[157]. Este serviço isola os *relays* RB e RC das especificidades das camadas protocolares superiores e dos serviços suportados contendo, na sua definição, os elementos de QoS relevantes para a definição dos mecanismos de controlo da congestão destes *relays*.

[157] Como foi referido na Secção 2.2.5, os *relays* RB e RC podem também funcionar, para além dos ambientes nativos CONS, em ambientes CLNS ou até em ambientes proprietários, sendo, nestes casos, utilizadas nos sistemas terminais "camadas de convergência" destinadas à adaptação das camadas protocolares superiores às características das sub-redes e dos *relays* que as interligam. Do ponto de vista do tratamento da QoS e do controlo da congestão nos *relays* RB e RC é indiferente que as indicações de QoS necessárias à sua operação sejam resultantes das primitivas do serviço CONS ou sejam introduzidas artificialmente por camadas de convergência, pelo que, neste capítulo, será assumido o funcionamento dos *relays* em ambientes nativos CONS.

Simultaneamente, o CONS representa, junto das camadas protocolares superiores e perante os serviços de comunicação suportados, a funcionalidade fornecida pelas camadas inferiores da arquitectura protocolar, onde operam os *relays* RB e RC.

Com base na identificação dos elementos de QoS presentes no CONS e, tendo em conta o efeito das camadas protocolares superiores, será possível caracterizar a qualidade disponibilizada pelo sistema de comunicação aos serviços suportados (*plano dos serviços*). A identificação dos elementos de QoS presentes no CONS, servirá também de objectivo para a caracterização dos mecanismos necessários à sua garantia nas camadas inferiores do sistema de comunicação (*plano dos recursos* e *plano dos protocolos*) e, concretamente, nos *relays* RB e RC.

Assim, nesta secção, será efectuada a identificação dos elementos de QoS disponíveis no CONS, seguindo-se o levantamento das implicações destes elementos nas funções de caracterização e estabelecimento dos serviços do *plano dos serviços* da arquitectura do controlo da congestão.

Da Tabela 5.1 constam também as funções de monitorização dos serviços e os correspondentes mecanismos, bem como as funções de controlo dos serviços. Estas funções actuam extremo-a-extremo associadas aos sistemas terminais onde estão localizados os interlocutores do serviço de comunicação, pelo que, a sua actuação ultrapassa o âmbito das funções de controlo de congestão nos sistema intermediários e concretamente dos *relays* RB e RC não sendo, por conseguinte, necessária a sua abordagem nesta secção.

Nas secções 5.2 e 5.3 serão estudadas as implicações dos elementos de QoS disponíveis no CONS nas funções do *plano dos serviços* e do *plano dos protocolos* da arquitectura do controlo da congestão, no caso concreto dos *relays* RB e RC.

5.1.1 Elementos de QoS disponíveis no CONS

A caracterização das implicações dos *relays* RB e RC, na qualidade de serviço do sistema e no suporte dos serviços de comunicação, traduz-se na identificação dos aspectos relativos à QoS constantes da definição do serviço CONS[158]. Esta secção será orientada para a análise dos aspectos relativos à QoS presentes na definição do serviço CONS — norma ISO 8348 [ISO 93a] — de modo a ser possível a aplicação das funções de controlo da congestão, genericamente definidas no capítulo anterior, ao caso concreto dos *relays* RB e RC.

Na Tabela 2.1 (Capítulo 2, Subsecção 2.1.2.1) são mostrados os parâmetros de qualidade de serviço, presentes na definição no serviço CONS. São definidos os seguintes parâmetros e grupos de parâmetros de qualidade de serviço [ISO 93a]:

---

[158] Note-se, que os *relays* RB e RC não suportam directamente o CONS, dado que o serviço de rede é definido entre os extremos das ligações de rede, nos sistemas terminais. Aos sistemas intermediários (ex.: *relays* RB e RC) chegam elementos do serviço de rede que sejam transportados pelas entidades protocolares.

- *Débito* — este parâmetro especifica o débito binário liquido na transferência da informação entre os dois extremos da ligação de rede. É definido separadamente para cada um dos sentidos da transferência de informação[159];

- *Atraso de trânsito* — este parâmetro especifica o tempo que medeia entre a transmissão de um bloco de informação num dos extremos da ligação de rede e a sua recepção no outro extremo. Incluí os tempos necessários à propagação dos sinais os tempos de armazenamento e os tempos de recepção e transmissão em cada um dos sistemas intermediários;

- *Protecção* — este parâmetro de QoS especifica os níveis de protecção e segurança da informação de uma ligação do serviço de rede. Possibilita o funcionamento de mecanismos que garantam vários níveis de confidêncialidade e de autenticação nos fluxos de informação entre os utilizadores do serviço de rede;

- *Prioridade* — este grupo de parâmetros permite especificar diferentes níveis de importância para as ligações do serviço de rede. É composto pelos seguintes sub-parâmetros:
  — *Prioridade no estabelecimento* da ligação;
  — *Prioridade na manutenção* da ligação;
  — *Prioridade nos dados* da ligação;

Os dois primeiros sub-parâmetros de prioridade definem, em conjunto, a ordem em que as ligações devem ser quebradas quando é necessária a recuperação de recursos. Assim, a solicitação de estabelecimento de uma ligação deve ser atendida sempre que existam ligações activas com valores de *prioridade de manutenção* da ligação inferiores ao valor da *prioridade de estabelecimento* da nova ligação, mesmo que para isso estas ligações tenham que ser quebradas de modo a libertarem os recursos necessários à nova ligação. O terceiro sub-parâmetro de prioridade define a ordem em que as ligações devem ser degradadas nos seus parâmetros de QoS. Nas situações de redução abrupta dos recursos disponíveis[160], a QoS deve procurar ser mantida às ligações pela ordem de *prioridade nos dados*.

Os parâmetros de qualidade de serviço descritos são associados às primitivas de estabelecimento das ligações de rede, nos sistemas terminais que suportam os serviços interlocutores. A partir das primitivas do serviço é efectuado o mapeamento dos parâmetros de QoS nos elementos protocolares da camada de rede, onde são transportados através do sistema de comunicação, de sistema intermediário em sistema intermediário. Em cada sistema intermediário deve ser verificada a existência dos recursos necessários ao suporte das ligação em estabelecimento

---

[159] O que implica que uma ligação de rede pode ter débitos diferentes em cada um dos sentidos do tráfego.

[160] Motivada, por exemplo, por avaria de uma parte dos recursos disponíveis.

e efectuada a respectiva reserva, sendo eventualmente propostas alterações aos limites dos parâmetros de QoS de modo a que seja possível acomodar as ligações com os recursos existentes.

No processo de negociação dos parâmetros de QoS previsto na definição do CONS e associado ao estabelecimento das ligações de rede, são definidos cinco valores para cada um dos parâmetro de QoS acima descritos:

- *Valor objectivo* — é o valor pretendido pelo utilizador do serviço de rede que toma a iniciativa do estabelecimento da ligação (utilizador chamante);
- *Valor mínimo [de qualidade] aceitável* — é o mínimo valor de qualidade que o utilizador chamante está disposto a aceitar[161] ;
- *Valor disponível* — é o valor que o fornecedor do serviço informa ao utilizador chamado ser possível garantir na comunicação. Este valor resulta da identificação e reserva, nos sistemas terminais e em todos os sistemas intermediários, dos recurso necessários (ou disponíveis) para o suporte da ligação;
- *Valor seleccionado* — é o valor em que o utilizador chamado concorda para o funcionamento da ligação;
- *Valor por defeito* — para permitir a não especificação dos parâmetros de QoS é também prevista a existência de um valor por defeito.

A negociação dos parâmetros de QoS é efectuada no processo de estabelecimento das ligações do serviço de rede, cujo inicio é marcado pela emissão da primitiva de serviço *N-CONNECT.request* pelo utilizador chamante (entidade da camada de transporte) em direcção ao fornecedor do serviço (camada de rede). Nesta primitiva são incluídos os valores *objectivo* e *mínimo aceitável* dos parâmetros de QoS sujeitos a negociação, estando previstas na norma três possibilidades de especificação destes valores:

- Valores *objectivo* e *mínimo aceitável* não especificados, cabendo ao utilizador chamado a selecção do valor de funcionamento (*valor seleccionado*, primitiva *N-CONNECT.response*), com base na informação que lhe é prestada pelo fornecedor do serviço (*valor disponível,* primitiva *N-CONNECT.indication*). Esta escolha pode ser efectuada com base no valor *por defeito* ;
- Especificação de ambos os valores (*objectivo* e *mínimo aceitável*) cabendo ao utilizador chamado a aceitação de um valor (*valor seleccionado,* primitiva *N-CONNECT.response)* no intervalo definido pelo v*alor mínimo aceitável* e pelo *valor disponível*, contidos na primitiva *N-CONNECT.indication,* e o mais próximo possível do *valor disponível.*

---

[161] Em termos absolutos corresponde ao máximo valor admitido para um parâmetro limitado superiormente (ex. atraso de trânsito) e ao mínimo valor admitido para um parâmetro limitado inferiormente (ex. débito).

Sempre que o *valor disponível* é inferior ao *valor mínimo aceitável* a ligação não é estabelecida;

- Especificação do *valor objectivo* e não especificação do *valor mínimo aceitável*, sendo a decisão sobre o estabelecimento ou não do serviço tomada pelo utilizador chamante, em função do *valor seleccionado* que lhe é entregue na primitiva *N-CONNECT.confirm.* No caso da não aceitação da ligação nas condições expressas nesta primitiva o utilizador chamante deverá emitir uma primitiva *N-DISCONNECT.request* para quebrar a ligação.

A Figura 5.1 ilustra o processo de negociação dos parâmetros de QoS no serviço CONS. As setas verticais representas os vários tipos de primitivas *N-CONNECT*, trocadas entre os utilizadores (chamante e chamado) e o fornecedor do serviço. O tipo de cada primitiva é indicado na figura e a ordem cronológica dos acontecimentos é a indicada pela numeração associada a cada primitiva. Junto de cada primitiva são ainda representados os valores (*objectivo, mínimo aceitável, disponível e seleccionado*) usados na negociação dos parâmetros de QoS.

Aos acontecimentos numerados da Figura 5.1 correspondem fases do processo de negociação dos parâmetros de QoS do serviço CONS. Podem ser identificadas três fases distintas: a *fase de identificação e reserva dos recursos* (iniciada em ◆ e terminada em ■), a *fase de selecção dos valores de QoS* (iniciada em ■ e terminada em ⋅) e a *fase de confirmação da reserva dos recursos* (iniciada em ⋅ e terminada em →).

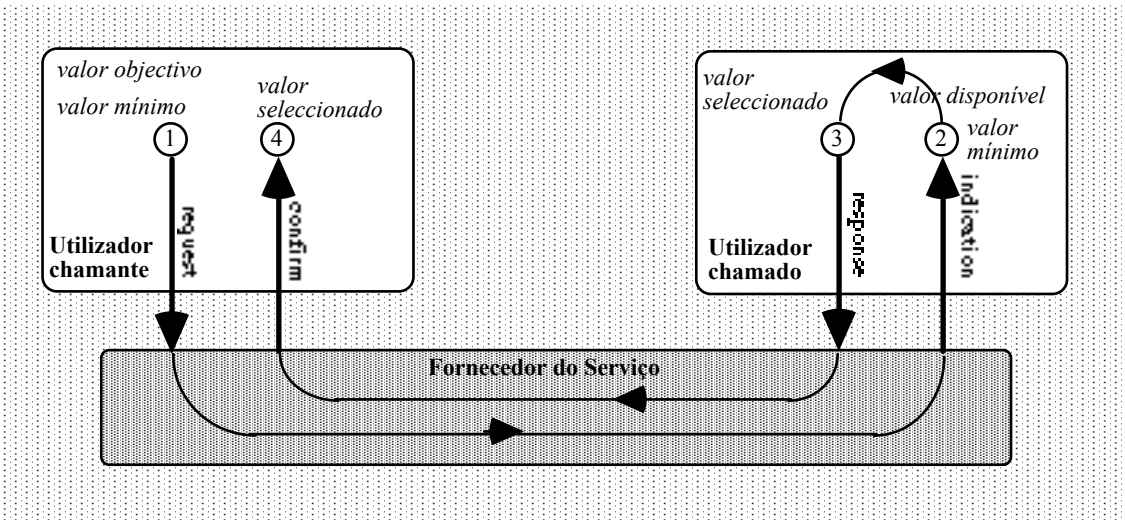

Figura 5.1 Negociação dos parâmetros de QoS no CONS.

Na *fase de identificação e reserva dos recursos* deve ser verificada a existência, ao longo do sistema de comunicação, dos recursos necessários ao suporte dos parâmetros de QoS especificados pelo utilizador chamante. Em cada um dos módulos do sistema de comunicação e, com base no *valor objectivo* e *valor mínimo* dos parâmetros de QoS, deve ser tomada uma das seguintes acções:

- Se não existirem no módulo recursos suficientes para o suporte do *valor mínimo* de algum dos parâmetros de QoS a ligação deve ser abortada, sendo enviada na direcção ao utilizador chamante, a notificação da impossibilidade de suporte do serviço solicitado;

- Se existirem no módulo recursos suficientes para o suporte do *valor objectivo* de todos os parâmetros de QoS deve ser efectuada a reserva condicional desses recursos, sendo os valores *objectivo* e *mínimo* enviados, sem alteração, ao módulo seguinte na direcção do utilizador chamado;

- Se não existirem no módulo recursos suficientes para o suporte do *valor objectivo* de alguns dos parâmetros de QoS mas os recursos forem superiores ou iguais aos necessários ao suporte do *valor mínimo* desses parâmetros, deverá ser efectuada a reserva condicional desses recursos e calculados os valores dos parâmetros de QoS correspondentes aos recursos existentes, que passaram a ser os novos valores *objectivo* desses parâmetros. Ao módulo seguinte, na direcção do utilizador chamado, deverão ser enviados os valores *mínimo* e os valores *objectivo* resultantes das modificações efectuadas.

A *fase de selecção dos valores de QoS* tem início quando o utilizador chamado recebe os valores *mínimo* e *disponível* dos parâmetros de QoS. O valor *disponível* dos parâmetros é determinado na fase anterior e corresponde ao *valor objectivo* resultante do último módulo do sistema de comunicação, no percurso entre os utilizadores chamante e chamado. Com base nos valores *mínimo* e *disponível* dos parâmetros de QoS e nas características do serviço a suportar, o utilizador chamado escolhe — na gama definida pelo valores *mínimo* e *disponível* — o valor *seleccionado* de cada um dos parâmetros de QoS. Em alternativa à aceitação da ligação e à selecção dos valores dos parâmetros de QoS, o utilizador chamado pode rejeitar a ligação.

A *fase de confirmação da reserva dos recursos* decorre após a fase de selecção dos valores de QoS descrita anteriormente. Nesta fase devem ser confirmadas, em todos os módulos do sistema de comunicação, as reservas efectuadas durante a fase de identificação e reserva dos recursos, sendo efectuados ajustes em função do valor *seleccionado* (determinado pelo utilizador chamante) para cada um dos parâmetros de QoS. No caso do *valor seleccionado* dos parâmetros de QoS ser inferior ao *valor objectivo* gerado pelo utilizador chamante, os ajustes efectuados nesta fase implicam normalmente a libertação de alguns recursos ao longo do sistema de comunicação. No caso de, na fase de selecção dos valores de QoS, a ligação não ter sido aceite pelo utilizador chamado, na fase de confirmação da reserva dos recursos deve ser efectuada a libertação de todos os recursos reservados.

A definição do CONS efectuada na norma ISO 8348 [ISO 93a] contêm ainda referências a parâmetros de qualidade de serviço que não são negociados ou acordados entre os utilizadores chamado e chamante, com intervenção do fornecedor do serviço de rede. Estão nestas circunstâncias, nomeadamente, os parâmetros relativos à fiabilidade das ligações e os parâmetros relativos à sua contabilização. Não sendo definidos procedimentos para a negociação e para o

suporte destes parâmetros em primitivas do serviço de rede e, na ligação de rede ao longo do sistema de comunicação, o seu significado é meramente local às terminações das ligações de rede, sendo utilizados para fins estatísticos e não como parâmetros de funcionamento do sistema de comunicação. Por não serem suportados nas ligações de rede, estes parâmetros não têm influência nos mecanismo de controlo de congestão dos *relays* RB e RC, pelo que não serão aqui considerados.

Na definição do CONS nada é referido sobre o tratamento dos parâmetros de QoS no interior do sistema de comunicação, sendo deixado ao cuidado da especificação dos protocolos para o suporte deste serviço. No caso dos *relays* RB, cujo módulo de comutação opera com base nos elementos do NILS[162], a norma ISO 10028 [ISO 93l] define a correspondência entre os elementos do CONS e os elementos do NILS e a norma ISO 10177 [ISO 92e] define o mapeamento do NILS em elementos do protocolo X.25[163]. No caso dos *relays* RC cujo módulo de comutação opera directamente sobre PDUs[164] do protocolo X.25, a norma ISO 8878 [ISO 92a] define o mapeamento dos elementos do CONS em PDUs do protocolo X.25.

Assim, tanto nos *relays* RB como nos *relays* RC, o transporte dos parâmetros de QoS ao longo do sistema de comunicação no percurso entre os utilizadores chamante e chamado do serviço de rede, é efectuado com base em PDUs do protocolo X.25. Concretamente, são utilizadas as seguintes *facilidades* do protocolo X.25 [ISO 93e]:

- *Basic throughput class negotiation* (B-TCN) — esta facilidade permite a especificação e a negociação da classe de débito pretendida para o circuito virtual X.25. São admitidos os seguintes valores discretos, em *bits* por segundo: 75, 150, 300, 600, 1200, 2400, 4800, 9600, 19200, 48000, 64000, 128000 e 192000. As classes de débito são independentes em cada um dos sentidos do tráfego. Conforme as circunstâncias, esta facilidade é usada para suportar a especificação dos valores *objectivo*, *disponível* e *seleccionado* do parâmetro *débito* do serviço de rede;

- *Basic minimum throughput class negotiation* (B-MTCN) — esta facilidade suporta a especificação do *valor mínimo aceitável* do parâmetro *débito* do serviço de rede. São admitidos valores discretos do conjunto dos valores de débito indicados para a facilidade *throughput class negotiation;*

---

[162] NILS é acrónimo de *Network Internal Layer Service* (serviço interno da camada de rede) abordado no Capítulo 2, Subsecção 2.2.4.

[163] Embora neste momento apenas esteja definido o suporte do NILS sobre o protocolo X.25, nada impede que não venha a ser definido o seu suporte sobre outro qualquer protocolo da camada de rede. Este facto consiste até numa das vantagens dos *relays* RB sobre os *relays* RC, discutidas no Capítulo 2, Subsecção 2.2.6.

[164] PDU é acrónimo de *Protocol Data Units* (unidades protocolares de dados) cujo significado foi discutido no Capítulo 2, Subsecção 2.2.1.

- *End-to-end transit delay negotiation* (EETDN) — esta facilidade permite a especificação dos valores *objectivo* e *mínimo aceitável*[165] do parâmetro *atraso de trânsito* do serviço de rede e possibilita a negociação deste parâmetro ao longo do sistema de comunicação com vista à obtenção do *valor disponível*. A negociação é suportada pela existência de um campo onde vão sendo acumulados os atrasos introduzidos em cada etapa da comunicação. A facilidade EETDN permite a especificação de valores entre 0 e 65534 milisegundos para o atraso de trânsito;

- *Transit delay selection and indication* (TDSAI) — esta facilidade permite a especificação do *valor objectivo* do parâmetro *atraso de transito* do serviço de rede e possibilita a negociação deste parâmetro ao longo do sistema de comunicação com vista à obtenção do *valor disponível* (não permite a especificação do *valor mínimo aceitável*). Pode ser usada em complemento ou alternativamente à facilidade EETDN;

- *Priority* — esta facilidade permite a especificação dos valores *objectivo* e *mínimo aceitável* para o grupo dos parâmetros de *prioridade — prioridade no estabelecimento, prioridade na manutenção* e *prioridade nos dados* — do serviço de rede. São admitidos valores de 0 a 14 para cada um dos sub-parâmetros, sendo 14 o valor de prioridade mais elevada e 0 o valor de prioridade mais baixa. Também é suportada por esta facilidade, a negociação do grupo de parâmetros ao longo do sistema de comunicação com vista à obtenção do *valor disponível* para cada um dos sub-parâmetros do grupo;

As facilidades descritas traduzem a visão que os *relays* RB e RC têm dos parâmetros de QoS *débito*, *atraso de trânsito* e *prioridade*, do serviço de rede em modo de ligação, permitindo o suporte destes parâmetros ao longo do sistema de comunicação, no percurso entre os utilizadores chamante e chamado. Relativamente ao parâmetro *protecção*, embora esteja prevista no protocolo X.25 uma facilidade para o seu suporte, não é definido nas normas ISO 8878 e ISO 10177 o mapeamento desta facilidade respectivamente nos elementos do CONS e do NILS, pelo que não é possível o seu suporte nos *relays* RB e RC.

5.1.2 Implicações da QoS do CONS no Plano dos Serviços

Como ficou dito no capítulo anterior (Subsecção 4.2.4), as funções de caracterização e estabelecimento dos serviços, (detalhadas nas primeiras linhas da Tabela 5.1) abrangem os aspectos do controlo da congestão relacionados com a caracterização global do sistema do ponto de vista da qualidade de serviço suportada, com a caracterização dos serviços de comunicação do ponto de vista das suas necessidades de tráfego e, com a tradução das necessidades dos serviços

---

[165] Que neste caso concreto é o valor máximo admitido para o atraso de trânsito, uma vez que a qualidade diminui com o aumento do atraso de trânsito.

num conjunto de descritores utilizados no estabelecimento dos serviços (pelos mecanismos de controlo do tráfego do *plano dos protocolo*) como indicadores dos limites de variação do tráfego.

No serviço de rede em modo de ligação (CONS) são definidas *ligações de rede* destinadas ao transporte da informação proveniente e com destino aos serviços de comunicação suportados, em cada instante, pelo sistema de comunicação. O mapeamento dos serviços de comunicação em ligações de rede pode não ser directo (*um-para-um*), sendo possível o suporte de vários serviços sobre a mesma ligação de rede (*multiplexagem*) ou o suporte de um único serviço por várias ligações de rede (*fraccionamento*[166]).

Na Figura 5.2 é ilustrada a correspondência entre serviços de comunicação e ligações de rede sendo representadas as situações de *um-para-um*, *multiplexagem* e *fraccionamento*[167].

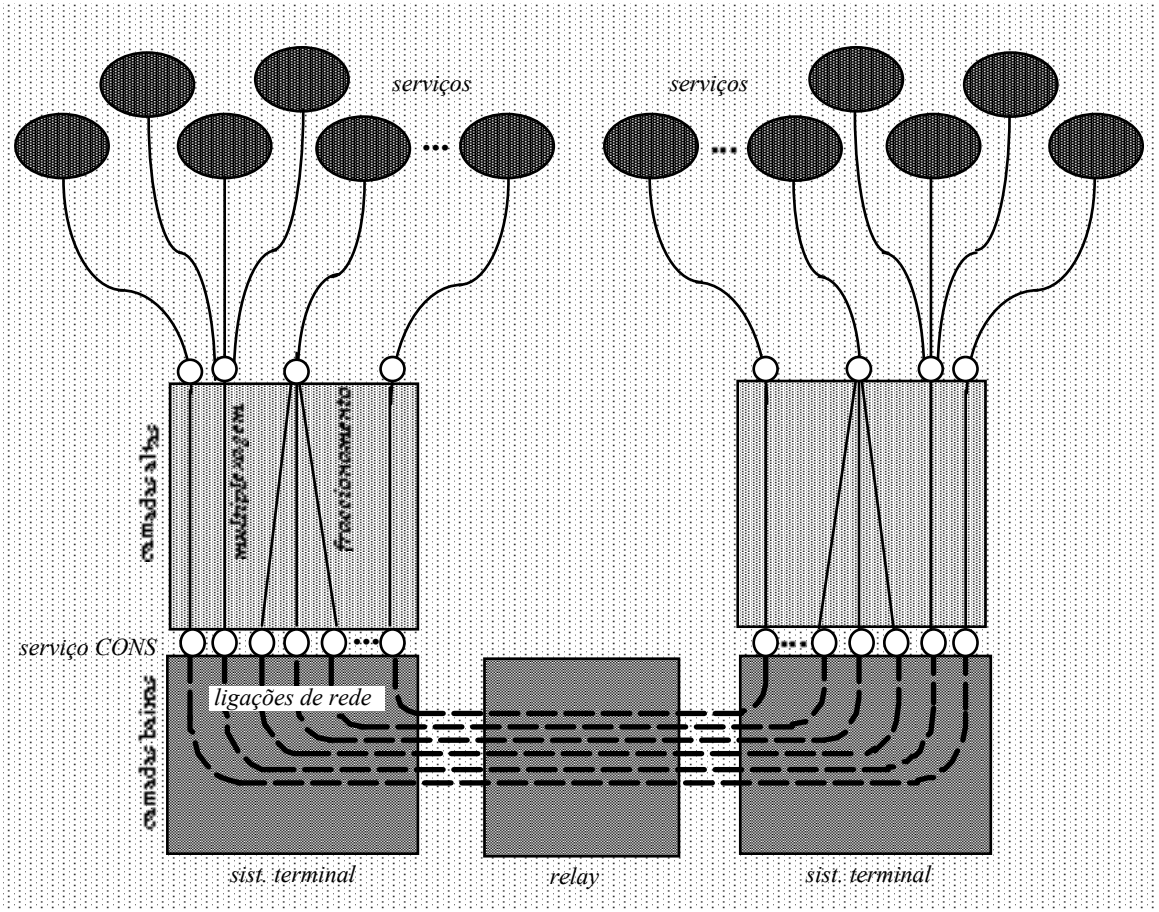

Figura 5.2 Relação entre os serviços de comunicação e as ligações de rede.

---

[166] Tradução do termo *splitting* usado na literatura anglo-saxónica.

[167] Adicionalmente à multiplexagem e fraccionamento entre serviços de comunicação e ligações de rede representadas na Figura 5.2, estas operações também podem ocorrer noutras locais da arquitectura protocolar dos sistemas terminais, sendo, por exemplo, vulgares na camada de transporte.

Na caracterização do sistema de comunicação do ponto de vista da qualidade de serviço suportada, bem como na caracterização das necessidades de QoS dos serviços e dos mecanismos necessários ao seu estabelecimento, é necessário ter em conta o efeito de três ordens de factores:

- Factores relativos aos elementos de QoS contidos no CONS — de que foi efectuado o levantamento na Subsecção anterior;
- Factores relativos aos elementos de QoS incluídos na camadas protocolares superiores — nomeadamente o suporte de novos parâmetros de QoS pelas camadas superiores e as *mais valias* (ou *menos valias*[168]) introduzidas por estas camadas nos parâmetros de QoS suportados pelo CONS;
- Factores relativos aos efeitos da multiplexagem e fraccionamento na camadas superiores — concretamente a determinação das características de QoS resultantes da agregação de várias ligações de rede para o suporte de um serviço de comunicação (fraccionamento do serviço em várias ligações) e a determinação das características de QoS necessárias à multiplexagem de vários serviços num único canal (ganho de multiplexagem, efeitos do tráfego combinado, etc.).

Dos três grupos identificados, apenas os factores relativos aos elementos de QoS contidos no CONS são relevantes para a caracterização da QoS do sistema e dos serviços, no caso concreto dos *relays* RB e RC. Como foi já salientado acima, os *relays* RB e RC são elementos de comunicação de uso genérico, pelo que, na definição dos seus mecanismos de controlo de congestão não devem ser assumidas configurações particulares das camadas superiores, ou caracterizações de serviços que ultrapassem a definição das ligações de rede do serviço CONS.

O efeito, na caracterização da QoS dos sistema de comunicação e dos serviços suportados, dos factores referentes às camadas superiores e às operações de multiplexagem e fraccionamento que eventualmente tenham lugar, deverão ser analisados caso-a-caso, nas situações concretas em que esteja prevista a utilização dos *relays* RB ou RC, no suporte do CONS e na construção de sistemas de comunicação.

5.1.2.1 Caracterização da QoS do Sistema

A caracterização da QoS dos sistema de comunicação consiste na definição do conjunto P_{QoS} dos parâmetros de QoS suportados pelo sistema de comunicação, incluindo o significado físico de cada parâmetro, as suas unidades, os limites de variação suportados e o seu carácter *cumulativo* ou *não-cumulativo* (conforme definições 4.4 e 4.5, do Capítulo 4, Subsecção 4.1.4).

---

[168] Por exemplo, no que toca ao *débito* será normal que as camadas superiores introduzam uma *menos-valia* já que é necessária a transmissão de informação de controlo em todas as camadas protocolares (PCI — *protocol control information*).

No caso concreto dos sistemas de comunicação baseados no CONS o conjunto P_{QoS} é caracterizado na Tabela 5.2. O parâmetro *atraso de trânsito* tem carácter cumulativo dado que a sua degradação extremo-a-extremo é determinada pela soma das degradações parcelares. Os restantes parâmetros são não-cumulativos dado que o seu valor extremo-a-extremo é imposto pelo módulo com menos capacidade. Concretamente, no caso dos parâmetro de prioridade, o valor destes parâmetros extremo-a-extremo, corresponde ao menor valor garantidos nos módulos que compõem o sistema de comunicação[169].

Parâmetro	Nome	Significado físico	Unidades	Limites	Classificação
q_1	Débito	*débito binário liquido na transferência da informação entre os dois extremos da ligação de rede*	bps	75 a 192000	não-cumulativo
q_2	Atraso de trânsito	*tempo entre a transmissão de um bloco de informação num dos extremos da ligação de rede e a sua recepção no outro extremo*	ms	0 a 65534	cumulativo
q_3	Prioridade no estabelecimento	*ordem pela qual as ligações devem ser estabelecidas, na falta de recursos*	sem unidades	0 a 14	não-cumulativo
q_4	Prioridade na manutenção	*ordem pela qual as ligações devem ser mantidas, na falta de recursos*	sem unidades	0 a 14	não-cumulativo
q_5	Prioridade nos dados	*ordem em que as ligações devem ser degradadas nos parâmetros de QoS*	sem unidades	0 a 14	não-cumulativo

Tabela 5.2 Conjunto P_{QoS} do sistema de comunicação.

Como foi referido acima, o conjunto P_{QoS} dos parâmetro de QoS do sistema de comunicação só ficará completamente definido quando forem considerados os efeitos das camadas superiores e das eventuais operações de multiplexagem e fraccionamento. Os parâmetros apresentados são garantidos pelo serviço de rede em modo de ligação e têm que ser suportados nos sistemas terminais (nos extremos das ligações de rede) e nos sistemas intermediários ao longo do percurso no sistema de comunicação.

5.1.2.2 Caracterização dos Serviços

Os mecanismos de caracterização dos serviços têm como objectivo a especificação da matriz de QoS M_{QoS} de cada serviço, com base no conjunto P_{QoS} dos parâmetros de QoS suportados pelo sistema de comunicação. A matriz de QoS de um serviço define os *intervalos de variação normal* e os *limiares de funcionamento degradado* de cada parâmetro necessário a esse serviço (conforme discussão efectuada no Capítulo 4, Subsecção 4.1.3).

A completa caracterização dos serviços de comunicação do ponto de vista das suas necessidades de QoS só é possível ser efectuada, na presença dos serviços de comunicação a suportar e com o conhecimento do conjunto completo dos parâmetros de QoS dos sistema de

[169] O processo de negociação da facilidade *priority* (descrito na secção anterior) do protocolo X.25, usada para suportar este parâmetro do CONS, também reflecte este facto.

comunicação. Conhecendo apenas os elementos de QoS disponíveis no CONS é possível a caracterização das ligações do serviço de rede, entre os sistemas terminais hospedeiros dos serviços de comunicação utilizadores dessas ligações, dos ponto de vista dos parâmetros de QoS suportados e das variações admitidas para cada um dos parâmetros.

Os elementos de QoS disponíveis ao nível do CONS e suportados por elementos protocolares das camadas inferiores ao longo dos sistema de comunicação, permitem o estabelecimento de ligações de rede com a garantia de *valores médios* e *limites de qualidade mínimos*, para os parâmetros de *débito* e de *atraso de trânsito*. Os processos de admissão e de interrupção (ou degradação) das ligações de rede são controlados por parâmetros de *prioridade*, sendo também possível a especificação e o suporte de valores médios e de mínimos para estes parâmetros. Nas situações em que o serviço de rede CONS for suportado por um sistema de comunicação que integre sistemas intermediários (concretamente *relays* RB ou RC) é necessária a garantia adicional de que as funções de comutação destes sistemas intermediários colaboram no suporte dos valores de QoS estabelecidos, extremo-a-extremo, para as ligações de rede.

Considerando apenas os parâmetros disponíveis na QoS do CONS, identificados na Tabela 5.2 e os limiares e limites de variação que lhes podem ser impostos e garantidos por este serviço, é possível caracterizar a matriz de QoS de um serviço de comunicação genérico, conforme a Expressão 5.1.

$$M_{QoS}(s_i) = \begin{bmatrix} \textit{débito} & \textit{lim. mín. de débito} & +\infty & +\infty \\ -\infty & -\infty & \textit{atraso} & \textit{lim. máx. de atraso} \\ \textit{pri. estab.} & \textit{lim. mín. de pri. estab.} & +\infty & +\infty \\ \textit{pri. manut.} & \textit{lim. mín. de pri. manut.} & +\infty & +\infty \\ \textit{pri. dados} & \textit{lim. mín. de pri. dados} & +\infty & +\infty \end{bmatrix} \tag{5.1}$$

De acordo com o que ficou definido na Subsecção 4.1.3, a primeira coluna da matriz são indicados os limites inferiores da gama de funcionamento normal. Na segunda coluna são indicados os limiares mínimos de funcionamento em modo de degradação de qualidade (subtraídos aos limites mínimos, delimitam a zona inferior de funcionamento em modo degradado). Na terceira coluna são mostrados os limites superiores da gama de funcionamento normal. Finalmente, na quarta coluna, são apresentados os limiares máximos de funcionamento em modo degradado (somados aos limites máximos, definem a zona superior de funcionamento em modo degradado).

Para a completa caracterização de um serviço é necessário, para além da concretização os limites e limiares de cada parâmetro, a adição à, matriz da Expressão 5.1, do efeito das camadas superiores e das operações de multiplexagem e fraccionamento dos serviços em ligações de rede.

5.1.2.3 Estabelecimento dos Serviços

Os mecanismos de estabelecimento dos serviços são responsáveis, entre outras acções, pela solicitação ao plano dos protocolos — através do envio da matriz de QoS — dos meios de

comunicação necessários ao serviço e pela verificação extremo-a-extremo da existência de condições para o seu suporte.

Ao nível do CONS, os mecanismos de estabelecimento dos serviços, repercutem a sua acções no processo de negociação dos parâmetros de QoS das ligações de rede, discutidos na Subsecção anterior e ilustrado na Figura 5.2. Neste processo e para cada parâmetro, são fixados dois valores: o *valor mínimo* de qualidade admitido e o *valor seleccionado* para o funcionamento. Na adaptação destes valores à métrica de QoS definida no capítulo anterior (Subsecção 4.1.3) consideram-se as seguintes correspondências:

- O *valor seleccionado* para funcionamento pelo processo de negociação, corresponde ao *limite inferior* dos parâmetros débito e prioridades e, ao *limite superior* do atraso, da zona de funcionamento normal, a que corresponde um *índice de desvio* nulo, de acordo com a expressão da Definição 4.2;

- O *valor mínimo* de qualidade estabelecido pelo utilizador chamante do serviço de rede, corresponde ao *limiar mínimo* absoluto dos parâmetros débito e prioridades e, ao *limiar máximo* absoluto do atraso, da zona de funcionamento em regime degradado, a que corresponde um *índice de desvio* calculado de acordo com a expressão da Definição 4.2.

Como na expressão da Definição 4.2, os limiares mínimo e máximo são *relativos* aos limites inferior e superior, é necessária conversão dos valores limiares absolutos resultantes dó processo de negociação, nestes valores relativos. A conversão é efectuada subtraindo o *limiar mínimo absoluto* ao *valor seleccionado,* no caso dos parâmetros débito e de prioridade e, subtraindo o *valor seleccionado* ao *limiar máximo absoluto*, no caso do parâmetro de débito.

A Figura 5.3 ilustra as curvas dos *índices de desvio* dos parâmetros de QoS do CONS. São ilustrados os parâmetros de débito, atraso de trânsito e um dos parâmetros de prioridade (indistintamente).

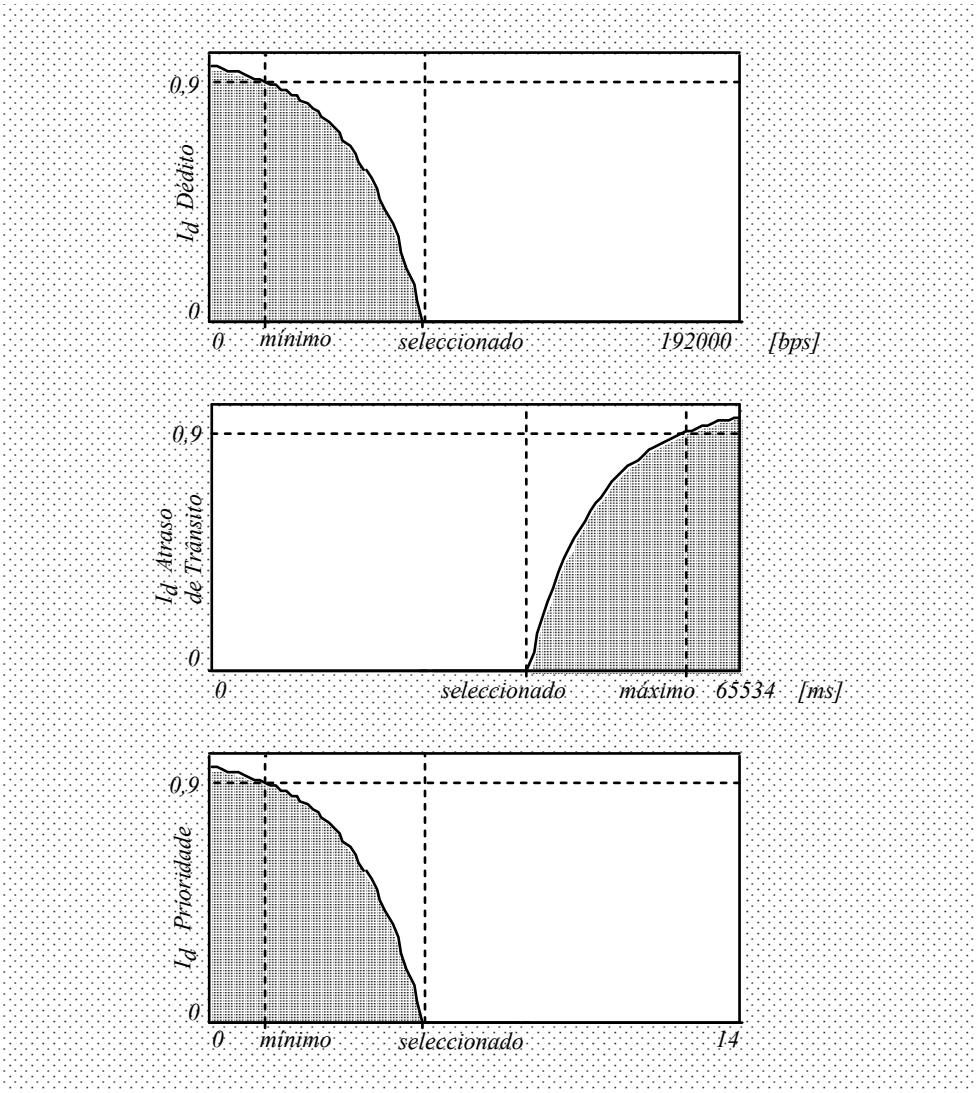

Figura 5.3 *Índices de desvio* dos parâmetros de QoS do CONS.

Na Figura 5.3 os valores $+\infty$ e $-\infty$ definidos em termos teóricos para a variação dos valores dos parâmetros de QoS, são substituídos pelos limites reais admitidos para o caso concreto dos parâmetros do CONS.

O estudo do efeito dos mecanismos de caracterização e estabelecimento dos serviços, estudados nesta secção, no *plano dos protocolos* dos *relays* RB e RC, será efectuado mais adiante, aquando da caracterização dos mecanismos de verificação da matriz de QoS daquele plano (Subsecção 5.3.2).

5.2 PLANO DOS RECURSOS

No *plano dos recursos* da arquitectura de controlo de congestão — caracterizado na Subsecção 4.2.5, do capítulo anterior — são incluídos todos os aspectos do controlo da congestão relacionados com os recursos do sistema de comunicação. Concretamente, são aqui localizadas as

funções relativas ao planeamento, à gestão e à monitorização dos recursos. Os mecanismos de controlo da congestão deste plano estão normalmente embutidos ou associadas às funções de gestão dos sistemas de comunicação, localizadas, segundo o modelo de referência OSI para a gestão de sistemas de comunicação [ISO 89d], paralelamente aos mecanismos protocolares.

Na Tabela 5.3 são resumidas as principais características do plano dos recursos, sendo enumeradas as suas funções principais, os mecanismos para a sua implementação e as escalas de actuação destes mecanismos.

Funções	**Mecanismos**	**Escalas tempo**
Planeamento e criação de recursos	Planeamento e instalação de recursos	longo prazo
	Configuração de recursos	médio prazo
Gestão dos recursos	Cálculo dos recursos necessários	tempo de serviço
	Reserva dos recursos	tempo de serviço, tempo de impulso
	Controlo dos recursos	tempo de transmissão, tempo de ida-e-volta
Monitorização dos recursos	Monitorização e contabilização dos recursos	tempo de transmissão

Tabela 5.3 Resumo das funções do plano dos recursos.

Os recursos de comunicação podem ser identificados e caracterizados nos diferentes graus de detalhe de que a análise de um sistema de comunicação pode ser passível. De uma primeira análise macroscópica resulta normalmente a identificação dos sistemas terminais e a caracterização do interior do sistema de comunicação como conjunto indiscriminado de equipamentos e circuitos de comunicação[170]. De uma análise posterior resulta normalmente a caracterização do vários módulos que compõem o interior do sistema de comunicação, com a identificação dos sistemas intermediários e dos circuitos de comunicação que os interligam. Este grau de detalhe é normalmente usado pelas funções de planeamento e instalação de recursos descritas na Tabela 5.3. Descendo ao detalhe de um dos módulos do sistema de comunicação, podem ser identificados os seus recursos interiores como o espaço de armazenamento, a capacidade de processamento e a largura de banda disponível.

Nos sistemas de comunicação baseados no *armazenamento e retransmissão* de pacotes de informação, os recursos de armazenamento desempenham um papel fundamental, condicionando o número máximo de utilizadores suportados e a qualidade do serviço fornecido a cada um deles. O espaço de armazenamento é normalmente gerido em blocos de pequena dimensão (*buffers*) onde são armazenados os pacotes de informação, podendo cada pacote ocupar um ou mais blocos de armazenamento. A quantidade de blocos de armazenamento consumidos por um utilizador (por cada *ligação* nos ambientes baseados neste modo de funcionamento), nos sistemas ao longo do percurso da informação, tem uma influência directa no parâmetro de QoS *atraso de trânsito*,

[170] Normalmente representado na literatura técnica sob a forma de uma "nuvem" opaca em que são "pendurados" os sistemas terminais.

estando o controlo deste parâmetro, intimamente ligado com as funções de gestão do espaço de armazenamento.

A capacidade de processamento condiciona a velocidade de comutação da informação entre os canais de comunicação dos sistemas intermediários e, entre os serviços de comunicação e o transmissor ou receptor dos sistemas terminais. Este recurso é particularmente importante nos sistemas de comunicação de banda larga, com múltiplos circuitos de comunicação, em os tempos de transmissão e recepção são muito pequenos, inferiores ou da mesma ordem de grandeza do tempo necessário ao processamento dos pacotes. Nestes casos é necessário o recurso a técnicas especiais de gestão do processamento[171] de forma a ser evitado o aumento do tempo de trânsito dos pacotes, por indisponibilidade de processador.

Quando a capacidade de processamento é elevada, comparada com os tempos de recepção ou transmissão dos pacotes e o número de circuitos de comunicação servidos por cada processador é reduzido, o efeito deste recurso deixa de constituir uma limitação no sistema de comunicação. De uma forma geral pode dizer-se que, quando o tempo necessário ao processamento de um pacote é inferior, em pelo menos uma ordem de grandeza, ao tempo necessário para o receber (ou transmitir), a capacidade de processamento não constitui limitação ao funcionamento do sistema de comunicação[172].

A largura de banda disponível reflecte no interior de um módulo de comunicação, a capacidade dos circuitos de interligação disponíveis nesse módulo. É um recurso de *entrada/saída*, embora, por uma questão de simplificação, seja normalmente classificado como recurso interno dos sistemas de comunicação [Hui 88, Lazar 91, Cheng 94]. Os recursos de largura de banda são caracterizados pelo seu *destino* (sistema a que se destina o circuito) e pela sua *capacidade*. A capacidade que pode ser fixa ou variável, possível de determinar com exactidão ou apenas conhecida em termos estatísticos.

No caso concreto dos *relays* RB e RC e, no âmbito do plano dos recursos, serão estudados mecanismos de gestão e monitorização da *largura de banda* e do *espaço de armazenamento*. Pelas razões discutidas acima e também pelo facto de estarem intimamente ligadas à arquitectura do sistema informático de suporte aos *relays*, as funções de gestão da *capacidade de processamento* não serão abordadas nesta secção, sendo relegadas para a fase de implementação.

A abordagem das funções relacionadas com os vários aspectos do plano de recursos (resumidas na Tabela 5.3), serão efectuada de forma integrada para cada um dos recursos acima identificados.

---

[171] Utilização de multiprocessamento, processamento em *hardware* dedicado, etc.

[172] Há, no entanto, que ter em conta o efeito no processador dos restantes processos residentes no módulo de comunicação, nomeadamente dos processos de encaminhamento e, dos próprios processos dos utilizadores, no caso dos sistemas terminais e da não implementação das comunicações em *hardware* dedicado.

5.2.1 Gestão da Largura de Banda

Nos *relays* RB e RC e no geral, em todos os sistemas intermediários, as funções de gestão da largura de banda lidam com alguma diversidade no que toca às características técnicas das sub-redes envolvidas no sistema de comunicação.

A identificação das tecnologias de sub-rede, presentes nos cenários de utilização de *relays* RB e RC (ilustrados no Capítulo 2, Figura 2.3), pode ser efectuada partindo da análise da taxonomia ISO para a classificação de sub-redes — contida no relatório técnico 10000 da ISO [ISO 90e] e descrita na Tabela 2.7 do Capítulo 2 — e acrescentando à panóplia proposta no documento ISO, as várias tecnologias de redes locais, de redes metropolitanas e de redes âmbito alargado (WAN) surgidas nos ultimamente[173].

Na Tabela 5.4 são enumeradas as tecnologias de sub-rede identificadas a partir da taxonomia ISO e do levantamento das propostas mais recentes. Em cada uma das tecnologias são analisadas as variantes funcionais eventualmente existentes, com implicações nos recursos de largura de banda.

Na Tabela 5.4, para cada uma das tecnologias (ou variante) enumeradas, é efectuada a caracterização dos recursos de largura de banda em quatro aspectos distintos:

- *Meio de comunicação* — na caracterização deste aspecto considera-se um cenário hipotético de utilização de cada uma das tecnologias para a interligação de um *relay* RB (ou RC) com outro *relay* ou com um sistema terminal. Se o meio de comunicação disponibilizado for obrigatoriamente atribuído na sua totalidade a essa ligação considera-se *dedicado* se, caso contrário, existir a possibilidade de ele servir outras ligações, considera-se *partilhado*[174];

- *Tipo de largura de banda* — este aspecto caracteriza, quanto à possibilidade de variação, a largura de banda do meio de comunicação posto à disposição por cada uma das tecnologias;

- *Variação da largura de banda* — este aspecto caracteriza, quanto à forma de variação, a largura de banda disponibilizada por cada uma das tecnologias. A variação da largura de banda entre os valores *máximo* e *mínimo*, pode ser realizada de forma *discreta* ou de forma *contínua*;

- *Garantia de largura de banda* — este aspecto caracteriza a tecnologia de sub-rede quanto à possibilidade de garantia de limites de variação para a largura de banda.

---

[173] Ainda não integradas na taxonomia ISO para a classificação de sub-redes devido à morosidade do processo de revisão de documentos na ISO.

[174] O caso de classificação mais duvidosa é o das sub-redes PSDN. Embora neste tipo de sub-redes o acesso físico seja normalmente dedicado, os meios de comunicação internos (entre DCEs) são partilhados.

Tecnologia de sub-rede	**Meio de comuni-cação**	**Tipo de larg. de banda**	**Variação larg. de banda**	**Garantia larg. de banda**	**Comentário**
Redes de dados de comutação por pacotes (PSDN)	partilhado	variável	contínua	não	sem suporte de QoS
	partilhado	variável	contínua	sim	com suporte de QoS
Redes de comutação de quadros (*Frame-Relay*)	partilhado	variável	contínua	sim	garante a CIR (*commited information rate*)
Redes digitais comutadas (CSDN)	dedicado	fixa	sem	sim	sem agregação de circuitos
	dedicado	variável	discreta	sim	com agregação de circuitos
Circuitos digitais de dados (ponto-a-ponto)	dedicado	fixa	sem	sim	
Redes telefónicas analógicas (PSTN)	dedicado	fixa	sem	sim	sem agregação de circuitos
	dedicado	variável	discreta	sim	com agregação de circuitos
Circuitos telefónicos analógicos (ponto-a-ponto)	dedicado	fixa	sem	sim	
Redes digitais com integração de serviços (ISDN)	dedicado	fixa	sem	sim	sem agregação de circuitos
	dedicado	variável	discreta	sim	com agregação de circuitos
Redes de banda larga com integração de serviços (ATM)	partilhado	fixa	sem	sim	serviço CBR
	partilhado	variável	contínua	sim	serviço VBR
	partilhado	variável	contínua	não	serviço ABR
Redes locais (LANs) — *Token Ring e Bus,* CSMA/CD, FDDI	partilhado	variável	contínua	não	excepto as LANs comutadas (ex.: *switched ethernet*)
Redes metropolitanas (MANs)— DQDB	partilhado	variável	discreta	não	funcionamento normal (banda = b. total / nº estaç.)
	partilhado	fixa	sem	sim	funcionamento com reserva de *slots*

Tabela 5.4 Caracterização da largura de banda das sub-redes.

A caracterização dos recursos de largura de banda efectuada na Tabela 5.4 pode ser traduzida numa estrutura de dados de suporte aos mecanismos de gestão destes recursos. Na estrutura de dados de um módulo de comunicação (sistema terminal ou intermediário) deverão ser caracterizados todos os recursos de largura de banda disponíveis quanto ao tipo e à forma de variação e, quanto à possibilidade de garantia de limites de variação. Deverão também ser incluídos na estrutura os elementos necessários à actuação dos mecanismos de reserva de largura de banda.

No Programa 5.1 são apresentadas as estruturas de dados necessárias à caracterização e gestão dos recursos de largura de banda das sub-redes de um módulo de um sistema de

comunicação[175]. As estruturas de dados propostas são genéricas, podendo ser aplicadas ao caso concreto dos *relays* RB e RC ou à gestão dos recursos de largura de banda de qualquer sistema de comunicação suportado nas tecnologias de sub-rede enumeradas na Tabela 5.4.

```
const {constantes}
        máx_sub_redes = XX ; {número máximo de sub-redes suportadas no sistema}

tipo    {tipos de dados}
        descrição_sub_rede = ficha {descrição de uma sub-rede}
                meio_comunicação: (partilhado, dedicado);
                garantia_largura_banda: booleano;
                tipo_largura_banda: (fixa, variável);
                factor_resv_lb: real;                   {factor de regulação da reserva de l. b.}
                débito_livre: inteiro;              {débito não afectado a ligações activas}
                débito_máximo: inteiro;                 {débito máximo suportado pela sub-rede}
                débito_mínimo: inteiro;                 {débito mínimo suportado pela sub-rede}
                caso variação_largura_banda: (contínua, aritmética, geométrica, irregular) seja
                        contínua:       ( );
                        aritmética:     ( espaçamento: inteiro );       {espaçamento aritmético}
                        geométrica:     ( factor: real );               {factor de progressão geométrica}
                        irregular:      ( valores: (val_mín, val_2, ...., val_máx) ); {valores discretos}
                fimcaso;
                ...             {outras variáveis necessárias a cada sub-rede}
        fimficha;

var     {variáveis}
        {descrição dos recursos de largura de banda de um módulo do sistema de comunicação}
        recursos_largura_banda: tabela [1 .. máx_sub_redes] de descrição_sub_rede;
```

Programa 5.1 Estruturas de gestão dos recursos de largura de banda.

A ficha de descrição e gestão das sub-redes (descrição_sub_rede) apresentada no Programa 5.1 contém campos destinados às seguintes funções:

- Caracterização genérica das sub-redes, correspondentes às colunas da Tabela 5.4 (meio_comunicação, garantia_largura_banda, tipo_largura_banda e variação_largura_banda);
- Identificação dos valores da largura de banda disponível — medida em termos de débito — em cada caso concreto (débito_mínimo e débito_máximo);
- Reserva de largura de banda (débito_livre e factor_resv_lb);
- Caracterização da forma de variação da largura de banda (espaçamento no caso de variação aritmética, factor no caso de variação geométrica e val_mín, val_2, ..., val_máx no caso de variação discreta irregular).

---

[175] Na representação de algoritmos e estruturas de dados é usada *pseudo-linguagem* em português, semelhante à linguagem de programação Pascal.

A estrutura descrição_sub_rede descrita no Programa 5.1 pode ainda conter outras variáveis ou sub-estruturas de dados que venham a revelar-se necessárias para a gestão dos recursos de armazenamento (descritas na próxima Subsecção) ou para os mecanismos a incluir no planos dos protocolos (descritas na próxima secção).

A utilidade de cada um dos campos das estruturas de dados apresentadas no Programa 5.1 será esclarecida na descrição dos vários mecanismos e algoritmos de gestão da largura de banda dos *relays* RB e RC, que irá ser efectuada a seguir.

5.2.1.1 Planeamento e Instalação de Recursos de Largura de Banda

As funções de planeamento dos recursos de largura de banda recorrem a mecanismos de alto-nível que actuam a longo prazo, motivados pela necessidade de adaptar o sistema de comunicação às características e volume de serviços suportados, motivados pela adaptação a alterações nas tecnologias de comunicação, ou motivados por factores de ordem económica. No planeamento dos recursos de largura de banda podem ser usados dados recolhidos pelas funções de monitorização dos recursos de largura de banda instalados, obtidas através da *gestão do sistema* de comunicação.

No caso concreto dos *relays* RB e RC, sempre que as funções de planeamento determinem a necessidade de instalação ou remoção de recursos de largura de banda é necessário reflectir essa acção nas estruturas de dados apresentadas no Programa 5.1. A instalação de uma nova sub-rede implica a inicialização de uma entrada da tabela recursos_largura_banda com o preenchimento dos campos de caracterização da sub-rede (meio_comunicação, garantia_largura_banda, tipo_largura_banda, variação_largura_banda), dos campos destinados à identificação dos valores da largura de banda disponível (débito_mínimo e débito_máximo) e, no caso de sub-redes com largura de banda variável e discreta, dos campos destinados à caracterização da forma de variação da largura de banda (espaçamento e factor ou val_mín, val_2, ..., val_máx, no caso de variação discreta irregular). A remoção de uma sub-rede implica a anulação da entrada correspondente na tabela recursos_largura_banda, seguida do reordenamento das entradas.

5.2.1.2 Configuração dos Recursos de Largura de Banda

Os mecanismos de configuração dos recursos de largura de banda possibilitam a adaptação do sistema de comunicação às variações nas características e volume dos serviços a suportar e aos recursos disponíveis. Podem actuar de forma automática e dinâmica, em função dos recursos disponíveis e dos serviços a suportar em cada instante, ou de forma estática, por intervenção humana, nas alturas em que seja necessário modificar a configuração do sistema.

No caso concreto dos *relays* RB e RC os mecanismos *estáticos* de configuração de recursos de largura de banda confundem-se com os as acções resultantes das funções de planeamento e instalação de recursos descritas anteriormente. Sempre que tiverem lugar, por

intervenção humana alteração estáticas dos recursos de largura de banda, é necessário proceder às correspondentes alterações na tabela recursos_largura_banda.

A configuração *dinâmica* dos recursos de largura de banda, nos *relays* RB e RC é sobretudo necessária no caso das sub-redes com possibilidades de variação dinâmica (contínua ou discreta) da largura de banda disponível. Neste tipo de sub-redes os processos de estabelecimento (e quebra) de ligações têm que ser acompanhados, no plano dos recursos, por mecanismos que encarreguem de pôr (e retirar) em funcionamento os recursos de largura de banda necessários ao suporte das ligações[176]. A integração destes mecanismos nas fases de estabelecimento e quebra das ligações é ilustrada, respectivamente, no Programa 5.2 e Programa 5.3 apresentados mais adiante.

5.2.1.3 Cálculo e Reserva da Largura de Banda Necessária

Nos sistemas de comunicação baseados no serviço de rede em modo de ligação (CONS), o processo de negociação dos parâmetros de QoS, efectuado, no plano dos protocolos, em cada etapa do sistema de comunicação, têm que ser suportado, no plano dos recursos, por mecanismos de cálculo e reserva dos recursos necessários ao suporte dos parâmetros de QoS. Os mecanismos de cálculo e reserva dos recursos de largura de banda actuam a partir das indicações recebidas das *funções de controlo de aceitação dos serviços*, do plano dos protocolos e são responsáveis pela determinação e reserva da largura de banda necessária em cada um dos módulos do sistema de comunicação no percurso da ligação em estabelecimento.

O processo de negociação dos parâmetros de QoS do CONS associado ao estabelecimento das ligações (descrito na Subsecção 5.1.1 e ilustrado na Figura 5.1) é efectuado em três fases: *identificação e reserva dos recursos, selecção dos valores de QoS* e, *confirmação da reserva dos recursos*. A segunda fase decorre apenas nos sistemas terminais, pelo que, das três fase enumeradas, apenas a primeira e a terceira têm implicações nos mecanismos de cálculo e reserva da largura de banda dos *relays* RB e RC.

Assim, na fase de *identificação e reserva dos recursos*, as funções de controlo de aceitação dos serviços, do plano dos protocolos (responsáveis pelo processo de negociação dos parâmetros de QoS), fazem chegar às funções de gestão dos recursos de largura de banda, a indicação do *valor objectivo* e *valor mínimo* do débito pretendido para a ligação em estabelecimento. Com base nestes valores, o cálculo e reserva da largura de banda necessária à ligação é efectuado pelo algoritmo do Programa 5.2, que actua sobre as estruturas de dados descritas no Programa 5.1.

---

[176] No caso das sub-redes de tecnologia ISDN, por exemplo, são necessários mecanismos que controlem dinamicamente o número de ligações ISDN activas em função da largura de banda necessária, em cada instante, às ligações do serviço de rede.

```
algoritmo resv_lb (
        sub_rede: inteiro;                                  {sub-rede onde vai ser efectuada a reserva}
        débito_cativo: inteiro;                             {débito cativado no plano dos protocolos}
        débito_mín, var débito_obj: inteiro;                {parâmetros qos de débito}
        var possível: booleano)                             {sucesso do processo de reserva}

var     {variáveis locais}
        reserva: inteiro;

início
        com recursos_largura_banda [sub_rede] faz
                se (débito_livre + débito_cativo) < débito_mín então
                        possível <- falso
                senão
                        reserva <- arredonda (débito_mín + (débito_obj - débito_mín) * factor_resv_lb);
                        se (débito_livre + débito_cativo) >= reserva então
                                débito_livre <- débito_livre - (reserva - débito_cativo)
                        senão           {não é possível reservar recursos para o valor objectivo}
                                débito_livre <- 0;
                                débito_obj <- arredonda(débito_mín +((débito_livre + débito_cativo) -
                                                        débito_mín ) / factor_resv_lb);
                        fimse;
                        possível <- verdade;
                        se tipo_largura_banda = variável então
                                "activa mecanismos de reconfiguração dinâmica da largura de banda"
                        fimse;
                fimse
        fimcom
fim
```

Programa 5.2 Algoritmo de cálculo e reserva de largura de banda.

Na fase de *confirmação da reserva dos recursos*, as funções de controlo de aceitação dos serviços, do plano dos protocolos, fazem chegar às funções de gestão dos recursos de largura de banda, a indicação do *valor seleccionado* do débito para a ligação em estabelecimento. Com base neste valor deve ser efectuado, no plano dos recursos, o ajuste da reserva da largura de banda afectada à ligação na fase de *identificação e reserva dos recurso.* O algoritmo de confirmação dos recursos, apresentado no Programa 5.3, faz o ajuste da largura de banda reservada, libertando a largura de banda em excesso, no caso de o *valor seleccionado* ser inferior ao *valor objectivo*.

Quando as ligações de rede são quebradas por iniciativa de um dos utilizadores do serviço, ou por anomalia no sistema de comunicação e nas situações em que, durante a fase de *confirmação da reserva dos recursos* a ligação é quebrada pelo utilizador chamado ou, a fase de *identificação e reserva dos recursos* é interrompida por insuficiência de recursos num dos módulos envolvidos no suporte da ligação, é necessário proceder à libertação da largura de banda reservada, em todos os módulos que tenham cumprido com sucesso a fase de *identificação e reserva dos recursos* ou a fase *confirmação da reserva dos recursos*. O algoritmo de libertação da largura de banda tem uma estrutura semelhante (embora tenha uma função inversa) ao algoritmo de reserva de largura de banda, razão pela qual não será aqui descrito.

No estabelecimento de uma ligação do serviço de rede através de um *relay* RB ou RC, os algoritmos descritos no Programa 5.2, Programa 5.3 e o algoritmo de libertação de recursos de largura de banda, são sempre executados por duas vezes, uma vez por cada umas das sub-redes interligadas pelo *relay*, actuando de cada vez, sobre a respectiva entrada da tabela dos recursos de largura de banda, identificada pelo parâmetro sub_rede de entrada dos algoritmos.

A variável débito_cativo incluída nos parâmetros de entrada do algoritmo do Programa 5.2 permite a contabilização de recursos cativados, no plano dos protocolos, a ligações de menor prioridade que serão afectados à ligação em estabelecimento se este processo for bem sucedido. O processo de atribuição de um valor a esta variável é da responsabilidade dos mecanismos de controlo da aceitação dos serviços, do plano dos protocolos, descritos na Subsecção 5.3.2.

```
algoritmo confirmação_lb (
        sub_rede: inteiro;                          {sub-rede onde vai ser confirmada a reserva}
        débito_obj, débito_selecc: inteiro)                          {parâmetros qos de débito}

var     {variáveis locais}
        liberta: inteiro;

início
        com recursos_largura_banda[sub_rede] faz
                se débito_selecc < débito_obj então
                        liberta <- arredonda (( débito_obj - débito_selecc ) * factor_resv_lb);
                        débito_livre <- débito_livre + liberta
                        se tipo_largura_banda = variável então
                                "activa mecanismos de reconfiguração dinâmica da largura de banda"
                        fimse;
                fimse
        fimcom
fim
```

Programa 5.3 Algoritmo de confirmação da reserva de largura de banda.

O campo factor_resv_lb incluído na ficha de descrição de sub-rede (Programa 5.1) e utilizado nos algoritmos de reserva e confirmação da largura de banda (Programa 5.2 e Programa 5.3), permite a introdução de um factor de *sob-reserva* ou *sobre-reserva* na afectação dos recursos de largura de banda às ligações. Se este campo tiver um valor inferior à unidade — situação de *sob-reserva* — são reservados para cada ligação, menos recursos de largura de banda do que os especificados no *valor objectivo* do parâmetro de QoS. Caso contrário, se o campo tiver um valor superior à unidade — situação de *sobre-reserva* — serão reservados, para cada ligação, mais recursos de largura de banda que os necessários à garantia do *valor objectivo* do parâmetro de QoS. No caso de não ser usada *sobre-reserva* ou *sob-reserva* da largura de banda, o campo factor_resv_lb deverá ter o valor unitário. Nos algoritmos apresentados no Programa 5.2 e no Programa 5.3, o factor_resv_lb afecta apenas os valores da largura de banda superiores ao *valor mínimo* pelo que o suporte deste valor é sempre assegurado.

A *sob-reserva* de largura de banda pode também ser analisada como uma situação de *multiplexagem estatística* de várias ligações, já que os recursos de largura de banda são

parcialmente partilhados entre as ligações, de acordo com as características estatísticas do tráfego transportado. O uso de multiplexagem estatística na afectação de largura de banda coloca algumas questões delicadas relacionadas com o compromisso entre ganho estatístico obtido com a multiplexagem e a garantia simultânea de valores de QoS às ligações e com a necessidade do reforço dos mecanismos de controlo da congestão[177]. O valor do campo factor_resv_lb deve ser determinado caso-a-caso, em função das características de cada sub-rede e tendo em conta, sempre que for conhecido, o grau de impulsividade do tráfego das ligações. Também deve ser tida em conta a eventual existência de multiplexagem estatística noutros níveis da arquitectura protocolar (ex.: associada aos serviços de comunicação ou na camada de transporte) que pode reduzir a impulsividade do tráfego nas ligações de rede e tornar desaconselhável o uso de multiplexagem estatística ao nível do serviço de rede.

A *sobre-reserva* de largura de banda — obtida com valores superiores à unidade no campo factor_resv_lb da estrutura de dados descrição_sub_rede apresentada no Programa 5.1 — permite a introdução de margens de segurança no suporte dos parâmetros de débito das ligações de rede. A introdução de margens de segurança torna-se particularmente necessária em sub-redes sem garantias de reserva de largura de banda. Neste tipo de sub-redes, o oferecimento de algumas garantias de débito às ligações de rede passa pelo sobre dimensionamento da largura de banda total e pela sobre-reserva de recursos de largura de banda pelas ligações, possibilitada através da existência do factor_resv_lb.

5.2.1.4 Controlo e Monitorização da Largura de Banda

Os mecanismos de controlo dos recursos de largura de banda são responsáveis pela distribuição dinâmica da largura de banda pelas ligações activas, dentro dos limites estabelecidos pelos mecanismos de cálculo e reserva de recursos, descritos anteriormente. Os mecanismos de monitorização dos recursos de largura de banda têm como responsabilidade a recolha de informações sobre a utilização destes recursos com vista à elaboração de estatísticas de utilização para apoio às funções de planeamento e configuração.

Nos *relays* RB e RC existe uma correspondência directa entre os recursos de largura de banda atribuídos às ligações e os parâmetros de débito das mesmas ligações pelo que os mecanismos de controlo e de monitorização dos recursos de largura de banda do plano dos recursos se confundem, na sua função, com os mecanismos de controlo e de monitorização do

---

[177] Este problema tem sido objecto de múltiplos trabalhos, sobretudo na área dos serviços de comunicação multimédia, suportados por redes ATM de que são exemplo as referências [Bonomi 93, Boyer 92b, Cidon 91, Cidon 93, Cheng 94, Gilbert 91, Gun 93, Lea 92, Turner 92]. A generalidade dos autores concorda, na necessidade do conhecimento aprofundado das características dos serviços de comunicação para a aplicação eficiente destes mecanismos, de modo a ser minimizada a probabilidade de degradação de qualidade e de perda de informação por eles introduzida. Os autores apontam ainda para a necessidade de introdução de complexidade adicional nos mecanismos de controlo de congestão dos sistemas de comunicação com multiplexagem estatística — o *fast reservation protocol* (FRP), proposto em [Turner 92, Boyer 92b] e já discutido no Capítulo 3, pode ser referido como exemplo.

débito, integrados no plano dos protocolos, implicando, a existência dos primeiros, a desnecessidade de existência dos segundos, e *vice-versa*.

Não sendo, do ponto de vista arquitectural ou funcional, encontrados motivos claros a favor de uma ou de outra das alternativas descritas optou-se pela inclusão de mecanismos de controlo e monitorização do débito no plano dos protocolos, ficando o plano dos recursos libertado da necessidade dos mecanismos correspondentes.

5.2.2 Gestão do Espaço de Armazenamento

Pelo facto de, os *relays* RB e RC, serem sistemas intermediários para a interligação de sub-redes de comutação de blocos de informação (pacotes ou quadros), o seu funcionamento é baseado da sequência de acções *recepção* –> *armazenamento* –> *transmissão* de blocos de informação. Nas acções de recepção e transmissão são consumidos *recursos de largura de banda* cuja gestão foi discutida na Subsecção anterior. Na acção de armazenamento são consumidos *recursos de armazenamento*.

Nos ambientes de serviço de rede em modo de ligação (CONS) a quantidade de recursos de armazenamento disponível em cada sistema condiciona o número máximo de ligações de rede simultaneamente suportadas por esse sistema, tendo influência em alguns dos parâmetros de qualidade do serviço das ligações, sobretudo no *atraso de trânsito*. A utilização exagerada de recursos de armazenamento, por uma ligação, conduz ao aumento do atraso de transito do tráfego dessa ligação. A atribuição de uma quantidade reduzida de recursos de armazenamento a uma ligação pode causar, na ausência de mecanismos para o controlo eficaz destes recursos, a perda de informação por transbordo do espaço de armazenamento.

Na escolha da técnica de gestão do espaço de armazenamento começam por surgir as alternativas clássicas de gestão de memória em sistemas multitarefa: *segmentação* e *paginação*. Na *segmentação* a memória é dividida em blocos de tamanho fixo e geralmente pequeno comparado com as necessidades, sendo atribuídos aos clientes tantos segmentos quantos os necessários. Na *paginação* a memória é dividida em blocos de tamanho variável e adequado às necessidades dos clientes. Em ambas as técnicas podem ser apontadas vantagens e inconvenientes. A segmentação gera *fragmentação interna* devido ao desaproveitamento de parte do último segmento atribuído a cada cliente. A paginação gera *fragmentação externa* sempre que uma página é obtida a partir do espaço anteriormente libertado por uma página de maior dimensão, sobrando um fragmento de dimensão reduzida, inútil enquanto não for possível a sua junção a outros blocos de memória livre. Na *paginação* a utilização da memória pelos clientes é simplificada (blocos únicos e contíguos) à custa da complicação do processo de gestão da memória (blocos de tamanho variável). Na *segmentação* o processo de gestão da memória é simplificado à custa de uma complexidade adicional na utilização da memória pelos clientes.

No caso dos *relays* RB e RC e, em geral, em qualquer sistema de comutação de blocos de informação (pacotes, quadros, células, etc.) em que sejam necessárias operações de fragmentação e recombinação dos blocos de informação, a utilização da segmentação da memória é praticamente

obrigatória. Nesta opção, desde que o tamanho do segmento de memória seja igual ou inferior ao tamanho mínimo dos blocos de informação, as operações de fragmentação e recombinação resumem-se a uma mera manipulação de ponteiros ou índices. Na opção de gestão da memória por paginação, as operações de fragmentação e recombinação são mais complexas, podendo envolver a necessidade de cópias entre blocos de memória. As operações de afectação e monitorização dos recursos de armazenamento também são facilitadas pela manipulação de blocos de tamanho fixo implícita na segmentação.

Em resultado da análise efectuada, foi optada a técnica da *segmentação* para gestão dos recursos de armazenamento. O espaço de armazenamento é considerado dividido em blocos de pequena dimensão — normalmente designados *buffers*[178] — onde são armazenadas as sequências de primitivas *NI-DATA* (nos *relays* RB), ou os pacotes de dados (nos *relays* RC) podendo cada pacote ou sequência *NI-DATA* ocupar um ou mais blocos de armazenamento. A dimensão dos *buffers* deve ser estabelecida em função do menor dos tamanhos máximos admitidos para os blocos de dados, para facilitar as operações de fragmentação e recombinação e para diminuir a fragmentação interna no espaço de armazenamento.

No Programa 5.4 são definidas as estruturas de dados necessárias à gestão dos recursos de largura de banda e dos recursos de armazenamento das ligações de um módulo de comunicação. As estruturas apresentadas completam e integram as que haviam sido propostas para a descrição e gestão dos recursos de largura de banda (Programa 5.1). Como foi já referido, as estruturas de dados propostas são genéricas, podendo ser aplicadas ao caso concreto dos *relays* RB e RC ou adaptadas à gestão dos recursos de qualquer sistema de comunicação baseado no paradigma da reserva de recursos.

Na Figura 5.4 são ilustradas graficamente as estruturas definidas no Programa 5.4.

Os *buffers* livres são mantidos numa lista (buffers_livres) de onde podem ser retirados para serem afectados a uma ligação, e onde regressam quando deixam de ser necessários. As estruturas de dados utilizadas na descrição das ligações (ligação) também são mantidas numa lista de disponíveis (ligações_livres) de onde são retiradas sempre que é estabelecida uma nova ligação, e onde regressam sempre que é terminada ou interrompida uma ligação activa. Ambas as listas são geridas em LIFO por ser está a disciplina de menor complexidade e menos exigente em termos de recursos[179].

---

[178] Será usado o termo *buffer* dada a inexistência, em português, de um termo suficientemente expressivo e económico para traduzir o conceito.

[179] Na disciplina LIFO (*last in first out*) é apenas necessário um ponteiro para o topo da lista, sendo de complexidade *O(1)* os acessos para inserção ou remoção de um elemento (tal como no Capítulo 3, é usada a notação do *O* para exprimir complexidade temporal [Horowitz 81]).

```
const  {constantes}
       máx_sub_redes = XX ;            {número máximo de sub-redes suportadas no sistema}
       quant_buffer = XX;          {quantidade total de buffers no sistema}
       tamanho_buffer = XX;            {comprimento de cada buffer, em octetos}
       máx_ligações = XX;          {máximo de ligações admitidas}

tipo   {tipos de dados}
       buffer = ficha  {descrição da um buffer}
              número_octetos: [0 .. tamanho_buffer];                {espaço ocupado no buffer}
              último: booleano;                                     {último buffer de um pacote?}
              buffers: tabela [1 .. tamanho_buffer] de octetos;   {local de armazenamento}
              prox_buffer: ponteiro para buffer;                  {ponteiro para o próximo}
       fimficha;

       ligação = ficha        {descrição da uma ligação}
              cont_pacotes: inteiro;                      {contador de pacotes em fila de espera}
              máx_buffers: inteiro;                 {quantidade máxima de buffer ocupados}
              ponto_func: inteiro;                        {ponto de funcionamento de buffer}
              cont_buffers: inteiro;                {quantidade de buffer ocupados}
              pont_inserir: ponteiro para buffer;   {ponteiro para o fim da fila de pacotes}
              pont_retirar: ponteiro para buffer;   {ponteiro para o início da fila de pacotes}
              prox_ligação: ponteiro para ligação;        {ponteiro para a próxima ligação}
              ...                         {outras variáveis necessárias a cada ligação}
       fimficha;

       descrição_sub_rede = ficha {descrição de uma sub-rede}
              meio_comunicação: (partilhado, dedicado);
              garantia_largura_banda: booleano;
              tipo_largura_banda: (fixa, variável);
              factor_resv_lb: real;                       {factor de regulação da reserva de l. b.}
              débito_livre: inteiro;                {débito não afectado a ligações activas}
              débito_máximo: inteiro;                     {débito máximo suportado pela sub-rede}
              débito_mínimo: inteiro;                     {débito mínimo suportado pela sub-rede}
              ligações_activas: ponteiro para ligação;    {lista de ligações activas na sub-rede}
              caso variação_largura_banda: (contínua, aritmética, geométrica, irregular) seja
                     contínua:      ( );
                     aritmética:    ( espaçamento: inteiro );     {espaçamento aritmético}
                     geométrica:    ( factor: real );             {factor de progressão geométrica}
                     irregular:     ( valores: (val_mín, val_2, ...., val_máx) ); {valores discretos}
              fimcaso;
              ...                         {outras variáveis necessárias a cada sub-rede}
       fimficha;

var    {variáveis}
       pool_buffers: tabela [1 .. quant_buffer] de buffer;  {pool de buffers}
       pool_ligações: tabela [1 .. máx_ligações] de ligação;      {pool de ligações}
       buffers_livres: ponteiro para buffer;                      {lista de buffers livres}
       cont_buffers_livres: [0 .. quant_buffer]                   {contador de buffers livres}
       factor_resv_buf: real;                              {factor de regulação reserva buffers}
       factor_transbordo: real;                                   {factor de transbordo nos buffers}
       ligações_livres: ponteiro para ligação;                    {lista de ligações livres}
       recursos_largura_banda: tabela [1 .. máx_sub_redes] de descrição_sub_rede; {recursos l. b.}
```

Programa 5.4 Estruturas de descrição dos recursos.

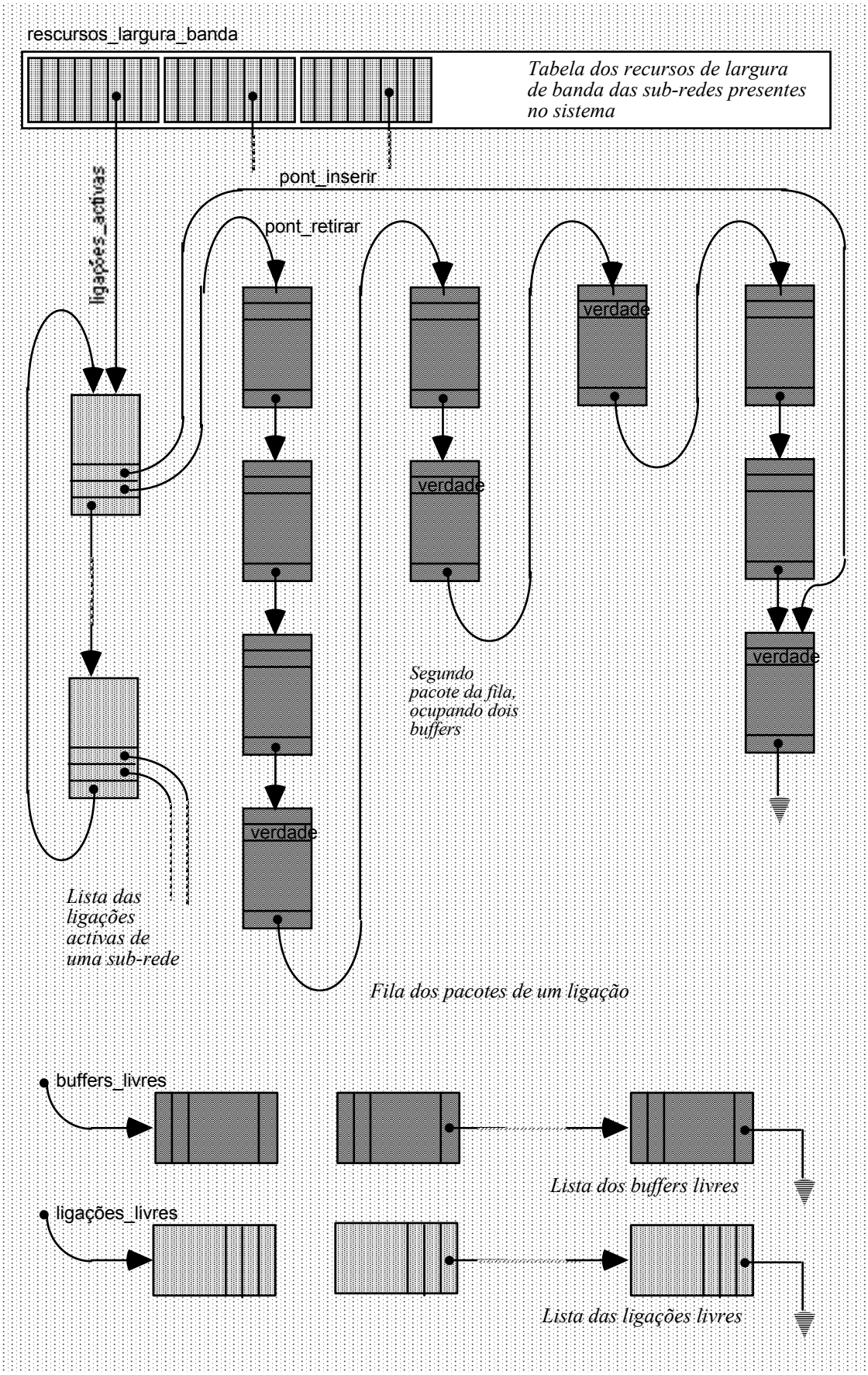

Figura 5.4 Ilustração das estruturas de gestão dos recursos.

A estrutura de dados definida para a gestão dos recursos de armazenamento, para além do módulo de comutação dos *relays* deve também, sempre que possível[180], servir as camadas protocolares inferiores, de modo a ser minimizada a necessidade de cópia e duplicação de informação na passagem dos pacotes entre as camadas protocolares. Se a estrutura de dados for utilizada por todas camadas protocolares e módulos funcionais do *relay*, a reserva dos *buffers* é efectuada à saída do receptor, sendo a passagem da informação entre camadas efectuada à custa de uma simples manipulação de ponteiros. Os recursos são libertados quando o transmissor tiver completado o envio ou, eventualmente, após recepção da confirmação da chegada ao destino. Quando a estrutura definida servir várias camadas, cada uma delas deverá ter reservada uma parcela dos recursos totais disponíveis, de modo a ser evitada a monopolização dos recursos por uma camada, em detrimentos das outras.

Nas estruturas de dados apresentadas no Programa 5.4, para cada uma das sub-redes presentes no *relays* é mantida uma lista circular das ligações activas nessa sub-rede (ligações_activas). A disciplina de serviço a esta lista será discutida na secção seguinte. Por cada ligação activa é mantida uma fila de espera com os pacotes de dados X.25 ou com as sequências *NI-DATA* pendentes a aguardar transmissão. Esta lista é servida em disciplina FIFO[181], podendo ser directamente acedida no inicio para leitura (pont_retirar) e no fim para escrita (pont_inserir). Nestas filas de espera cada pacote ocupa tantos *buffers* quantos os necessários ao seu armazenamento. A identificação dos pacotes nas sequências de *buffers* é conseguida através de um campo booleano (último) destinado a marcar o último da sequência de *buffers* de um pacote.

A utilidade de alguns dos campos das estruturas de dados apresentadas no Programa 5.4 será esclarecida na descrição dos vários mecanismos e algoritmos de gestão os recursos de armazenamento dos *relays* RB e RC, que irá ser efectuada a seguir.

5.2.2.1 Planeamento, Instalação e Configuração dos Recursos de Armazenamento

Tal como no caso dos recursos de largura de banda, o planeamento e instalação dos recursos de armazenamento é geralmente efectuado de forma estática, por mecanismos de alto-nível associados ao processo de concepção e especificação de cada um dos módulos dos sistema de comunicação.

A quantidade de memória necessária para o armazenamento da informação em trânsito e para o suporte das estruturas de dados necessárias à gestão e à operação de um *relay* RB ou RC é determinada, para além de factores económicos, pelo resultado da análise, na altura da concepção do sistema, de um conjunto relativamente vasto de factores, de entre os quais se destacam:

---

[180] Não é possível quando as camadas protocolares estão repartidas por vários módulos de *hardware* ou quando algumas das camadas protocolares são desenvolvidas autonomamente (ou adquiridas) sendo depois implantadas nos *relays*.

[181] É usada a disciplina FIFO (first in first out) porque, dentro de cada ligação, tem que ser preservada a sequência dos dados.

- *Configuração máxima prevista* — incluindo a quantidade máxima de sub-redes interligadas, as características limite das ligações suportadas por cada uma delas (débito, atraso de trânsito, tamanho máximo de pacote e janela, etc.) e as combinações possíveis entre as várias sub-redes;

- *Restantes módulos funcionais* — para além dos módulos dos *relays* directamente envolvidos na comutação da informação os restantes módulos funcionais (camadas protocolares, módulo de encaminhamento, etc.) podem também consumir recursos de armazenamento, sendo necessário prever recursos suficientes para todos os módulos;

- *Arquitectura do sistema* — devem ser consideradas as características da plataforma de suporte ao *relay* (processador, unidade de gestão de memória, capacidade de evolução, etc.) e o facto de essa plataforma ser exclusivamente dedicada ao suporte das funções do *relay* ou ser partilhada em ambiente de multiprocessamento com utilizadores e processos de natureza variada.

Da analise dos factores anteriormente identificados e de todos os aspectos que, em cada caso concreto, tenham influência nos consumo de recursos de armazenamento, deve ser obtida uma estimativa dos recursos necessários, que servirá de indicador ao processo de instalação de recursos. Este processo pode traduzir-se na instalação física de circuitos de memória, no caso de o *relay* ser implantado num sistema dedicado ou, na reserva de memória junto dos mecanismos de gestão e memória do sistema, no caso de o *relay* ser implantado numa plataforma partilhada com outros processos[182].

Nas estruturas apresentadas no Programa 5.4 presume-se que a quantidade de recursos de armazenamento e o seu tamanho em octetos são determinados e configurados de forma estática, através das constantes quant_buffer e tamanho_buffer. Em alternativa à configuração estática adoptada poderiam ser propostos mecanismos de configuração dinâmica destes valores, actuando com base na informação contida nas estruturas de descrição das sub-redes e efectuando correcções em função de dados obtidos dos mecanismos de monitorização de recursos.

5.2.2.2 Cálculo e Reserva do Espaço de Armazenamento

Nos ambientes CONS em que intervêm *relays* RB e RC, as ligações do serviço de rede são construías através da concatenação de ligações do serviço NILS (no caso dos *relays* RB) ou de ligações do protocolo X.25 (no caso dos *relays* RC) em combinações variáveis. Nos módulos de comutação dos *relays* a concatenação de duas ligações do NILS ou do protocolo X.25, é efectuada

---

[182] Alternativamente, também se poderia admitir uma solução em que, numa plataforma de multiprocessamento, todo o processo de gestão da memória fosse deixado a cargo das funções de gestão de memória do sistema operativo.

recorrendo a duas filas de espera (uma de cada ligação) com as características definidas no Programa 5.4.

Na Figura 5.5 é ilustrada a concatenação de duas ligações no módulo de comutação de um *relay* RC ou RC, sendo visíveis as filas de espera das ligações (NILS ou X.25 conforme os casos) e os parâmetros protocolares e de QoS com influência na reserva de recursos de armazenamento.

Como foi analisado na Subsecção anterior, numa ligação CONS, o parâmetro *débito* pode ter valores diferentes em cada um dos sentidos do tráfego, daí a inscrição na Figura 5.5 de dois valores para este parâmetro (Débito_ab e Débito_ba).

O valor do parâmetro *atraso de trânsito* inscrito na Figura 5.5 (Atraso) resulta da acção dos mecanismos de verificação da matriz de QoS do plano protocolar, que irão ser discutidos na secção seguinte. Como o este parâmetro é *cumulativo* é necessário repartir os limites de variação extremo-a-extremo em limites a cumprir em cada um dos módulos sendo, o valor inscrito na figura, o que deve ser cumprido pelo módulo de comutação do *relay*.

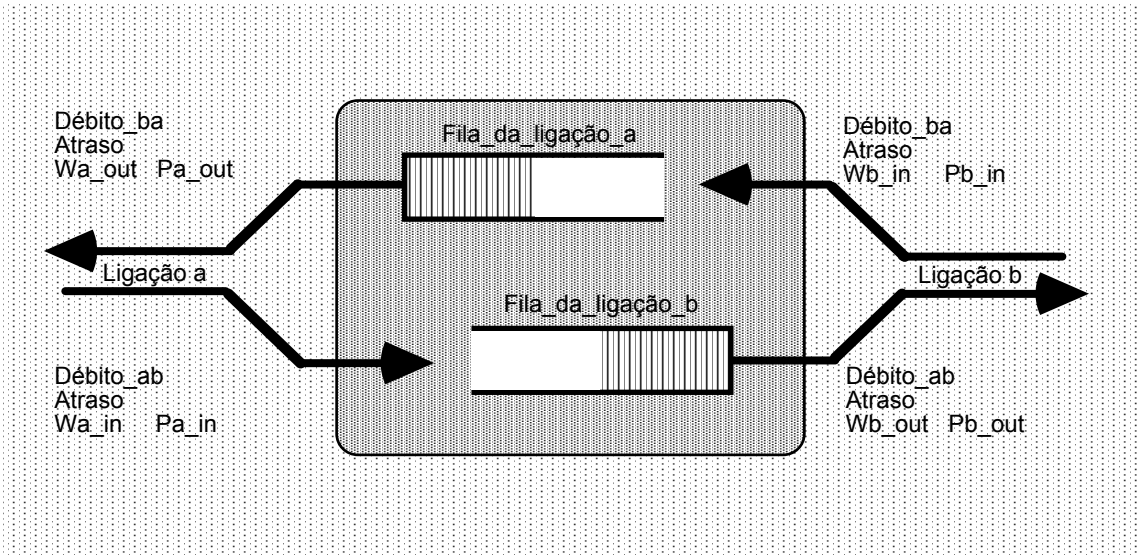

Figura 5.5 Concatenação de duas ligações X.25 ou NILS num *relay*.

Os parâmetros protocolares inscritos na Figura 5.5 (Wa_in, Wa_out, Wb_in, Wb_out, Pa_in, Pa_out, Pb_in e Pb_out) correspondem aos seguintes mecanismos do protocolo X.25 [ISO 93e]:

- *Tamanho da janela* — é designado pela letra *W* e controla o número máximo de pacotes emitidos sem confirmação. O valor da janela pode variar entre 1 e 127, sendo 2 o seu valor por defeito;

- *Tamanho máximo do pacote* — este parâmetro é normalmente designado pela letra *P* e fixa o tamanho máximo de pacote (em octetos) suportado por uma ligação. Pode tomar

os valores 16, 32, 64, 128, 256, 512, 1024, 2048 e 4096, sendo 128 octetos o seu valor por defeito.

Os dois parâmetros protocolares descritos podem variar de ligação para ligação (a e b na Figura 5.5) e, dentro de cada ligação, com o sentido de transferência da informação (in e out na Figura 5.5). A negociação de valores diferentes dos valores por defeito destes parâmetro é efectuada através da facilidade *Flow Control Parameter Negotiation*.

Nos *relays* RC os elementos de comutação são as PDUs do protocolo X.25, sendo as necessidades máximas de espaço de armazenamento de cada ligação directamente influenciadas pelos parâmetros descritos.

Nos *relays* RB os elementos de comutação são as primitivas de dados (*NI-DATA request e indication*) do serviço NILS, resumido na Tabela 2.9 do Capítulo 2, Subsecção 2.2.4. Este serviço corresponde a uma generalização e abstracção do *interface* entre as funções de comutação e os elementos protocolares da camada de rede usados no suporte das ligações do serviço de rede. Segundo a definição do NILS [ISO 93l] cada primitiva de dados transporta apenas um octeto de dados, resultante da fragmentação em octetos do campo de dados das primitivas do CONS. Assim, as necessidades de recursos de armazenamento num *relay* RB são determinadas, por cada ligação do NILS, pela quantidade de primitivas *NI-DATA* que podem ser acumuladas nessa ligação, estando, por sua vez, este valor dependente da quantidade de dados que pode ser admitida em trânsito pelos protocolos que, em cada caso, sirvam de suporte ao NILS. No caso concreto do suporte do NILS pelo protocolo X.25[183] as necessidades de armazenamento são influenciadas pelos parâmetros do protocolo X.25 descritos na Figura 5.5 sendo, os octetos de dados das primitivas *NI-DATA*, agrupados em função do tamanho máximo do pacote e da janela daquele protocolo. No suporte do NILS sobre outros protocolos, é necessária a identificação dos elementos dos protocolos em questão, com influência na determinação do espaço de armazenamento necessário ao nível das ligações do NILS.

No caso de, num *relay*, serem concatenadas ligações com diferentes tamanho de pacote é necessário o recurso a operações de *fragmentação* e, eventualmente, de *recombinação* dos pacotes. As operações de recombinação podem ser afectadas pelo fenómeno do *reassembly deadlock*[184], pelo que colocam exigências adicionais aos mecanismos de gestão de recursos de armazenamento

Em face da Figura 5.5 e após a analise dos parâmetros com influência nos recursos de armazenamento, a questão que se coloca nesta Subsecção é a do dimensionamento das filas de espera de cada uma das ligações em função dos valores desses parâmetros e do tamanho dos *buffers* que compõem as filas de espera.

---

[183] O protocolo X.25 é, de momento, o único protocolo usado no suporte do NILS. A correspondência entre primitivas do NILS e elementos do protocolo X.25 é definida na norma ISO 10177 [ISO 92c].

[184] O *reassembly deadlock* ocorre quando a libertação de espaço de armazenamento fica dependente da conclusão de uma operação de recombinação que não se verifica por falta de espaço para a recepção dos fragmentos em falta. Este fenómeno aparece já identificado nos trabalhos relativos aos protocolos *Host-to-Host* e *IMP-to-IMP* da arquitectura inicial da ARPANET [Kahn 72], referidos na Subsecção 3.1.2.

Relativamente ao tráfego de enchimento das filas de espera, para ser evitada a perda de informação é necessário reservar, para cada fila de espera, uma *quantidade de buffers* necessária para armazenar uma janela completa do fluxo de tráfego que alimenta essa fila de espera (janela de recepção). Mesmo considerando que, nos *relays* RB e RC, podem existir, para além dos mecanismos de janela, outros mecanismos de controlo do fluxo[185], não existe forma de impedir que, após os estabelecimento das ligações, seja recebida uma janela completa de informação. Assim, na situação ilustrada na Figura 5.5, a fila de espera da ligação a (Fila_da_ligação_a), deve poder conter o número de *buffers* determinado pelos parâmetros do tráfego recebido da ligação b (Wb_in e Pb_in). Relativamente à fila de espera da ligação b deve verificar-se a situação oposta, devendo esta fila poder comportar o número de *buffers* determinado pelos parâmetros de tráfego da ligação a (Wa_in e Pa_in).

Relativamente ao tráfego de escoamento das filas de espera, a principal implicação na sua dimensão é determinada pelo atraso permitido em cada fila, imposto pelo parâmetro de QoS atraso de trânsito. Uma fila de espera com *L bits* de comprimento, servida ao ritmo de *R bits* por segundo, demora *L/R* segundos a ser completamente escoada. Inversamente, sendo *D* segundos o atraso máximo admitido numa fila servida ao ritmo de *R bits* por segundo, o comprimento máximo *L* que a fila poderá atingir será de $L = R \times D$ *bits*[186]. Assim, considerando apenas o efeito do tráfego de escoamento, o tamanho das filas de espera é determinado pelo atraso admitido, considerando que as filas são servidas com o valor do parâmetro de *débito* negociado para a cada um dos sentidos da ligação do serviço de rede (Débito_ab x Atraso no caso da Fila_da_ligação_b e Débito_ba x Atraso no caso da Fila_da_ligação_a).

Da combinação das duas limitações ao tamanho das filas de espera resultam os seguintes valores: o número *máximo de buffers* necessários limitado apenas pelo tráfego de enchimento e; o *ponto de funcionamento* imposto pelo mais restritivo dos dois limites.

Quando o ponto de funcionamento for determinado pela limitação do atraso de trânsito (tráfego de escoamento) devem ser reservados *buffers* de acordo com o tamanho da janela para evitar a perda de informação no enchimento inicial da janela[187], sendo o ponto de funcionamento imposto, após o enchimento inicial, por acção sobre os mecanismos de controlo do fluxo, no plano dos protocolos.

Quando o ponto de funcionamento for determinado pelo tamanho da janela e de pacote (tráfego de enchimento) a fila opera em regime de *janela cheia* sendo o seu tamanho máximo automaticamente limitado pelos mecanismos de controlo do fluxo.

---

[185] Nomeadamente, através da emissão de pacotes RNR (*receiver not ready*) e RR (*receiver ready*) do protocolo X.25, no caso dos *relays* RC e dos *relays* RB suportados sobre este protocolo.

[186] Esta expressão de demonstração evidente pode ser obtida a partir da fórmula de Little já referida na nota de rodapé número 3 do Capítulo 4 e cuja análise e demonstração pode ser encontrada em [Schwartz 87].

[187] Nestas circunstâncias, durante o enchimento inicial da janela, será ultrapassado o valor do atraso, entrando o *relay* na zona de congestão.

As considerações efectuadas são traduzidas pelo algoritmo apresentado no Programa 5.5. Este algoritmo permite determinar o valor dos campos máx_buffers e ponto_func contidos na ficha de descrição de cada ligação (definida nas estruturas de dados do Programa 5.4), em função dos parâmetros de funcionamento de cada uma das ligações concatenadas pelo *relay* e do atraso admitido no módulo de comutação (atraso_local).

```
algoritmo reserva_buf (
        w_in, p_in: inteiro;                    {tamanho da janela e de pacote de enchimento}
        débito_out: inteiro;                    {débito de escoamento}
        atraso_local: inteiro;                  {valor objectivo local de atraso}
        buffers_cativos: inteiro;               {buffers cativados no plano dos protocolos}
        var máx_buffers: inteiro;               {buffers reservados}
        var ponto_func: inteiro;                {ponto de funcionamento}
        var possível: booleano)                 {sucesso do processo de reserva}

var     {variáveis locais}
        buffers_atrib: inteiro;

início
        máx_buffers <- arredonda ((w_in * p_in) / tamanho_buffer );
        ponto_func <- arredonda ((atraso_local * débito_out) / (tamanho_buffer * 8));
        se ponto_func > máx_buffers então ponto_func <- máx_buffers fimse;
        buffers_atrib <- arredonda ((factor_resv_buf * máx_buffers);
        se buffers_atrib > (cont_buffers_livres + buffers_cativos) então {número insuficiente}
                possível <- falso
        senão
                cont_buffers_livres <- cont_buffers_livres - (buffers_atrib - buffers_cativos);
                possível <- verdade;
        fimse
fim
```

Programa 5.5 Algoritmo de cálculo e reserva dos recursos de armazenamento.

Os valores determinados pelo algoritmo do Programa 5.5 são usados pelos mecanismos de monitorização e controlo dos recursos de armazenamento e, no plano dos protocolos, pelos mecanismos de controlo dos parâmetros de QoS.

No algoritmo de cálculo e reserva de espaço de armazenamento apresentado no Programa 5.5 (e tal como no algoritmo de reserva de largura de banda apresentado no Programa 5.2), é introduzido um factor (factor_resv_buf) que possibilita a *sob-reserva* ou a *sobre-reserva* de espaço de armazenamento. No caso de não ser usada sob-reserva ou sobre-reserva de recursos de armazenamento, o campo factor_resv_buf deverá ter valor unitário. A *sob-reserva* é possível porque, embora os *buffers* sejam afectados a cada uma das ligações, são mantidos na lista de *buffers* livres enquanto não são efectivamente necessários para o armazenamento de informação, podendo assim ser utilizados em regime de partilha estatística. A *sobre-reserva* de espaço de armazenamento permite acomodar situações especiais em que seja necessária a reserva de recursos de armazenamento em quantidades superiores às necessárias. Tal como no caso dos recursos de largura de banda, a determinação do valor do campo deve ser efectuada caso-a-caso, tendo em

conta a quantidade total de recursos de armazenamento disponíveis e as características do tráfego a suportar.

Tal como no algoritmo de reserva de largura de banda, a variável buffers_cativos incluída nos parâmetros de entrada do algoritmo do Programa 5.5 permite a contabilização de recursos cativados, no plano dos protocolos, a ligações de menor prioridade que serão afectados à ligação em estabelecimento se este processo for bem sucedido. O processo de atribuição de um valor a esta variável é da responsabilidade dos mecanismos de controlo da aceitação dos serviços, do plano dos protocolos, descritos na Subsecção 5.3.2.

O algoritmo apresentado no Programa 5.5 é executado na *fase de identificação e reserva dos recursos* caracterizada na Subsecção 5.1.1 e ilustrada graficamente na Figura 5.1. Na *fase de confirmação da reserva dos recursos* é necessário o ajuste das reserva efectuadas tendo em conta o *valor seleccionado* pelo utilizador chamado para o parâmetro *atraso de trânsito*. O algoritmo de confirmação da reserva é semelhante ao algoritmo de cálculo e reserva pelo que não será aqui discutido.

Sempre que as ligações são interrompidas (naturalmente ou por anomalia) é necessário a libertação dos recursos de armazenamento afectados. O algoritmo de libertação dos recursos de armazenamento, embora tenha uma função inversa, tem uma estrutura semelhante ao algoritmo de cálculo e reserva, pelo que não será aqui descrito.

Tal como foi referido para os recursos de largura de banda, no estabelecimento de uma ligação do serviço de rede através de um *relay* RB ou RC, o algoritmo descrito no Programa 5.5, e os algoritmos de confirmação da reserva e de libertação de recursos de largura de banda, actuam duas vezes, sendo os resultados da sua actuação reflectidos nas duas fichas de descrição das ligações concatenadas, incluídas na lista das ligações activas das entradas da tabela dos recursos de largura de banda, correspondentes às sub-redes interligadas.

5.2.2.3 Monitorização e Controlo do Espaço de Armazenamento

Os mecanismos de controlo dos recursos de armazenamento são responsáveis pela afectação dinâmica dos *buffers* às ligações activas, de acordo com a necessidades destas em cada instante e, dentro dos limites estabelecidos pelos mecanismos de cálculo e reserva de recursos, descritos anteriormente. Os mecanismos de monitorização dos recursos de armazenamento fornecem aos mecanismos de controlo informações sobre a utilização dos recursos e colaboram com as funções de gestão da comunicação na elaboração de estatísticas de utilização para apoio às funções de planeamento e configuração.

As modificações no estado dos recursos de armazenamento são efectuadas em duas circunstâncias bem definidas, durante o ciclo de operação dos mecanismos protocolares: na inclusão de *buffers* nas filas de espera dos canais, após a recepção de um pacote pelo módulo de comutação e, na remoção de *buffers* das filas de espera após o envio de um pacote de informação. Os mecanismos de monitorização e controlo dos recursos de armazenamento devem actuar

associados aos algoritmos de inserção e remoção de *buffers* nas filas de espera dos canais, nos módulos de comutação dos *relays.*

Sempre que é efectuada a inserção de um bloco de informação na fila de espera de uma ligação do NILS (*relays* RB) ou do protocolo X.25 (*relays* RC) é verificado o ponto de funcionamento por comparação da quantidade de *buffers* contidos na fila de espera com a variável ponto_func contida na ficha de descrição da ligação. Se o ponto de funcionamento tiver sido atingido ou ultrapassado, ou se já não for possível armazenar um novo bloco de informação sem que ele seja ultrapassado, é decretado o estado de *fila cheia* na ligação, sendo o facto sinalizado ao *plano dos protocolos* para que sejam activados os mecanismos protocolares de controlo do fluxo. A acção dos mecanismos de controlo do fluxo deve incidir sobre a ligação X.25 ou NILS com a qual a ligação em que foi decretado o estado de *fila cheia* esteja concatenada (fluxo de enchimento da fila).

Sempre que vigorando o estado de *fila cheia* numa ligação do NILS ou do protocolo X.25, seja libertado espaço de armazenamento suficiente para a recepção de um bloco de informação, é levantado o estado de *fila cheia* causando esta acção, no plano dos protocolos, a desactivação dos mecanismos de controlo do fluxo sobre a ligação com a qual a ligação em que foi decretado o estado de *fila cheia* esteja concatenada.

Na Figura 5.6 é ilustrada a actuação dos mecanismos de monitorização e controlo do espaço de armazenamento descritos. São representadas, para cada um dos sentidos da transferência da informação, as situações de decretação e levantamento dos estados de *fila cheia* nas ligações e as correspondentes acções sobre o fluxo de enchimento, nas ligações recíprocas.

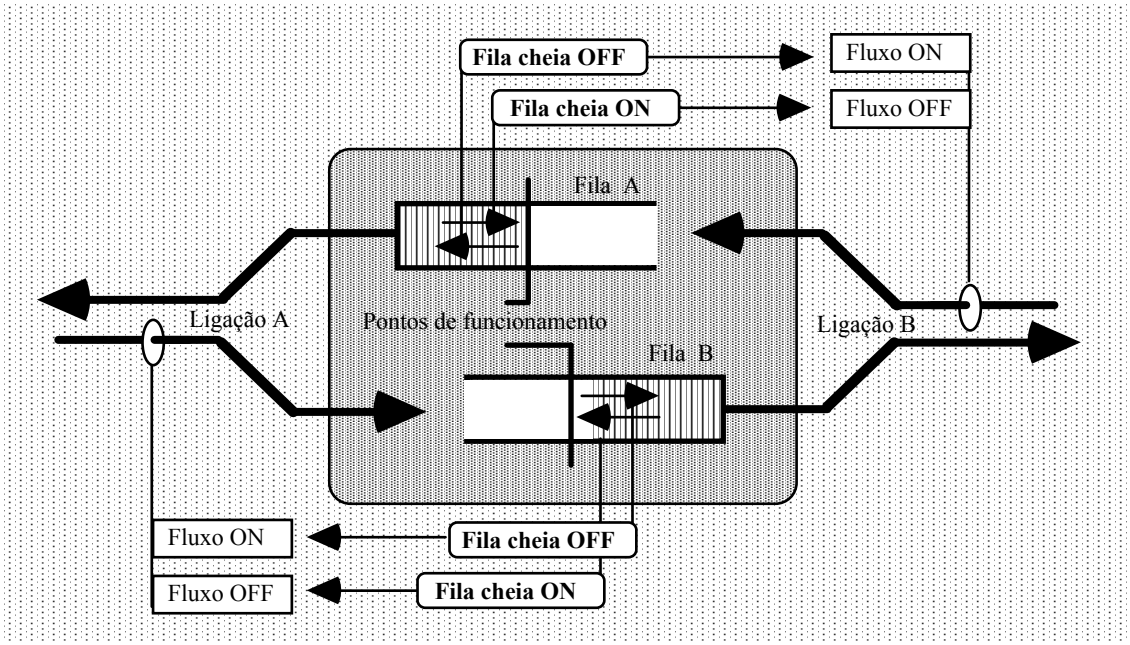

Figura 5.6 Actuação dos mecanismos de monitorização e controlo dos *buffers.*

Os mecanismos de monitorização e controlo do espaço de armazenamento devem também prevenir as situações de transbordo nas filas de espera, devidas à inoperância dos mecanismos protocolares de controlo do fluxo ou a outras anomalias ocorridas no plano dos protocolos. Nestas situações deve ser admitido algum transbordo o espaço de armazenamento (por exemplo, um transbordo até 10% do tamanho máximo calculado pelos mecanismos de reserva) de modo a poderem ser acomodadas variações temporárias, após o que deve ser provocada, no plano dos protocolos, a descartagem da informação recebida. A percentagem de transbordo admitida deve ser relacionada com o factor de reserva de espaço de armazenamento — um factor de reserva alto deverá implicar uma percentagem de transbordo baixa, de modo a não serem comprometidos recursos necessários a outras ligações. A não existência de mecanismos de controlo do transbordo pode levar à monopolização dos recursos de armazenamento por ligações com comportamento anómalo, em prejuízo das restantes ligações activas.

5.3 PLANO DOS PROTOCOLOS

No *plano dos protocolos* da arquitectura de controlo da congestão — caracterizado na Secção 4.2.6, do capítulo anterior —, estão contidos três grandes grupos de funções: as funções de controlo de aceitação dos serviços, as funções de monitorização dos parâmetros do tráfego e as funções de controlo dos parâmetros do tráfego. As funções de controlo da congestão deste plano estão normalmente embutidas ou associadas aos protocolos de comunicação e de encaminhamento dos sistemas de comunicação, sendo necessárias em todos os módulos — sistemas terminais ou intermediários — do sistema de comunicação.

Na Tabela 5.5 são resumidas as principais características do plano dos protocolos, sendo enumeradas as suas funções principais, os mecanismos para a sua implementação e as escalas de actuação destes.

Funções	**Mecanismos**	**Escalas tempo**
Controlo da aceitação dos serviços	Aceitação e recusa de serviços	tempo de serviço
	Verificação da matriz M_{QoS} dos serviços	tempo de serviço
	Controlo do encaminhamento	tempo de serviço
Monitorização do tráfego	Monitorização do tráfego	tempo de transmissão
	Algoritmo de avaliação de $Ic^{p}_{s_i,q_j}(t_k)$	tempo de transmissão
Controlo dos parâmetros do tráfego	Escalonamento da transmissão	tempo de transmissão
	Policiamento do tráfego	tempo de transmissão

Tabela 5.5 Resumo das funções do plano dos protocolos.

As funções de controlo de congestão do plano dos protocolos são desempenhadas pelas camadas protocolares dos sistemas de comunicação. As entidades das várias camadas protocolares

cooperam entre si com o objectivo comum do fornecimento, às aplicações de comunicação, dos meios necessários à transferência da informação com a qualidade pretendida. Os objectivos específicos de cada camada e das entidades que a compõem contribuem para o objectivo global, acrescentando cada uma funcionalidades às obtidas das camadas subjacentes. O objectivo comum do conjunto das camadas protocolares é coincidente com a definição de congestão apresentada no capítulo anterior (Definição 4.1), pelo que, em sentido lato e à luz dessa definição, todos as entidades protocolares de um sistema de comunicação colaboram, de alguma forma, no controlo da congestão.

A importância para o controlo da congestão, de cada entidade protocolar varia de acordo com o impacto que a sua actuação pode ter no tráfego gerado pelas aplicações de comunicação, sendo também muito diversos os seus mecanismos e as suas formas de actuação. Algumas entidades protocolares actuam de forma totalmente autónoma sem qualquer necessidade de controlo externo ou de supervisão. Outras entidades necessitam dos seus parâmetros de funcionamento afinados, ou da sua actividade coordenada conjuntamente com a de outras entidades. No *plano dos protocolos* de sistemas de comunicação construídos com camadas protocolares normalizadas e por isso pré-definidas são sobretudo importantes as necessidades de supervisão e coordenação conjunta dos mecanismos de actuação das entidades protocolares.

No caso concreto dos *relays* RB e RC, devido ao facto de estes sistemas possuírem pilha protocolar múltipla (uma pilha por cada sub-rede interligada) e um módulo de comutação responsável pela concatenação das ligações da camada de rede, a coordenação das entidades das várias pilhas protocolares assume uma importância fundamental. A actuação do módulo de comutação — e também do módulo de encaminhamento — destes *relays* sobre as entidades protocolares da camada de rede[188] das várias sub-redes é determinante no suporte dos parâmetros de qualidade de serviço no conjunto das ligações concatenadas. Para a coordenação da actuação destes módulos é, antes de mais, necessário o levantamento dos mecanismos disponibilizados pelas entidades protocolares das sub-redes e da sua influência no controlo da congestão. A identificação dos mecanismos protocolares disponíveis deverá ser seguida do levantamento das suas necessidades de coordenação e dos mecanismos de complemento da sua acção, com vista à realização das funções de controlo de congestão do plano dos protocolos (enumeradas na Tabela 5.5).

Nos modelos arquitecturais dos *relays* RB e RC, discutidos na Secção 2.2 do Capítulo 2 e representados nas figuras 2.14 e 2.16 respectivamente, é identificado um bloco funcional para o controlo da congestão, localizado no *módulo central* dos *relays*. Neste bloco estão localizados os mecanismos de coordenação e de complemento da actuação das entidades protocolares cuja necessidade foi discutida. A influência deste bloco funcional nas entidades protocolares é conseguida por acção sobre os módulos de comutação, conforme é ilustrado nas figuras 2.14 e 2.16.

---

[188] Mais concretamente sobre o protocolo de convergência independente da sub-rede (SNICP), no caso dos *relays* RB (cuja arquitectura é descrita na Figura 2.14) e sobre o protocolo de acesso à sub-rede (SNAcP) no caso dos *relays* RC (cuja arquitectura é descrita na Figura 2.16).

É importante frisar que o plano dos protocolos da arquitectura de controlo de congestão dos *relays* RB e RC não se resume às funções de controlo de congestão situadas no *módulo central* dos *relays*, estando também incluídos neste plano todos os aspectos relativos ao controlo da congestão dispersos pelas entidades das camadas protocolares de cada um dos *módulos laterais*. Os mecanismos correspondentes a estas funções podem ter de funcionamento autónomo, controlados por outras entidades protocolares, controlados por influência do plano dos recursos ou controlados por influência indirecta do plano dos serviços.

5.3.1 Mecanismos Protocolares Disponíveis

Os mecanismos protocolares disponíveis para as funções de controlo da congestão compreendem os mecanismos embutidos nos protocolos de camada e os mecanismos relacionados com as funções de encaminhamento. A sua acção pode ser localizada nos sistemas intermediários ou nos sistemas terminais, sendo alguns comuns aos dois tipos de sistemas. Os mecanismos localizados nos sistemas intermediários e os mecanismos de acção distribuída têm uma importância acrescida no controlo da congestão, já que os mecanismos cuja acção é exclusivamente localizada nos sistemas terminais não garantem equidade na utilização dos recursos dos sistemas intermediários.

A tarefa da identificação dos mecanismos protocolares com influência no controlo da congestão é bastante facilitada pelo trabalho desenvolvido no EWOS sobre *relays*. No documento *"Technical Guide — Lower Layers Relays"* do EWOS [Sales 90] é efectuado um levantamento dos principais mecanismos protocolares com utilidade no controlo da congestão em sistemas de comunicação.

A Tabela 5.6 resume os principais mecanismos protocolares de controlo da congestão identificados pelos EWOS e caracteriza a sua aplicabilidade relativamente ao tipo de ambiente protocolar — em *modo de ligação* (CO) ou em *modo de ausência de ligação* (CL) — e ao tipo de sistema de comunicação — *sistema intermediário* ou *sistema terminal*.

As técnicas de *controlo do fluxo* baseiam-se, em mecanismos de *janela deslizante* (que pode ser fixa ou *adaptativa*) ou em mecanismos de *regulação da taxa de transmissão*. Podem actuar em *malha aberta* ou em *malha fechada*. O controlo do fluxo é realizado extremo-a-extremo pelos protocolos da camada de transporte. Na camada de rede e na camada de ligação lógica o controlo do fluxo é efectuado etapa-a-etapa, no âmbito de cada uma das sub-redes usadas no suporte das ligações do serviço de rede. Na Subsecção 3.3.3, do Capítulo 3 foram analisadas as principais técnicas de controlo do fluxo usadas pelos protocolos de transporte. A análise efectuada é, na sua generalidade, válida para os mecanismos de controlo do fluxo dos protocolos de rede e de ligação lógica.

O controlo do fluxo também pode ser realizado através da *emissão de mensagens* de congestão. Existem dois tipos de mensagens de congestão: *explícitas* e *implícitas*. As mensagens explícitas consistem em PDUs indicando congestão. As mensagens implícitas consistem em *time-outs* provocados pela perda de unidades de dados, casuais ou deliberadamente provocadas por

eliminação de unidades de dados. Na Secção 3.2, do Capítulo 3 foram analisadas algumas técnicas baseadas na emissão de mensagens, de entre as quais se destaca o *random drop* proposto em [Mankin 90].

Mecanismos	**Aplicabilidade**			
	CO	**CL**	**Sist. Inter.**	**Sist. Term.**
Controlo do fluxo	*Sim*	*Sim*	*Sim*	*Sim*
Encaminhamento adaptativo	*Sim*	*Sim*	*Sim*	*Sim*
Bloqueamento de novas ligações	*Sim*	*Não*	*Sim*	*Sim*
Negociação da QoS nas novas ligações	*Sim*	*Não*	*Sim*	*Sim*
Renegociação da QoS nas ligações já estabelecidas	*Sim*	*Não*	*Sim*	*Sim*
Quebra de ligações estabelecidas	*Sim*	*Não*	*Sim*	*Sim*
Reinicialização das ligações	*Sim*	*Não*	*Sim*	*Sim*
Emissão de mensagem aos outros sistemas indicando congestão	*Sim*	*Sim*	*Sim*	*Sim*
Eliminação de unidades de dados	*Sim*	*Sim*	*Sim*	*Não*
Adaptação da janela de transmissão	*Sim*	*Sim*	*Não*	*Sim*

Tabela 5.6 Mecanismos protocolares de controlo da congestão e sua aplicabilidade.

Os mecanismos de *negociação* e *renegociação da qualidade de serviço* permitem a adaptação das necessidades dos serviços de comunicação às disponibilidades do sistema de comunicação e a reserva de recursos no sistema de comunicação. Estes mecanismos foram analisados para o caso concreto do serviço CONS na Secção 5.1 do presente capítulo.

Os mecanismos de *encaminhamento adaptativo* são aplicados às unidades de dados individualmente, nos ambiente CL e, às ligações nos ambientes CO. Estes mecanismos permitem a escolha dos percursos no sistema de comunicação tendo em conta o seu estado e de acordo com as características pretendidas para a comunicação.

O *bloqueamento de novas ligações* é o principal meio de regulação da admissão e de controlo dos recursos de largura de banda. A *quebra* e *reinicialização das ligações activas* permitem diferentes graus de degradação da qualidade dos serviços de comunicações, devendo o seu uso ser restringido à resolução de situações de congestão agravada. Este conjunto de mecanismos está apenas disponíveis em ambientes de funcionamento em modo de ligação.

Como foi já referido, os mecanismos apresentados correspondem, em parte, a características genéricas dos protocolos de comunicação e dos protocolos de encaminhamento. Nas

tabelas 5.7 e 5.8 é apresentada a correspondência entre essas mecanismos genéricos e as mecanismos específicos dos protocolos e serviços, dos *relays* RB e RC, respectivamente.

Mecanismos	**Mecanismos correspondentes no serviço NILS**
Controlo do fluxo	Controlo do fluxo nas ligações de Rede pelas primitivas *NI-PAUSE* e *NI-CONTINUE*
Encaminhamento adaptativo	Capacidades de estabelecimento de ligações de Rede, associadas aos protocolos de encaminhamento ES-IS (DIS 10030) e IS-IS intra e inter (em desenvolvimento na ISO)
Bloqueamento de novas ligações	Possibilidade de rejeitar pedidos de estabelecimentos de ligações (*NI-DISCONNECT.request*)
Negociação da QoS nas novas ligações	Alteração do parâmetro QoS na resposta à primitiva *NI-CONNECT.indication* e geração de *NI-CONNECT.request* com o novo QoS
Renegociação da QoS nas ligações já estabelecidas	Sem correspondência no NILS
Quebra de ligações estabelecidas	Possibilidade de quebrar as ligações estabelecidas (NI-DISCONNECT.request)
Reinicialização das ligações	Possibilidade de reinicializar as ligações (*NI-RESET.request*)
Emissão de mensagem aos outros sistemas indicando congestão	Sem correspondência no NILS, dependente do protocolo que suportar o NILS
Eliminação de unidades de dados	Mecanismo muito "violento" sendo a sua utilização apenas necessária em casos extremos, dada a existência de mecanismos alternativos (controlo do fluxo)
Adaptação da janela de transmissão	Sem correspondência no NILS, dependente do protocolo que suportar o NILS

Tabela 5.7 Mecanismos protocolares de controlo da congestão nos *relays* RB.

Nas tabelas 5.7 e 5.8 são apenas identificados os mecanismos protocolares da *camada de intervenção*[189] dos *relays* RB e RC já que são estes os mecanismos disponibilizados ao nível do módulo de comutação e que por isso podem ser objecto de coordenação por parte das funções de controlo da congestão localizadas no módulo central destes *relays*.

Embora a maioria das acções efectuadas sobre os mecanismos protocolares da camada de rede tenham automaticamente efeito nas camadas de ligação lógica e física, os mecanismos disponíveis nestas camadas podem, eventualmente, ser também coordenados pelas funções de controlo de congestão do módulo central dos *relays*, por actuação directa ou através do plano dos recursos. Há, no entanto, que ter em conta o efeito simultâneo das funções de controlo de congestão nos mecanismos das várias camadas protocolares. Se a sua actuação nos mecanismos de várias camadas protocolares for efectuada de forma descoordenada, pode ser provocada a competição entre os vários mecanismos resultando em prejuízo para o funcionamento global do sistema de comunicação.

---

[189] Camada onde são desempenhadas as funções de comutação (ver Subsecção 2.1.1 do Capítulo 2). Nos *relays* dos grupos A, B e C a camada de intervenção é a de rede, nos *relays* dos grupos D e E a camada de intervenção é a de ligação lógica.

Mecanismos	Mecanismos correspondentes no protocolo X.25
Controlo do fluxo	Possibilidade de controlo do fluxo nas e CVs e nos CVPs através de janela deslizante
Encaminhamento adaptativo	Utilização das facilidades *call redirection* e *call deflection* para encaminhamento adaptativo.
Bloqueamento de novas ligações	Possibilidade de rejeitar pedidos de estabelecimentos CVs
Negociação da QoS nas novas ligações	Alteração dos valores das facilidades relacionadas com a QoS contidas no pacote *INCOMMING CALL* e geração do pacote *CALL REQUEST* com os novos valores
Renegociação da QoS nas ligações já estabelecidas	A facilidade *minimum troughput class negotiation* permite a alteração da QoS acima do limite estabelecido
Quebra de ligações estabelecidas	Possibilidade de quebrar as CVs (*CLEAR REQUEST*)
Reinicialização das ligações	Possibilidade de reinicializar as CVS e os CVPs (*RESET REQUEST, RESTART REQUEST*)
Emissão de mensagem aos outros sistemas indicando congestão	Utilização dos pacotes *RR* e *RNR*
Eliminação de unidades de dados	Mecanismo muito "violento" sendo a sua utilização apenas necessária em casos extremos, dada a existência de mecanismos alternativos (controlo do fluxo)
Adaptação da janela de transmissão	Possibilidade de retenção das confirmações de modo a ser imposta (pelo receptor ao seu interlocutor), uma janela de transmissão inferior ao valor de funcionamento normal

Tabela 5.8 Mecanismos protocolares de controlo da congestão nos *relays* RC.

Os mecanismos protocolares identificados nesta Subsecção vão ser utilizados pelas funções de controlo de congestão do plano dos protocolos enumeradas na Tabela 5.5, que irão ser analisadas para o caso concreto dos *relays* RB e RC nas subsecções seguintes.

5.3.2 Controlo da Aceitação dos Serviços

Ao nível dos *relays* RB e RC os serviços de comunicação correspondem a ligações do serviço NILS e do protocolo X.25, respectivamente. È sobre estas ligações que vão actuar as funções de controlo da aceitação dos serviços[190].

As funções de controlo da aceitação dos serviços (ligações) actuam durante o estabelecimento das ligações NILS ou X.25 e são responsáveis pela sua aceitação ou recusa e pelo pedido de reserva, junto do plano dos recursos, dos recursos necessários a cada ligação. A aceitação ou recusa de uma ligação depende da existência de recursos para o seu suporte com a qualidade de serviço determinada pelo conjunto dos parâmetros de QoS.

Nos *relays* RB e RC o processo de aceitação ou recusa de uma ligação passa por várias etapas, desde a chegada do pedido de estabelecimento (primitiva NILS *NI-CONNECT.indication*

[190] Tal como foi já referido na Subsecção 5.1.2 são necessárias funções localizadas nas camadas superiores dos sistemas terminais, que façam a correspondência entre as ligações NILS ou X.25 e os serviços de comunicação e que tratem as situações de multiplexagem e fraccionamento de ligações em serviços.

ou pacote X.25 *INCOMING CALL*) contendo o endereço do utilizador chamado do serviço de rede e os parâmetros de QoS necessários à comunicação, até à emissão da respectiva confirmação (primitiva NILS *NI-CONNECT.response* ou pacote X.25 *CALL ACCEPTED*).

Em primeiro lugar, e com base no endereço do destinatário, são consultadas as funções de encaminhamento, com vista à obtenção do melhor percurso disponível para atingir o destinatário, bem como das características de qualidade associadas a esse percurso. É da responsabilidade das funções de encaminhamento a escolha do percurso mais adequado a cada ligação. O *controlo do encaminhamento* é um dos aspectos relativos ao controlo da congestão no plano dos protocolos que normalmente se encontra embutido nos protocolos de encaminhamento. A determinação do caminho mais adequado pode ser efectuada de forma absoluta com base numa métrica predefinida ou de forma relativa, tendo em conta as necessidades de QoS específicas de cada ligação.

Seguidamente é efectuada a analise dos valores dos parâmetros de QoS (*verificação da matriz de QoS*), sendo calculados os limites locais de variação dos parâmetros[191]. Com base nos limites locais dos parâmetros de QoS é efectuada, junto do respectivo plano, a reserva dos recursos (espaço de armazenamento e largura de banda nas duas sub-redes envolvidas na ligação) necessários. Não existindo recursos suficientes e no caso de estarem activas ligações com parâmetros de prioridade mais baixos, estas serão quebradas por ordem decrescente de prioridade, até que existam recursos disponíveis. O processo de reserva de recursos pode determinar uma redução nos valores dos parâmetros de QoS, em função dos recursos disponíveis e dentro dos limites de variação especificados pelo utilizador do serviço (como foi analisado na Subsecção anterior).

Verificada a disponibilidade ou indisponibilidade de recursos é efectuada a *aceitação ou a recusa da ligação*. Em caso de aceitação a ligação é encaminhada em direcção ao destino, sendo efectuado o pedido de estabelecimento de uma ligação NILS (primitiva *NI-CONNECT.request*) ou X.25 (pacote *CALL REQUEST*) na sub-rede seleccionada para a próxima etapa no percurso. Caso seja de todo impossível obter recursos para o suporte da próxima etapa da comunicação deverá ser interrompido o processo de estabelecimento da ligação do serviço de rede, sendo abortada a ligação NILS ou X.25 inicial.

No programas 5.6, 5.7, 5.8 e 5.9 são apresentados os algoritmos de aceitação/recusa das ligações, destinado à operação nos *relays* RB e RC. Estes algoritmos contêm os mecanismos de verificação da matriz de QoS, aceitação/recusa das ligações e controlo do encaminhamento, apresentados na Tabela 5.5, caracterizados na Subsecção 4.2.6 do capítulo anterior, e discutidos para o caso concreto dos *relays* RB e RC nos parágrafos anteriores.

Os parâmetros de entrada dos algoritmo apresentado no Programa 5.6 estão incluídos todos os elementos da matriz de qualidade de serviço (a M_{QoS} para o serviço de rede CONS foi definida na Expressão 5.1) da ligação em processo de admissão. Estão ainda incluídos nos parâmetros de entrada os endereços dos utilizadores chamado e chamante e alguns parâmetros de caracterização

---

[191] Este processo é especialmente complexo no caso dos parâmetros *cumulativos*, concretamente do parâmetro *atraso de trânsito* no caso dos *relay* RB e RC.

das funções protocolares de suporte às ligações (tamanhos de janela e pacote). Da operação do algoritmo resulta a aceitação ou a recusa de suporte da comunicação e, em caso de aceitação, os limites locais de variação dos parâmetros de QoS cumulativos (no caso concreto apenas o atraso de trânsito), a identificação dos recursos afectados, e algumas variáveis destinadas à continuação do processo de aceitação da ligação.

Tal como foi analisado no Capítulo 2, Subsecção 2.1.2.4, não estão ainda disponíveis protocolos de encaminhamento entre sistemas intermediários (IS-IS) para os ambientes CONS, pelo que é assumida a existência de um módulo funcional genérico responsável por estas funções[192]. Presume-se que, relativamente a cada destino a atingir, o módulo de encaminhamento baseia a sua decisão numa lista dos percursos alternativos, estando associada a cada percurso a *identificação da sub-rede* de lhe dá acesso, o *atraso médio* introduzido no percurso até ao destino (para além de outros parâmetros necessários às funções de encaminhamento)[193]. Presume-se que esta informação é disponibilizada pelo módulo de encaminhamento, sendo usada pelo algoritmo descrito no Programa 5.8 para a determinação dos limites locais de variação dos parâmetros de QoS.

No algoritmo apresentado no Programa 5.7 é efectuada a verificação do existência de largura de banda numa sub-rede. Caso não exista largura de banda suficiente para servir a ligação, são sucessivamente "marcadas" das ligações activas nessa sub-rede com menor *prioridade de manutenção de ligação*, sendo "cativados" os seus recursos, até que fique disponível largura de banda suficiente para servir a ligação. Caso não seja é reduzido *valor da prioridade de estabelecimento* da ligação (pri_est_obj) e repetido o processo de cativação dos recursos das ligações activas. A verificação termina com a obtenção de largura de banda (e correspondente reserva no plano dos recursos) ou com a constatação da indisponibilidade de largura de banda, após a redução do valor da prioridade de estabelecimento ao mínimo admitido (pri_est_mín) para a ligação. O processo de "marcação" das ligações com menor prioridade evita a sua interrupção desnecessária, sendo esta apenas efectuada quando os recursos libertados forem suficientes para activar a ligação mais prioritária.

---

[192] Este módulo pode ser implementado à custa de encaminhamento estático ou, como é proposto em [Kia 92], por adaptação do SNARE (*subnetwork address resolution entity*) usado no encaminhamento ES-IS, ou ainda por outro protocolo que venha a ser definido.

[193] Esta presunção é realista dado que a informação descrita corresponde a uma parte da informação disponibilizada pelo protocolo IS-IS para ambientes em modo de ausência de ligação — definido na norma ISO 10589 [ISO 93k] — e, segundo os princípios do modelo da ISO para o encaminhamento [ISO 90c], os protocolos de encaminhamento devem ser o mais genéricos possível no que concerne à informação em que baseiam a sua operação.

```
algoritmo aceita_recusa_lig (
        endereço_o, endereço_d: endereço;                                   {endereços origem e destino}
        sub_rede_o, var sub_rede_d: inteiro;                                {sub-redes de origem e de destino}
        débito_mín_od, var débito_obj_od: inteiro;                          {qos de débito no sentido origem -> destino}
        débito_mín_do, var débito_obj_do: inteiro;                          {qos de débito no sentido destino -> origem}
        atraso_máx, var atraso_obj: inteiro;                                {parâmetros qos de atraso}
        pri_est_mín, var pri_est_obj: inteiro;                              {parâmetros qos de prioridade de estab.}
        var atraso_máx_local, var atraso_obj_local: inteiro;                {limites locais atraso}
        var máx_buffers_od: inteiro;                                        {buffers reservados na fila origem -> destino}
        var máx_buffers_do: inteiro;                                        {buffers reservados na fila destino -> origem}
        var ponto_func_od: inteiro;                                         {ponto de funcionamento da fila origem -> destino}
        var ponto_func_do: inteiro;                                         {ponto de funcionamento da fila destino -> origem}
        w_o, p_o: inteiro;                                                  {tamanho da janela e pacote na ligação de origem}
        w_d, p_d: inteiro;                                                  {tamanho da janela e pacote na ligação de destino}
        atraso_acumulado: inteiro;                                          {atraso acumulado desde a origem até ao relay}
        ligação_o: inteiro;                                                 {identificador da ligação origem}
        var possível: booleano)                                             {sucesso do processo de reserva}
var     atraso_percurso: inteiro;      {variáveis locais}

início  {fase de controlo do encaminhamento}
        encaminhamento (endereço_d, sub_rede_d, atraso_percurso, possível);
        se não possível então quebra_lig (ligação_o, "não existe caminho"); termina fimse;

        {fase de verificação de débito e reserva de largura de banda na sub-rede de destino}
        verifica_débito (sub_rede_d, débito_mín_od, débito_obj_od, pri_est_mín,
                         pri_est_obj, possível);
        se não possível então quebra_lig (ligação_o, "falta l.b. orig -> dest"); termina fimse;

        {fase de verificação de débito e reserva de largura de banda na sub-rede de origem}
        verifica_débito (sub_rede_o, débito_mín_do, débito_obj_do, pri_est_mín,
                         pri_est_obj, possível);
        se não possível então quebra_lig (ligação_o, "falta l.b. dest -> orig"); termina fimse;

        {fase de cálculo dos limites locais do atraso}
        calcula_limites_locais_atraso (débito_obj_od, débito_obj_do, atraso_máx, var atraso_obj,
                                       atraso_máx_local, atraso_obj_local, w_o, p_o, w_d, p_d,
                                           atraso_acumulado, atraso_percurso, possível)
        se não possível então quebra_lig (ligação_o, "limite atraso excedido"); termina fimse;

        {fase de verificação de atraso e reserva de buffers para a fila origem -> destino}
        verifica_atraso (w_o, p_o, débito_obj_od, atraso_obj_local, máx_buffers_od,
                         ponto_func_od, pri_est_mín, pri_est_obj, possível);
        se não possível então quebra_lig (ligação_o, "não existem buffers"); termina fimse;

        {fase de verificação de atraso e reserva de buffers para a fila destino -> origem}
        verifica_atraso (w_d, p_d, débito_obj_do, atraso_obj_local, máx_buffers_do,
                         ponto_func_do, pri_est_mín, pri_est_obj, possível);
        se não possível então quebra_lig (ligação_o, "não existem buffers"); termina fimse;

        {fase de aceitação da ligação}
        pede_ligação (sub_rede_d, endereço_o, endereço_d, w_d, p_d, débito_mín_od,
                      débito_obj_od, débito_mín_do, débito_obj_do, atraso_máx, atraso_obj,
                      atraso_acumulado, pri_est_mín, pri_est_obj);
fim
```

Programa 5.6 Algoritmo de aceitação/recusa das ligações.

No algoritmo apresentado no Programa 5.8, o estabelecimento dos limites locais de variação para o *atraso de trânsito* (atraso_obj_local e atraso_máx_local) é efectuado tendo em conta a informação fornecida pelas funções de encaminhamento sobre o atraso introduzido nesse percurso (atraso_percurso)[194]. São também levados em conta a estimativa do atraso introduzido pelas camadas inferiores do *relay*[195] (atraso_inferiores) e, o valor do atraso acumulado no percurso desde a origem até ao *relay* (atraso_acumulado) obtido do mecanismo protocolar de negociação do atraso de trânsito (descrito na Subsecção 5.1.1).

A *margem para atraso* no módulo de comutação do *relay* (margem_atraso) é dada pela diferença entre o valor objectivo (atraso_obj) para a ligação e a soma do atraso acumulado no percurso desde a origem até ao *relay* com o atraso introduzido pelas camadas inferiores do *relay* e com o atraso introduzido pelo resto do percurso (atraso_acumulado + atraso_inferiores + atraso_percurso).

Se a margem para atraso for superior ao atraso imposto por qualquer uma das janelas, é considerado o maior dos atrasos das janelas, dos dois sentidos da ligação, como objectivo local a respeitar (atraso_obj_local). Se a margem para atraso for inferior ao valor do atraso determinado por alguma das duas janelas o valor objectivo local toma o valor da margem de atraso, sendo o ponto de funcionamento de cada dos sentidos da ligação posteriormente fixado de acordo com este valor do atraso. No caso de a margem para atraso ser negativa — o que implica a impossibilidade de cumprimento do valor objectivo do atraso fixado pelo utilizador chamante — o objectivo local é fixado no seu valor mínimo que é o tempo necessário à retransmissão do maior dos pacotes, dos dois sentidos da ligação.

O limite máximo do atraso local (atraso_máx_local) é determinado pelo maior dos atrasos em cada uma das duas filas de espera, sendo este imposto pelos tamanhos de janela e de pacote e por um factor de transbordo (factor_transbordo) admitido pelos mecanismos de monitorização (descritos na secção anterior).

Sempre que a soma do valor objectivo local com o atraso acumulado exceda o limite máximo do atraso extremo-a-extremo (atraso_máx) a ligação é declarada impossível, caso contrário, a ligação é continuado o processo de estabelecimento, passado o valor atraso acumulado a conter a parcela introduzida no *relay*.

No algoritmo apresentado no Programa 5.9 é efectuada a verificação da disponibilidade de espaço de armazenamento para suportar uma ligação em função dos parâmetros de atraso locais e dos valores da janela e de pacote. Tal como no caso da verificação da largura de banda, a verificação termina com a obtenção dos recursos de armazenamento necessários e com o

---

[194] Considera-se que, no valor da variável atraso_percurso estão contidas todas as parcelas do atraso no percurso entre o *relay* e o destino, incluindo atrasos devidos ao armazenamento e retransmissão da informação, atrasos devidos ao processamento e atrasos de propagação.

[195] Apenas os atrasos de processamento e manipulação da informação já que o atraso no módulo de comutação incluí os tempos de serviço (transmissão). O tempo de recepção não é contabilizado porque corresponde ao tempo de transmissão do sistema de comunicação anterior.

estabelecimento do ponto de funcionamento, (eventualmente à custa da "marcação", "cativação" dos recursos e posterior interrupção das ligações de menor prioridade de manutenção), ou com a constatação da indisponibilidade de recursos, após a redução do valor da prioridade de estabelecimento ao mínimo admitido para a ligação.

No algoritmo do Programa 5.6 é ainda invocado um procedimento de quebra da ligação proveniente da origem, sempre que é declarada a impossibilidade de verificação de algum dos parâmetros de qualidade de serviço. O procedimento em causa, apara além da quebra da ligação, deverá também proceder, junto do plano dos recursos, à libertação dos recursos que entretanto tenham sido atribuídos.

```
algoritmo verifica_débito (
        sub_rede: inteiro;                                          {sub-rede a verificar}
        débito_mín, var débito_obj: inteiro;                        {parâmetros de qos de débito}
        pri_est_mín, var pri_est_obj: inteiro;      {parâmetros qos de prioridade de estabelecimento}
        var possível: booleano)                                     {sucesso do processo de verificação}

var     {variáveis locais}
        existe_ligação: booleano;
        débito_cativo: inteiro;

início
        débito_cativo <- 0;
        resv_lb (sub_rede, débito_cativo, débito_mín, débito_obj, possível);  {actua nos recursos}
        repete
                existe_ligação <- verdade;
                enquanto não possível e existe_ligação faz
                        "selecciona ligação com prioridade de manutenção < pri_est_obj";
                        "marca ligação seleccionada";
                        débito_cativo <- débito_cativo + "débito da ligação marcada";
                        se "não houver mais ligações com pri. de manutenção < pri_est_obj" então
                                existe_ligação <- falso
                        fimse;
                        resv_lb (sub_rede, débito_cativo, débito_mín, débito_obj, possível);
        fimfaz;
                se não possível então
                        pri_est_obj <- pri_est_obj - 1                  {reduz prioridade}
                fimse;
        atéque possível ou (pri_est_obj < pri_est_min) fimrepete;
        se possível então
                "interrompe ligações marcadas e afecta débito_cativo á ligação em curso"
        senão
                "desmarca ligações marcadas"
        fimse
fim
```

Programa 5.7 Algoritmo de verificação do débito.

```
algoritmo calcula_limites_locais_atraso (
        débito_obj_od, débito_obj_do: inteiro;                    {qos de débito nos dois sentidos}
        atraso_máx, var atraso_obj: inteiro;                      {parâmetros qos de atraso}
        var atraso_máx_local, var atraso_obj_local: inteiro;      {limites locais atraso}
        w_o, p_o: inteiro;                  {tamanho da janela e pacote na ligação de origem}
        w_d, p_d: inteiro;                  {tamanho da janela e pacote na ligação de destino}
        var atraso_acumulado: inteiro;                            {atraso acumulado desde a origem}
        atraso_percurso: inteiro;           {atraso no percurso desde o relay até ao destino}
        var possível: booleano)                                   {sucesso do processo de reserva}

var     atraso_janela_o, atraso_janela_d, margem_atraso: inteiro; {variáveis locais}

início  {determina margem de atraso e atrasos relativos às janelas}
        margem_atraso <- atraso_obj - (atraso_acumulado + atraso_inferiores + atraso_percurso);
        atraso_janela_o <- (p_o * w_o * 8) / débito_obj_od;     {atraso pela janela de origem}
        atraso_janela_d <- (p_d * w_d * 8) / débito_obj_do;     {atraso pela janela de destino}

        {determina atraso local}
        se margem_atraso > 0 então
                se atraso_janela_o > margem_atraso ou
                  atraso_janela_d > margem_atraso  então {atraso imposto pela margem}
                        atraso_obj_local <- margem_atraso
                senão                                  {atraso imposto pela maior janela}
                        se atraso_janela_o > atraso_janela_d então
                                atraso_obj_local <- atraso_janela_o
                        senão
                                atraso_obj_local <- atraso_janela_d
                        fimse
                fimse
        senão                   {margem negativa -> atraso imposto pelo maior pacote}
                se p_o > p_d então
                        atraso_obj_local <- (p_o * 8) / débito_obj_od
                senão
                        atraso_obj_local <- (p_d * 8) / débito_obj_do
                fimse
        fimse;

        {determina limite máximo do atraso local}
        se atraso_janela_o > atraso_janela_d então
                atraso_máx_local <- atraso_janela_o * factor_transbordo
        senão
                atraso_máx_local <- atraso_janela_d * factor_transbordo
        fimse;

        {actualiza atraso acumulado e verifica e actualiza valor objectivo extremo-a-extremo}
        atraso_acumulado <- atraso_acumulado + atraso_obj_local + atraso_inferiores;
        se atraso_acumulado > atraso_máx então
                possível <- falso;
        senão
                se atraso_acumulado > atraso_obj então
                        atraso_obj <- atraso_acumulado
                fimse
        fimse;
fim
```

Programa 5.8 Algoritmo de determinação dos limites locais do atraso.

```
algoritmo verifica_atraso (
        w_in, p_in: inteiro;                                    {tamanho da janela e pacote de enchimento}
        débito_obj_out: inteiro;                                {qos de débito de esvaziamento}
        atraso_obj_local: inteiro;                              {objectivo local do atraso}
        var máx_buffers: inteiro;                               {buffers reservados}
        var ponto_func: inteiro;                                {ponto de funcionamento}
        pri_est_mín, var pri_est_obj: inteiro;                  {parâmetros qos de prioridade de estab.}
        var possível: booleano)                                 {sucesso do processo de verificação}

var     {variáveis locais}
        existe_ligação: booleano;
        buffers_cativos: inteiro;

início
        buffers_cativos <- 0;
        reserva_buf (w_in, p_in, débito_obj_out, atraso_obj_local, buffers_cativos, máx_buffers,
                        ponto_func, possível);                  {actua no plano dos recursos}
        repete
                existe_ligação <- verdade;
                enquanto não possível e existe_ligação faz
                        "selecciona ligação com prioridade de manutenção < pri_est_obj";
                        "marca ligação seleccionada";
                        buffers_cativos <- buffers_cativos + "buffers da ligação marcada";
                        se "não houver mais ligações com pri. manutenção < pri_est_obj" então
                                existe_ligação <- falso
                        fimse;
                        reserva_buf (w_in, p_in, débito_obj_out, atraso_obj_local, buffers_cativos
                                máx_buffers, ponto_func, possível);     {actua no plano dos
recursos}
                fimfaz;
                se não possível então
                        pri_est_obj <- pri_est_obj - 1          {reduz prioridade}
                fimse;
        atéque possível ou (pri_est_obj < pri_est_min) fimrepete;
        se possível então
                "interrompe ligações marcadas e afecta os buffers_cativos á ligação em curso"
        senão
                "desmarca ligações marcadas"
        fimse
fim
```

Programa 5.9 Algoritmo de verificação do atraso.

Os algoritmos descritos nesta Subsecção actuam na *fase de identificação e reserva dos recursos* do processo de negociação dos parâmetros de QoS (descrita na Subsecção 5.1.1).

Na *fase de confirmação da reserva dos recursos* é necessário que sejam efectuados (como foi já referido nas secções anteriores), junto do plano dos recursos, os ajustes correspondentes às variações que tiver havido entre os *valores objectivo* dos parâmetros e os *valores seleccionados* pelo utilizador chamado. Os ajustes a efectuar nesta fase não têm influência nas funções de controlo da admissão de ligações, dado que os valores seleccionados dos parâmetros de QoS são sempre menos exigentes em termos de recursos do que os valores objectivo. Também pelo facto de

actuarem apenas durante a *fase de confirmação da reserva dos recurso*, a carga de processamento dos algoritmos apresentados nesta Subsecção não tem influência no desempenho da transferência de informação.

5.3.3 Monitorização e Controlo dos Parâmetros do Tráfego

Os limites de variação dos parâmetros de QoS resultantes do processo de aceitação das ligações descritos na Subsecção anterior, posteriormente ajustados na fase de selecção dos valores de QoS, deverão ser respeitados durante a fase de transferência da informação. Para este efeito são necessárias funções de monitorização e de controlo activo dos parâmetros de tráfego. Estas funções irão ser conjuntamente analisadas neste Subsecção, para o caso concreto dos *relays* RB e RC.

Tal como foi referido na Subsecção anterior, nos *relays* RB e RC os serviços de comunicação correspondem, respectivamente, a ligações do serviço NILS e do protocolo X.25, constituindo estas ligações o objecto das funções de monitorização e controlo dos parâmetros de tráfego.

As funções de monitorização dos fluxos de tráfego dos canais de comunicação são responsáveis pela determinação dos elementos necessários às funções de controlo dos parâmetros do tráfego e, pela avaliação das situações de congestão, em função dos desvios do tráfego relativamente aos valores dos negociados para os parâmetros de qualidade de serviço, por aplicação da métrica definida no capítulo anterior.

As funções de controlo dos parâmetros do tráfego actuam a partir dos resultados da monitorização dos fluxos de tráfego dos canais de comunicação efectuada pelas respectivas funções. São responsáveis pela manutenção do tráfego dentro dos limites estipulados na matriz de QoS de cada serviço. A actuação destas pode ser directamente baseada nos *índices de desvio* de cada um dos parâmetros de QoS da ligação (Id_{s_i,q_j}), ou baseada em outros indicadores cujo cumprimento garanta a manutenção daqueles índices com valores o mais reduzidos possível. No caso dos *relays* RB e RC o controlo dos parâmetros de tráfego é conseguido actuando sobre os seguintes mecanismos protocolares (respectivamente identificados nas tabelas 5.7 e 5.8):

- No *escalonamento da transmissão* de forma a ser reduzido o índice de desvio do débito, relativamente aos limites negociados extremo-a-extremo e nas situações em que a carga imposta pelas fontes de tráfego exceda esses limites;

- No *controlo do fluxo* e sobre *a janela de transmissão* de modo a serem respeitados os pontos de funcionamento das filas de espera das canais e assim respeitados os limites de variação locais do atraso de trânsito e reduzido o respectivo índice de desvio;

- Na *eliminação de unidades de dados* e *reinicialização das ligações* de modo a serem respeitados os limites máximos das filas de espera das canais, que, quando atingidos são sintoma de anomalia protocolar grave (falha dos mecanismos de controlo do fluxo ou

perda de informação não recuperada nas camadas inferiores) e por isso motivo para a acção destes mecanismos "violentos" mas eficientes.

As funções de controlo dos parâmetros de tráfego podem também recorrer a mecanismos de policiamento do tráfego destinados à correcção dos desvios dos fluxos de tráfego em relação aos limites de variação constantes da matriz de QoS dos serviços. Estes mecanismos actuam por descartagem dos elementos de tráfego em violação do contrato de serviço expresso na matriz de QoS. Tal como foi referido aquando da caracterização dos mecanismos protocolares disponíveis nos *relays* RB e RC, efectuada respectivamente, nas tabelas 5.7 e 5.8, nestes sistemas, devido à existência de mecanismos preventivos de controlo de fluxo, não é necessário o recurso "à violência" dos mecanismos de policiamento para o controlo dos parâmetros de QoS.

A escala de actuação das funções de monitorização e de controlo dos parâmetros de tráfego é determinada, os *relays* RB e RC, pelos ritmos de recepção e envio das unidades de dados (pacotes). A recepção de um pacote deve espoletar os mecanismos de controlo do fluxo. Aquando do envio devem actuar os mecanismos de escalonamento da transmissão e os mecanismos. Em ambas as situações devem também actuar os respectivos mecanismos de monitorização. O facto de a escala de actuação dos mecanismos de monitorização ser reduzida (tanto mais reduzida quanto maior for o débito das sub-redes envolvidas na comunicação) torna a sua acção particularmente sensível, sendo necessário acautelar os seus efeitos no desempenho do sistema comunicação.

5.3.3.1 Monitorização e Escalonamento da Transmissão

Os mecanismos de escalonamento da transmissão aparecem também, muitas vezes, referidos como *disciplinas de serviço ou disciplinas de escalonamento*. Actuam sobre os subsistemas de transmissão e de comutação e são responsáveis pelo escalonamento da transmissão das unidades de dados. O seu funcionamento tem influência nos principais parâmetros de qualidade de serviço, como é o caso dos parâmetros relativos ao débito e ao atraso de trânsito.

No caso dos *relays* RC e dos *relays* RB suportados por camadas de rede com protocolos X.25, o escalonamento da transmissão é efectuado sobre as filas de espera dos canais lógicos deste protocolo. O módulo de comutação recebe unidades de dados (pacotes X.25) provenientes dos canais lógicos de uma das sub-rede, colocando-as nos canais lógicos correspondentes da sub-rede destino, onde ficam a aguardar disponibilidade do transmissor para serem enviados[196]. O processo de escalonamento é activado sempre que for possível o envio de um novo pacote (disponibilidade do transmissor ou desbloqueio do fluxo de envio) sendo responsável pela selecção do próximo canal lógico a ser servido. No caso de todas as filas de espera dos canais lógicos se encontrarem vazias o processo de escalonamento é activado na sequência da chegada de um pacote, após

---

[196] Mais correctamente, os pacotes ficam nas filas de espera dos canais lógicos a aguardar vaga na camada de ligação lógica, já que o nível de rede não tem acesso directo ao transmissor (*hardware* de transmissão) sendo este normalmente controlado a partir do nível de ligação lógica.

processamento pelas camadas protocolares da sub-rede origem e pelo módulo de comutação do *relay*.

A selecção, pelo processo de escalonamento, do próximo canal lógico a ser servido é determinada por factores de ordem protocolar de por factores relativos à qualidade de serviço. Os *factores de ordem protocolar* determinam a possibilidade ou impossibilidade de serviço a cada um dos canais activos. Estes factores estão relacionados — como o próprio nome indica — com a operação dos protocolos. Assim, só é possível o serviço a um canal se esse canal se encontrar no estado de transferência de dados e se não tiverem sido activados pelo receptor desse canal mecanismos de controlo do fluxo (janela ou pacote RNR). De entre os canais que reúnam condições protocolares para serem servidos, os *factores relativos à qualidade de serviço* seleccionam, em cada instante de escalonamento, o canal a ser servido. Os canais devem ser servidos tendo em conta os valores negociados para os parâmetros de qualidade de serviço (das ligações do serviço de rede por suportadas pelos canais) de forma a serem reduzidos os desvios (*índices de desvio*) relativamente a esses valores.

O escalonamento da transmissão tem influência directa no índice de desvio do parâmetro de débito das ligações. Como foi analisado anteriormente, o atraso sofrido por cada ligação no atravessamento de um *relay* RB ou RC, é determinado pela quantidade de *buffers* atribuídos à ligação, tendo em conta o seu escoamento parâmetro com o débito negociado. Por conseguinte, tendo influência directa nos desvios ao débito estabelecido para cada ligação, o escalonamento da transmissão tem também influência nos desvios ao atraso de trânsito.

A redução dos desvios ao débito pode ser conseguida usando critérios de escalonamento directamente baseados nos valores do respectivo *índice de desvio*. Podem também, por conveniência de implementação, ou por apresentarem vantagens adicionais, ser usados outros critérios desde que, se verifique uma correspondência entre a sua verificação e a limitação do índice de desvio das ligações activas com a correspondente influência no estado de congestão do sistema de comunicação, avaliado à luz da métrica apresentada no capítulo anterior.

No processo de escalonamento dos *relays* RB e RC será usado, como critério de decisão, o *índice de utilização* $Iu(t)$ obtido para cada canal, pelo quociente entre o débito efectivo e o respectivo valor do parâmetro de QoS, conforme é definido na Expressão 5.2.

$$Iu(t_k)_{canal} = \frac{débito_{efectivo}}{débito_{QoS}} = \frac{\frac{1}{t_k} \cdot \sum_{i=1}^{k} comprimento_pacote_i}{débito_{QoS}} \tag{5.2}$$

O índice de utilização é calculado nos instantes t_k de escalonamento (medidos relativamente ao estabelecimento das respectivas ligações), para cada uma das filas de espera dos canais activos numa sub-rede. O canal a ser servido no instante t_k é escalonado por ordem crescente dos índices de utilização. Um índice de utilização menor que a unidade significa que o canal se encontra aquém do débito que lhe é devido. Um índice de utilização superior à unidade

significa que o canal tem consumido mais que a largura de banda do que a que lhe foi atribuída na altura do seu estabelecimento.

A Expressão 5.3 permite a actualização do índice de utilização em função do seu valor no instante de escalonamento anterior. São definidas as suas condições iniciais —$Iu(t_0)$—, a expressão para a sua actualização nos canais não servidos —$Iu(t_{k+1})$ *se canal inactivo* — e, a expressão para a sua actualização no canal servido com a transmissão do pacote *k*, com um comprimento de l_k *bits* —$Iu(t_{k+1})$ *se canal activo*. A expressão de actualização de $Iu(t_{k+1})$ nos canais inactivos pode ser obtida da expressão relativa ao canal activo, considerando a transmissão de um pacote de tamanho zero.

O principal problema com a aplicação prática da Expressão 5.3 prende-se com a contabilização dos tempos t_k *e* t_{k+1} separadamente para cada um dos canais activos. Por outro lado, na expressão de actualização de $Iu(t_{k+1})$ no canal activo, a primeira parcela (*parcela histórica*) assume relativamente à segunda parcela (*parcela actual)* uma importância crescente com o decorrer do tempo podendo conduzir a assimetrias em presença de tráfego muito irregular[197]. Idealmente a parcela histórica deverá ter um alcance temporal limitado de forma a que por um lado, a decisão de escalonamento não seja polarizada por acontecimentos com pouca ligação com as características actuais do tráfego e, por outro lado, as evoluções recentes dos fluxos de tráfego sejam tidas em conta no escalonamento[198].

$$Iu(t_{k+1})_{canal} = \begin{cases} 1 & para \;\; t_k = t_0 \\ \dfrac{t_k}{t_{k+1}} \cdot Iu(t_k) & se \;\; canal \;\; inactivo \\ \dfrac{t_k}{t_{k+1}} \cdot Iu(t_k) \; + \; \dfrac{l_k}{t_{k+1} \cdot d_{QoS}} & se \;\; canal \;\; activo \end{cases} \tag{5.3}$$

Por forma a serem ultrapassadas as limitações apontadas são propostas as alterações contidas na Expressão 5.4. Nesta expressão, a parcela histórica é limitada a um valor fixo — *tempo de histórico* (t_h) — sendo o instante de escalonamento seguinte determinado pelo tempo deslocamento correspondente ao tempo de transmissão $(t_{k+1} = t_h + t_{tx})$. Este facto tem a vantagem de tornar desnecessária a contabilização do tempo de vida das ligações, já que o instante de escalonamento seguinte é exclusivamente determinado pelo tempo de transmissão do pacote presente. Esta simplificação equivale também a considerar-se o tempo "parado" na ausência de transmissões, o que não afecta o escalonamento já que os índices de utilização mantêm os valores do último escalonamento.

---

[197] Se, por exemplo, após o estabelecimento da ligação, um canal ficar muito tempo sem que nele seja gerado tráfego, o seu índice de utilização será próximo de zero o que lhe dá direito a monopolizar os recursos quando tiver tráfego para transportar (como forma de recuperação do débito não usado anteriormente).

[198] De forma a, por exemplo, ser acomodado tráfego com características impulsivas, sendo os períodos de silêncio "creditados" no período activo seguinte.

O valor de t_h na Expressão 5.4 deve ser determinado em função das escalas temporais presentes no sistema de comunicação, do o número médio de canais activos e com as características do tráfego. Como regra genérica pode ser adoptado um valor entre uma e duas ordens de grandeza superior ao tempo necessário para transmitir o tamanho médio de pacote suportado na sub-rede, o que equivale à manutenção de um histórico correspondente a entre dez e cem pacotes.

$$Iu(t_{k+1})_{canal} = \begin{cases} 1 & para \;\; t_k = t_0 \\ \dfrac{t_h}{t_h + t_{tx}} \cdot Iu(t_k) & se \;\; canal \;\; inactivo \\ \dfrac{t_h}{t_h + t_{tx}} \cdot Iu(t_k) + \dfrac{l_k}{(t_h + t_{tx}) \cdot d_{QoS}} & se \;\; canal \;\; activo \end{cases} \tag{5.4}$$

No gráfico da Figura 5.7 é ilustrado o escalonamento da transmissão com base no índice de utilização.

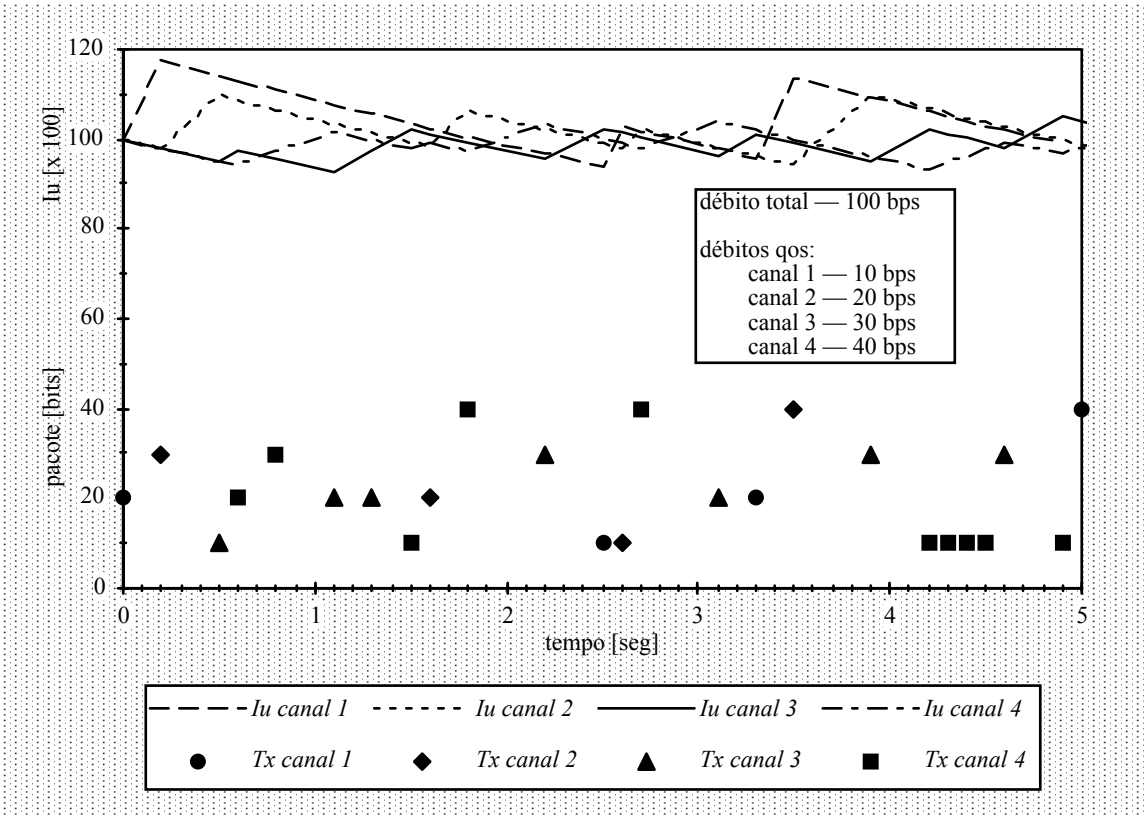

Figura 5.7 Exemplo de evolução de *Iu* em função do serviço aos canais.

No exemplo do gráfico é exemplificada a evolução dos índices de utilização de quatro canais com diferentes valores de QoS de débito (10, 20, 30 e 40 *bits* por segundo, respectivamente), transmitindo "aleatoriamente" pacotes de diferentes tamanhos (10, 20, 30 e 40

bits). Os instantes de escalonamento representados são determinados, relativamente ao instante anterior, pela dimensão do pacote transmitido. A taxa de serviço das filas de espera (ritmo de transmissão) é de 100 *bps*[199]. Os índices de utilização são representados em percentagem. Da análise do gráfico verifica-se que é seleccionado para transmissão o canal que em cada instante de escalonamento apresenta menor índice de utilização (conforme algoritmo proposto). Ao fim dos cinco segundos representados no gráfico foram transmitidos respectivamente 50, 100, 160 e 190 *bits* nos canais 1, 2, 3 e 4, correspondendo aos débitos de 10, 20, 32 e 38 *bps* que se aproximam bastante dos valores especificados para os canais.

Na Subsecção 3.3.4 do Capítulo 3 é efectuado o levantamento de alguns algoritmos usados na implementação de mecanismos escalonamento, sendo os principais resultados resumidos na Tabela 3.3. Na Tabela 5.9 são apresentados os resultados do alargamento da análise então efectuada, à disciplina de escalonamento proposta nesta Subsecção.

Característica	***Iu***	**Discussão**
Tempo fixo ?	Não	A disciplina não transmite os pacotes num instante pré-determinado e o transmissor nunca está parado existindo pacotes em condições de serem transmitidos.
Garante Débito Mínimo ?	Sim	Se não for efectuada sobre-reserva de largura de banda, pelas funções de controlo da aceitação das ligações, a disciplina garante o débito de QoS
Garante Atraso Máximo?	Sim	Exceptuando no enchimento inicial da janela, o atraso sofrido pelos pacotes no *relay* é sempre inferior ou igual ao atraso imposto pelo ponto de funcionamento das filas mais atrasos nas camadas inferiores.
Garante *Jitter* limitado ?	Sim	Exceptuando no enchimento inicial da janela, a variação do atraso é sempre contida entre um valor mínimo (tempo de retransmissão de um pacote + atrasos nas camadas inferiores) e um valor máximo (descrito anteriormente).
Buffers limitados ?	Sim	A disciplina em coordenação com os mecanismos de controlo do fluxo, mantêm as necessidades de *buffers* limitadas e constantes.
Protecção ?	Sim	Se não for efectuada sobre-reserva de largura de banda e, menos de pequenas variações devidas à variação do tamanho dos pacotes, a disciplina garante protecção de débito entre os circuitos virtuais numa sub-rede.

Tabela 5.9 Análise das características da disciplina proposta.

Adicionalmente às características descritas na Tabela 5.9, a disciplina proposta apresenta ainda algumas outras vantagens no caso concreto do escalonamento dos *relays* RB e RC, no suporte de ligações CONS. Concretamente as características vantajosas mais evidentes são:

- *Partilha da largura de banda* não utilizada proporcionalmente ao débito estabelecido para cada canal — a largura de banda não reservada ou reservada e não reclamada pelos respectivos canais é dinamicamente distribuída pelos canais activos que nestas situações

[199] Foram adoptados valores redondos e pequenos para facilitar a análise do gráfico.

passarão a conseguir débitos superiores aos negociados[200]. A repartição da largura de excedente é feita de forma proporcional ao débito negociado já que o escalonamento é efectuado por ordem inversa de índices de utilização e estes são inversamente proporcionais ao débito de QoS;

- Influência *da parcela histórica* no escalonamento — na disciplina proposta a existência de uma *parcela histórica* que permite que a evolução passada do débito de um canal tenha influência no escalonamento e, consequentemente, no seu débito actual. Esta característica permite impôr a médio prazo o valor do débito de QoS, permitindo no curto prazo variações determinadas pela dinâmica do tráfego. Das disciplinas discutidas no Capítulo 3, apenas o *dynamic time windows* (DTW) e o *counter based control* (CBC) admitem alguma forma de memória no escalonamento, sendo, nas restantes, o instante de escalonamento determinado pelo instante da sua chegada do pacote ao sistema, pelo tamanho do pacote e pelo débito atribuído a cada canal;

- *Escalonamento em antecipação* — a avaliação do índice de utilização pode ser efectuada em paralelo com a transmissão dos pacotes, de modo a serem evitados atrasos adicionais. Assim, durante a transmissão do pacote *k,* é calculado o instante $(t_{k+1} = t_h + t_{tx})$ em que o transmissor fica livre para nova transmissão. O vector dos índices de utilização dos canais activos é actualizado para o instante de inicio da próxima transmissão, sendo escalonado o canal de índice de utilização mais baixo que reúna condições para ser servido. Quando o transmissor ficar livre é servido o canal previamente seleccionado e repetido o processo de escalonamento em antecipação.

- *Facilidade de implementação* — com a simplificação introduzida pela Expressão 5.4, a avaliação do índice de utilização não requere cálculos elaborados. A selecção do canal com menor índice de utilização é a operação mais complexa, sendo de *O(n)* — *n* é o número de canais activos, em cada sub-rede — a sua complexidade algorítmica. Como foi já referido, esta operação pode ser efectuada em paralelo com a transmissão da informação.

No Programa 5.10 é apresentado o algoritmo para a monitorização e escalonamento nos *relays* RB e RC.

---

[200] A débitos superiores ao débito de QoS, corresponde a operação da ligação no interior da *zona de funcionamento normal* do parâmetro de débito (representada na Figura 5.3). Esta zona corresponde a valores nulos do *índice de desvio*, sendo no caso do serviço de rede CONS e de acordo com a definição da matriz de QoS efectuada na Secção 5.1, limitada inferiormente pelo débito negociado e superiormente ilimitada.

```
algoritmo escalonamento_transmissão (sub_rede: inteiro; var p_select: ponteiro para ligação);

variáveis
        existe_pac: booleano;
        tamanho_pac, tk_mais_um, t_tx, menor_iu: inteiro;
        p_próx, p_menor: ponteiro para ligação;

início
        com recursos_largura_banda[sub_rede] faz

                {transmite seleccionado}
                se p_select = nil então         {não havia dados pendentes, transmite 1º que encontrar}
                        p_select <- "resultado da procura de canal com pacote para transmitir"
                fimse;
                "tenta recombinação de pacotes e determina tamanho_pac"
                "inicia transmissão de pacote apontado por p_select.pont_retirar"

                {determina instante de libertação do transmissor}
                t_tx <- tamanho_pac / débito_máximo;
                tk_mais_um <- t_hist + t_tx;                    {instante da próxima transmissão}

                {actualiza índices de escalonamento e selecciona próximo canal a ser servido}
                existe_pac <- falso;
                p_próx <- p_select;
                menor_iu <- 999999; { inicialmente igual ao maior índice de escalonamento}
                {trata canal servido}
                p_próx.iu <- arredonda (p_próx.iu * (t_hist / tk_mais_um) +
                                        100 * tamanho_pac / (tk_mais_um * p_próx.débito_obj));
                se      p_próx.cont_pacotes > 0  e  {se existirem mais pacotes pendentes}
                        "fluxo de envio autorizado" e           {se o fluxo de envio estiver autorizado}
                        p_próx.iu < menor_iu            {índice de escalonamento menor}
                então
                        menor_iu <- p_próx.iu;                  {novo mínimo}
                        p_menor <- p_próx;              {selecciona canal}
                        existe_pac <- verdade;                  {existe pacote para transmitir}
                fimse;
                p_próx <- p_prox.prox_ligação           {passa ao próximo canal}
                enquanto p_próx ≠ p_select faz                  {trata restantes canais}
                        p_próx.iu <- arredonda ((p_próx.iu * (t_hist / tk_mais_um);         {actualiza Iu}
                        se      p_próx.cont_pacotes > 0  e  {se existirem pacotes pendentes}
                                "fluxo de envio autorizado" e           {se o fluxo de envio autorizado}
                                p_próx.iu < menor_iu            {índice de escalonamento menor}
                        então
                                menor_iu <- p_próx.iu;                  {novo mínimo}
                                p_menor <- p_próx                       {selecciona canal}
                                existe_pac <- verdade:                  {existe pacote para transmitir}
                        fimse;
                        p_próx <- p_prox.prox_ligação           {passa ao próximo canal}
                fimfaz;
                {próximo canal a ser servido}
                se não existe_pac então p_select <- nil
                senão p_select <- p_menor fimse;
        fimcom
fim
```

Programa 5.10 Algoritmo de escalonamento da transmissão.

O algoritmo actua sobre as estruturas de dados de descrição dos recursos descritas na secção anterior e definidas no Programa 5.4. A estas estruturas há que acrescentar, na ficha de descrição de uma ligação (ligação) as variáveis iu, débito_obj e t_hist, necessárias à operação do algoritmo. Para reduzir as necessidades de processamento no escalonamento, o índice de utilização é representado como número inteiro, sendo inicializado com o valor 100 e, a *parcela actual* multiplicada por 100 em cada escalonamento. A unidade de contagem do tempo deve ser escolhida de modo a sejam sensíveis as diferenças entre os instantes de inicio e de conclusão da transmissão de um pacote.

O algoritmo descrito no Programa 5.10 recebe a indicação da sub rede onde deve ser efectuado o escalonamento e um ponteiro para o canal a ser servido (seleccionado no escalonamento anterior).

É activado, com foi já referido, sempre que o transmissor ficar disponível e existam pacotes pendentes em canais que reúnam as condições protocolares para serem servidos. É também activado na sequência de recepção e processamento de um pacote destinado à sub-rede, na situação em que todas as filas se encontrem completamente vazias e, nas situações em que, após uma paragem em todos os canais causada pela activação pelos receptores dos mecanismos protocolares de controlo do fluxo, seja reactivado o fluxo em um ou mais canais.

Após a transmissão do pacote (eventualmente resultante da recombinação de vário pacotes pendentes) no canal anteriormente seleccionado, o algoritmo procede à selecção do novo canal a ser servido, que reúna as condições protocolares para o efeito. Se nenhum canal reunir essas condições é devolvido um ponteiro para "nenhures" (*nil*), sendo em posteriores escalonamentos servido o primeiro canal encontrado que reúna condições para ser servido.

A avaliação da eficácia do algoritmo de monitorização e controlo da transmissão proposto, no controlo da congestão dos *relays* RB e RC será efectuada por simulação no próximo capítulo.

5.3.3.2 Monitorização e Controlo do Recepção

Nos *relays* RB e RC, o problema da monitorização e controlo da recepção é consideravelmente menos complexo que o problema da monitorização e controlo da transmissão (escalonamento), descrito na Subsecção anterior.

A principal responsabilidade dos mecanismos de monitorização e controlo da recepção é a imposição do *ponto de funcionamento* das filas de espera dos canais, determinados pelo algoritmo de determinação dos limites locais do atraso, descrito no Programa 5.8. Como foi analisado anteriormente, o atraso sofrido pelas unidades de cada ligação na sua passagem por um *relay* RB ou RC, é, em cada instante determinado pela quantidade de *buffers* ocupados, considerando o seu escoamento com o débito negociado no estabelecimento da ligação.

O controlo da recepção é efectuado em duas situações distintas, após a recepção e após a transmissão de um pacote, a que correspondem os algoritmos apresentados no Programa 5.11 e no Programa 5.12, respectivamente.

Após a recepção, processamento e armazenamento de cada pacote na fila de espera do canal a que a que é destinado, é efectuada a comparação da dimensão da fila de espera com o seu ponto de funcionamento. Caso a diferença seja insuficiente para o armazenamento de um novo pacote, é bloqueado o fluxo de enchimento da fila por acção sobre os mecanismos de controlo de fluxo do respectivo canal. Após a recepção de cada pacote é também efectuada a verificação do tamanho máximo da fila de armazenamento. Sempre que o seu valor ultrapasse o valor máximo reservado pelas funções de reserva de recursos, acrescido do factor de transbordo autorizado pela variável factor_transbordo, é efectuada a reinicialização dos canais de comunicação intervenientes na ligação, sendo os pacotes pendentes descartados. O recurso a mecanismos protocolares tão drásticos é justificado pela gravidade da situação, de que o transbordo da fila de espera é prenúncio.

Após a transmissão de um pacote no canal seleccionado pelo algoritmo de escalonamento da transmissão, descrito na Subsecção anterior é verificada o estado do fluxo de enchimento da fila de espera servida. Caso do fluxo de enchimento se encontre bloqueado no canal servido e a quantidade de *buffers* libertada seja suficiente para a recepção de um novo pacote são activados os mecanismos protocolares para a reactivação do fluxo.

```
algoritmo fluxo_on_off ( p_lig_in, p_lig_out: ponteiro para ligação);

variáveis
        buff_disp, buff_pac: inteiro;  {variáveis locais}

início
        {verifica transbordo}
        se (p_lig_out.cont_buffers * factor_transbordo) > p_lig_out.máx_buffers então
                "reinicializa ambas as ligações";
                "descarta pacotes armazenados em ambas as filas";
                "liberta buffers ocupados";
        senão
                {verifica ponto de funcionamento}
                buff_disp <- p_lig_out.cont_buffers - p_lig_out.pont_func;
                buff_pac <- arredonda (1 + p_lig_in.máx_pac / tamanho_buffer);
                se buff_disp < buff_pac então              {atinge ponto de funcionamento}
                        p_lig_in.fluxo_on <- falso;        {pára fluxo de enchimento}
                fimse;
        fimse;
fim
```

Programa 5.11 Algoritmo de paragem do fluxo de recepção.

```
algoritmo fluxo_off_on ( p_lig_in, p_lig_out: ponteiro para ligação);

variáveis
        buff_disp, buff_pac: inteiro;  {variáveis locais}

início
        {verifica ponto de funcionamento}
        buff_disp <- p_lig_out.cont_buffers - p_lig_out.pont_func;
        buff_pac <- arredonda (1 + p_lig_in.máx_pac / tamanho_buffer);
        se buff_disp ≥ buff_pac então
                p_lig_in.fluxo_on <- verdade;          {activa fluxo de enchimento}
        fimse;
fim
```

Programa 5.12 Algoritmo de activação do fluxo de recepção.

Os algoritmos anteriormente descritos e apresentados nos programas 5.11 e 5.12 actuam sobre as estruturas de dados de descrição dos recursos descritas na secção anterior e definidas no Programa 5.4. A estas estruturas há que acrescentar, na ficha de descrição de uma ligação (ligação) as variáveis máx_pac (tamanho máximo de pacote) e fluxo_on (*flag* de activação/paragem do fluxo de chegada de um canal), necessárias à operação dos dois algoritmos.

A paragem e activação dos fluxo de enchimento das filas de espera é comandada pelos algoritmos apresentados, através da *flag* fluxo_on. Esta *flag* é verificada na altura da emissão de confirmações (avanço da janela) pelos respectivos mecanismos protocolares.

Os mecanismos de monitorização e controlo da recepção propostos nesta Subsecção são de complexidade linear *O(1)*, sendo reduzido o número de operações efectuadas em cada actuação. A avaliação da sua eficácia no controlo da congestão dos *relays* RB e RC e especificamente na limitação do atraso de trânsito, será efectuada por simulação no capítulo seguinte.

5.4 SÍNTESE

Neste capítulo foram analisados os mecanismos para o controlo da congestão nos *relays* RC e RB, tendo como objectivo a garantia, nestes sistemas, da qualidade de serviço especificada ao nível do serviço de rede, independentemente das características dos serviços de comunicação a suportar e do conteúdo protocolar das camadas superiores.

Foram retomados os modelos funcionais dos *relays* RB e RC propostos no Capítulo 2 e, com base na arquitectura genérica de enquadramento para as funções de controlo da congestão proposta no Capítulo 4 foram concretizados, em cada plano do controlo da congestão e para cada um dos módulos funcionais dos *relays*, os mecanismos necessários ao cumprimento dos objectivos definidos para as funções do controlo da congestão.

Tendo sido reconhecido que, pelo facto de a arquitectura dos *relays* RB e RC não possibilitar o suporte directo de serviços de comunicação, os aspectos do controlo da congestão

relativos ao *plano dos serviços* transcendem o âmbito das funções de controlo de congestão destes *relays*, foi efectuado o levantamento e discussão das implicações dos elementos de qualidade de serviço disponíveis ao nível do serviço de rede suportado pelos *relays* RB e RC, nos aspectos do controlo da congestão relativos aos serviços de comunicação. Foram caracterizados os parâmetros de QoS disponíveis e os mecanismos para o seu estabelecimento.

Abstraindo os efeitos das camadas superiores e a existência de eventuais operações de multiplexagem ou fraccionamento de serviços de comunicação em ligações do serviço de rede, desconhecidos ao nível da arquitectura dos *relays* RB e RC, foi possível a caracterização da qualidade de serviço do sistema, pela definição da *matriz de qualidade de serviço* e do processo de *estabelecimento dos serviços* de comunicação.

No *plano dos recursos* da arquitectura de controlo da congestão dos *relays* RB e RC, foram identificados os recursos de *largura de banda* e de *espaço de armazenamento* com tendo influência na congestão e necessitando de mecanismos de gestão.

Relativamente aos *recursos de largura* de banda foi efectuada o seu levantamento e caracterização, considerando a relativa diversidade de tecnologias sub-redes suportadas pelos *relays*. A análise das tecnologias levou à definição de estruturas de dados para suporte dos mecanismos e algoritmos propostos para o planeamento, instalação, configuração, cálculo e reserva dos recursos de largura de banda em função dos *parâmetros de débito* da qualidade de serviço das ligações a suportar.

Relativamente aos *recursos de armazenamento* foram analisadas as alternativas tradicionais para a gestão de espaço de armazenamento, tendo sido adoptada uma estrutura em lista ligada, com *buffers* de tamanho fixo. Actuando sobre as estruturas definidas foram então propostos mecanismos para o planeamento, instalação e configuração, cálculo e reserva e, controlo e monitorização dos recursos de armazenamento, tendo sido especialmente focado o efeito destes mecanismos nos *parâmetros de atraso de trânsito* da qualidade de serviço.

O *plano dos protocolos* da arquitectura de controlo da congestão foi o que, devido à sua complexidade, mereceu um tratamento mais aprofundado neste capítulo. Começou por ser feita uma identificação e análise das entidades protocolares dos *relays* RB e RC com influência no controlo da congestão. Foram então analisados os principais aspectos do controlo da congestão no plano dos protocolos, concretamente o *controlo da aceitação dos serviços* e a *monitorização e controlo dos parâmetros de tráfego*.

Relativamente ao primeiro aspecto, foram propostos algoritmos para a aceitação/recusa das ligações, verificação do débito e para o cálculo e verificação dos limites locais do atraso (por se tratar de um parâmetro cumulativo). O processo de aceitação/recusa dos serviços foi baseado na utilização os parâmetros de prioridade das ligações do serviço de rede. Os algoritmos apresentados evidenciaram as relações existentes entre os planos dos protocolos e dos recursos, tendo sido clarificados os limites funcionais de cada um dos planos.

Relativamente aos aspectos relativos à *monitorização e controlo dos parâmetros de tráfego* foram identificados os parâmetros com necessidades de controlo e os mecanismos protocolares

disponíveis para o efeito. Para o *controlo do débito* foi proposto um algoritmo de controlo do escalonamento da transmissão baseado num *índice de utilização* dos canais definido. Numa análise qualitativa e comparativa com outros algoritmos de escalonamento discutidos no Capítulo 3, o algoritmo proposto revelou algumas vantagens gerais e outras específicas do caso concreto do escalonamento dos *relays* RB e RC e do serviço CONS. Para o *controlo do atraso de trânsito* foram propostos dois algoritmos simples de actuação sobre os mecanismos protocolares do controlo do fluxo.

O mecanismos de monitorização propostos foram apenas os necessários ao apoio às funções de controlo dos parâmetros de tráfego, tendo sido integrados nos respectivos algoritmos. Num cenário mais completo do que o estudado, nomeadamente que inclua camadas protocolares superiores e o suporte directo de serviços de comunicação, é previsível a necessidade de mecanismos de monitorização mais complexos, para a determinação dos desvios dos parâmetros do tráfego e a avaliação das situações de congestão extremo-a-extremo, no *plano dos serviços.*

As propostas apresentadas neste capítulo, mostram a possibilidade de aplicação prática dos conceitos agrupados na arquitectura para o controlo da congestão, proposta no Capítulo 4. A aplicação dos conceitos então definidos, ao caso concreto dos *relays* RB e RC, revelou a sua utilidade na estruturação do problema do controlo da congestão e na articulação dos mecanismos para a resolução deste problema, mesmo numa situação em que o sistema de comunicação não é abordado na totalidade mas, tão somente, focado num dos seus elementos.

A validação das propostas apresentadas — sobretudo dos algoritmos de monitorização e controlo dos parâmetros de tráfego e, dentro destes, do algoritmo de escalonamento da transmissão — passa também pela análise sua dinâmica quando submetidas a padrões de tráfego variados e com diferentes valores dos parâmetros operacionais. A avaliação por simulação da dinâmica dos algoritmos propostos será assunto do próximo capítulo deste trabalho.

Capítulo 6

Experiências e Resultados de Simulação

Este capítulo é dedicado à avaliação do comportamento dinâmico dos algoritmos para a implementação dos mecanismos de controlo de congestão dos *relays* RB e RC, propostos no capítulo anterior. Das técnicas disponíveis para a avaliação de sistemas — avaliação analítica, por simulação e com base em protótipos — foi adoptada, como ferramenta principal, a avaliação por simulação, não obstante esta avaliação ter sido posteriormente complementada com alguns testes efectuados sobre um protótipo. Não foram usadas ferramentas analíticas dadas as limitações que apresentam quando aplicadas à análise de sistemas com alguma complexidade, como será discutido mais à frente neste capítulo.

A análise por simulação de um sistema passa obrigatoriamente por um processo prévio de modelização do sistema a simular. Do processo de modelização deve resultar a identificação precisa dos factores cuja influência se pretende avaliar e o levantamento dos componentes do sistema a incluir no modelo de simulação.

Os estudos e as propostas apresentados nos capítulos anteriores foram orientados para o conjunto dos *relays* das famílias RB e RC, não tendo sido até agora necessária a particularização desses estudos e propostas a cada um dos elementos das referidas famílias. Na análise por simulação a efectuar neste capítulo é necessária a definição de alguns elementos adicionais, para além das arquitecturas genéricas dos *relays* RB e RC, de modo a serem incluídas no modelo de simulação as características específicas de cada um dos elementos das famílias RB e RC (características das camadas inferiores e dos meios físicos de comunicação) com influência directa nos resultados a avaliar.

Na Secção 6.1, serão focadas as questões relativas ao processo de simulação, à especificação do cenário de simulação e à modelização do sistema a simular. Começarão por ser discutidas as questões relativas à opção pela simulação em detrimento da abordagem analítica e as questões relativas à selecção da ferramenta de simulação. De seguida, na especificação do cenário de simulação serão identificados os elementos do sistema de comunicação intervenientes na

simulação e concretizados os aspectos arquitecturais necessários à elaboração dos modelos. Finalmente, na modelização do sistema a simular, serão abordados dois aspectos fundamentais: os relativos ao modelo do sistema em si, e os relativos aos modelos do tráfego a injectar no sistema.

Na Secção 6.2 serão descritas as situações a simular e analisados os resultados das simulações efectuadas. As situações concretas a simular serão identificadas a partir dos objectivos da avaliação. Na análise dos resultados será avaliada a eficácia, no controlo da congestão, dos mecanismos propostos ao longo deste trabalho. A quantificação da avaliação será efectuada à luz da métrica apresentada no Capítulo 4.

Finalmente, na Secção 6.3 é efectuada a síntese do capítulo, sendo resumidos os resultados das simulações efectuadas.

Este capítulo corresponde ao desenvolvimento das referências [Monteiro 93a, Monteiro 93d, Monteiro 94].

6.1 MODELIZAÇÃO PARA SIMULAÇÃO

Sendo a simulação de sistemas efectuada com base em modelos previamente elaborados do sistema a simular, o processo de simulação e análise dos resultados tem que ser obrigatoriamente antecedido da identificação dos cenários a simular e da elaboração dos modelos de simulação. A opção por simulação deve também ser fundamentada no levantamento das alternativas disponíveis para a análise do sistema em estudo. Do processo de simulação faz também parte a escolha das ferramentas de modelização e simulação, considerando a natureza do sistema a estudar e o tipo de análise a efectuar.

6.1.1 Razões da Análise por Simulação

Existem duas alternativas básicas para o estudo de sistemas de comunicação, válidas, também, para o estudo de qualquer outro sistema físico: o estudo com base no próprio sistema ou num seu protótipo e, o estudo com base numa representação abstracta (ou modelo) do sistema real. As análises com base nos sistemas físicos ou em protótipos, tendo implícita a disponibilidade de uma implementação dos sistemas em análise, devem ser antecedidas de análises abstractas dos aspectos críticos do funcionamento, a realizar durante a fase de especificação dos sistemas, com vista a uma validação prévia das soluções a implementar.

Assim, no caso concreto dos sistemas em estudo neste trabalho — *relays* RB e RC — os mecanismos e algoritmos especificados no capítulo anterior, devem ser objecto de uma análise prévia, em abstracto, antecedendo o processo de implementação, com vista à avaliação da sua eficácia no controlo da congestão.

Na literatura relativa ao estudo dos sistemas de comunicação entre computadores são geralmente utilizadas dois tipos de ferramentas: ferramentas analíticas baseadas em modelos

matemáticos (de filas de espera, da teoria do controlo, etc.), que permitem a caracterização dos sistemas de comunicação através da sua função de transferência ou através de modelos matemáticos para a informação à saída do sistema em função da informação à entrada e de parâmetros de funcionamento do sistema de comunicação; em alternativa (ou como complemento) às ferramentas analíticas, são normalmente usadas ferramentas de simulação.

Relativamente às ferramentas analíticas, as ferramentas de simulação têm a vantagem de permitirem uma melhor avaliação do comportamento dinâmico dos sistemas, já que enquanto as primeiras fornecem normalmente valores médios ou valores limite as segundas permitem uma análise dinâmica do comportamento dos sistemas em função das entradas e dos seus parâmetros de funcionamento. Os métodos analíticos são mais adequados ao estudo de pormenores do que ao estudo do funcionamento global dos sistemas quando está em jogo um grande número de variáveis e parâmetros de funcionamento, como é o caso dos *relays* RB e RC.

Para o estudo dos mecanismos e algoritmos propostos no capítulo anterior foi adoptada, como ferramenta principal, a simulação. As ferramentas analíticas foram preteridas em favor da simulação dadas as limitações que apresentam quando aplicadas à análise de sistemas com alguma complexidade. Como é facilmente constatável pela análise da literatura, a aplicação de métodos analíticos a sistemas complexos só é possível pela introdução de simplificações ao sistema em análise e/ou às características do tráfego a que ele é sujeito. São vulgares simplificações como o uso de pacotes de tamanho fixo, filas de espera de tamanho infinito, serviço *round-robin* e desprezo dos tempos de propagação, entre outras. No caso dos sistemas em estudo a introdução de simplificações como as referidas desvirtuaria a análise a efectuar, já que a eficácia que se espera dos mecanismos propostos advém sobretudo da disciplina de serviço (baseada no *índice de utilização* dos canais) e do controlo do tamanho das filas de espera.

Da panóplia de linguagens disponíveis para a modelização e simulação dos *relays* foi seleccionado o ECSL (*Extended Control and Simulation Language*) [Clementson 82]. As razões que presidiram à escolha desta linguagem prendem-se com a técnica de modelização que lhe está associada, conhecida por ACDs (*Activity Cycle Diagrams*) e pela existência de uma ferramenta — CAPS (*Computer Aided Programing of Simulations*) [Clementson 82] — de geração automática do código de simulação a partir da descrição do modelo em ACDs.

Os ACDs são baseados em dois tipos de elementos: *entidades* e *actividades*. As entidades representam elementos reais dos sistemas a simular, como por exemplo pacotes, *buffers* ou janela disponível, no caso dos protocolos de comunicação. As entidades podem possuir vários *atributos* que permitem a sua caracterização detalhada (ex.: tamanho, no caso das entidades *buffers* referidas anteriormente). As actividades contêm as acções (como o próprio nome indica) dos modelos em ACDs. As entidades e as actividades relacionam-se através dos *ciclos de actividade*. Os ciclos de actividade são sequências fechadas de *actividades* alternando com *filas de espera,* nas quais as entidades circulam. Uma actividade tem lugar sempre que estejam presentes *entidades* em *todas* as filas de espera à sua entrada.

Em estudos preliminares os ACDs mostraram ser bastante adequados ao estudo dos mecanismos e algoritmos de controlo de congestão propostos nos capítulos anteriores deste

trabalho. Em [Freitas 85, Santos 88] havia já sido apontada a adequabilidade dos modelos em ACDs aos protocolos e sistemas de comunicação entre computadores, quer como ferramenta de modelização, especificação formal e de apoio à prototipização, quer pelo suporte directo de simulação que possibilita o complemento do processo de especificação com a realização de estudos de desempenho.

Em [Carrie 88] é feito um estudo comparativo de várias linguagens de simulação. Este autor classifica as linguagens de acordo com o tipo de modelos que lhes está associado. São considerados três tipos de linguagens: *baseadas em acontecimentos*, *baseadas em processos* e *baseadas em actividades*. O ECSL é considerado por este autor uma linguagem de simulação baseada em actividades. Ao contrário da simulação baseada em acontecimentos, na simulação baseada em actividades o tempo avança linearmente, sendo em cada instante executadas as actividades que reúnam condições para tal. Relativamente às linguagens de simulação baseadas em processos, as linguagens de simulação baseadas em actividades apresentam diferenças menos evidentes, podendo ser efectuada a correspondência, respectivamente entre os *processos* e as *entidades* usados nas primeiras e os *ciclos de actividades* e os *recursos* ou os *clientes* usados nas segundas.

No seguimento deste capítulo serão descritos os processos de obtenção dos modelos, simulação e de análise dos resultados. Os resultados obtidos por simulação serão posteriormente comparados com medições e testes efectuados sobre um protótipo.

6.1.2 Cenário para Simulação

Após a definição das ferramentas e das metodologias para a análise dos mecanismos e algoritmos para o controlo da congestão nos *relays* RB e RC, é agora necessária a concretização do cenário a ser estudado, de forma a serem identificados os aspectos arquitecturais necessários à elaboração dos modelos e os restantes elementos necessários ao estudo.

Por forma a ser possível a análise do comportamento dos mecanismos e algoritmos para o controlo de congestão propostos no capítulo anterior é necessária a particularização do estudo para um dos elementos das famílias dos *relays* RB e RC de modo a serem incluídas no modelo de simulação as características específicas com influência no comportamento dos sistemas a avaliar, nomeadamente as características das camadas inferiores do *relay* e dos meios físicos de comunicação usados em cada uma das sub-redes interligadas.

Devido à grande divulgação das redes locais *ethernet* (pertencentes à família das redes de tecnologia CSMA/CD) e ao uso generalizado das redes de dados de comutação por pacotes (PSDNs), de tecnologia X.25, optou-se pela análise da interligação destas redes como cenário de estudo para a utilização de *relays*. Na taxonomia definida pela ISO para classificação de sub-redes, apresentada na Tabela 2.7 do Capítulo 2, as sub-redes PSDN de acesso via circuito alugado da Rede Telefónica (*PSTN leased line*), são designadas pelo número 111, admitindo duas variantes: 1111 no caso de suporte de chamadas virtuais (CVs) e 1112 para circuitos virtuais permanentes (CVPs). As sub-redes CSMA/CD são designadas pelo número 51 na mesma taxonomia. Ainda de

acordo com a mesma taxonomia, a interligação na opção de serviço de rede CONS, de sub-redes CSMA/CD e sub-redes PSDN com acesso via linha PSTN alugada e suporte de CVs, é possibilitada por dois *relays*:

- RB 51.1111 — *relay* de serviço CONS;
- RC 51.1111 — *relay* de protocolo X.25.

Como foi já referido no Capítulo 2, o estudo dos dois *relays* acima identificados, no âmbito do EWOS/EGLL[201] resultou em parte de um conjunto de actividades — em que o presente trabalho se enquadra — desenvolvidas entre 1990 e 1994 no Laboratório de Comunicações e Serviços Telemáticos (CST) do Departamento de Engenharia Informática da Universidade de Coimbra[202]. Estas actividades culminaram na submissão à ISO dos perfis funcionais dos *relays* referidos [ISO 94e, ISO 94f], tendo a edição destes perfis sido da responsabilidade (parcial no caso do *relay* RC) de um dos elementos do laboratório CST, no âmbito da sua participação nos trabalhos EWOS em representação do organismo nacional de normalização (Instituto Português da Qualidade) [Fernandes 93a, Fernandes 93b, Fernandes 94].

A opção entre os *relays* RB 51.1111 e RC 51.1111 como *caso de estudo* para análise da eficácia dos mecanismos de controlo de congestão propostos no capítulo anterior, recaiu sobre o *relay* RC 51.1111 dada a maior simplicidade arquitectural deste *relay* e tendo em conta o objectivo da realização de um protótipo. No entanto, embora existam diferenças significativas entre as arquitecturas dos dois *relays* (como foi analisado na Subsecção 2.2.6 do Capítulo 2), ao nível de detalhe usado no modelo de simulação as diferenças entre os dois *relays* são mínimas ou praticamente nulas (como pode ser constatado mais à frente) pelo que os resultados da simulação podem ser generalizados aos dois tipos de *relays.*

A Figura 6.1 descreve o cenário usado nas experiências de simulação. Para além do *relay* RC 51.1111 é também necessária a inclusão dos sistemas terminais interlocutores onde são localizados os mecanismos de geração e recepção do tráfego de forma a serem considerados os efeitos nos mecanismos de controlo da congestão do dialogo entre os protocolos das várias camadas (são sobretudo importantes, os efeitos dos mecanismos de controlo do fluxo).

A realização de simulações sobre o cenário descrito na Figura 6.1 permitirá a avaliação da eficácia dos mecanismos de controlo de congestão propostos no capítulo anterior. Concretamente será avaliado o efeito desses mecanismos sobre o *débito* dos canais e sobre o *atraso de trânsito* sofrido no *relay*, em situações de sobrecarga e considerando diversos tipos de tráfego nos canais activos. A partir dos desvios sofridos por estes parâmetros em relação aos limites de variação normal e limiar admitidos para o *relay* e determinados em função dos parâmetros de QoS, será possível a avaliação do estado de congestão (à luz da definição e métrica apresentadas no Capítulo 4) de cada um dos canais activos e do *relay* globalmente.

---

[201] European Workshop for Open Systems / Expert Group on Lower Layers.

[202] No início das actividades referidas no texto o laboratório tinha a designação de "Laboratório de Redes" e pertencia ao Departamento de Engenharia Electrotécnica da mesma universidade.

De modo a ser possível a avaliação quantitativa das melhorias introduzidas no controlo da congestão pelos mecanismos propostos é necessária a comparação dos resultados com os resultados obtidos na ausência destes mecanismos. Para este efeito serão realizadas simulações com serviço aos canais em *roud-robin* e com controlo do espaço de armazenamento exclusivamente dependente do mecanismos de janela deslizante.

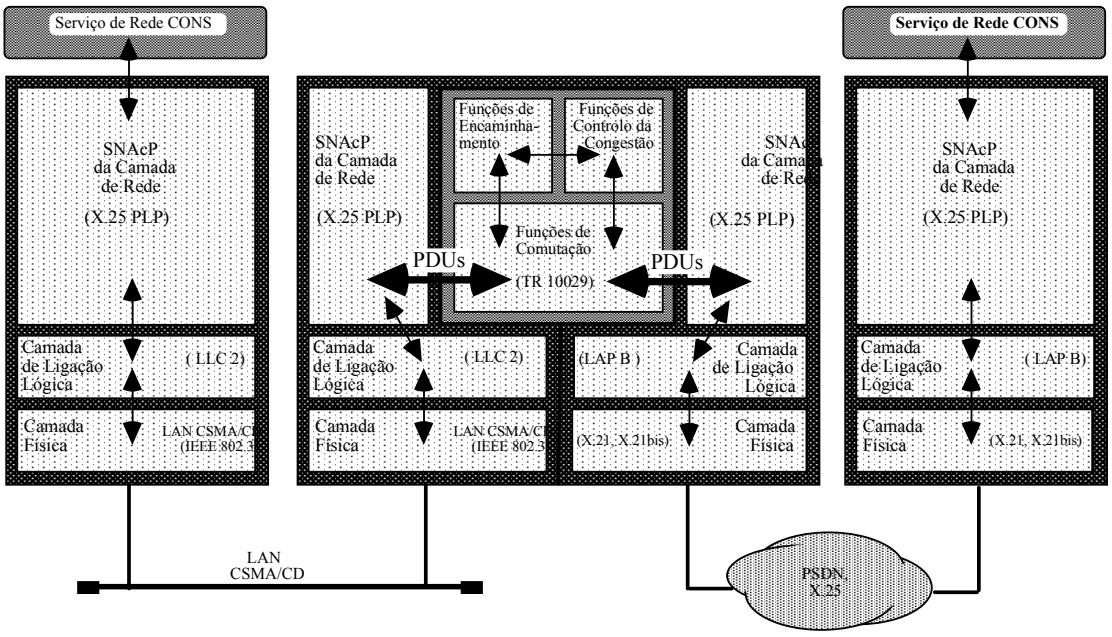

Figura 6.1 Cenário de simulação (*relay* RC 51.1111 e sistemas terminais).

6.1.3 Modelização de um *Relay* RC 51.1111

Com base no cenário descrito na subsecção anterior foi desenvolvido um modelo para simulação, destinado à avaliação do comportamento dos mecanismos de controlo de congestão propostos. Na elaboração do modelo foram identificados os seguintes módulos funcionais:

- Módulo central do *relay* — contendo as funções necessárias à comutação da informação e os mecanismos de gestão dos recursos e controlo dos parâmetros do tráfego propostos no capítulo anterior;
- Módulos protocolares X.25 — contendo os elementos do protocolo X.25 com influência no controlo da congestão;
- Módulos das camadas inferiores da rede CSMA/CD — contendo os elementos das camadas inferiores da sub-rede CSMA/CD (incluindo as características relativas ao meio físico de comunicação) com influência no controlo da congestão;

- Módulos das camadas inferiores da rede PSDN — contendo os elementos das camadas inferiores da sub-rede PSDN (incluindo as características relativas ao meio físico de comunicação) com influência no controlo da congestão;

- Módulos do serviço de rede CONS — responsáveis pela geração do tráfego e pelo estabelecimento dos parâmetros de qualidade de serviço dos circuitos de comunicação.

Na Figura 6.2 são representados os módulos componentes do modelo de simulação, sendo também ilustradas as relações existentes entre as ligações do serviço de rede CONS, os canais do protocolo X.25 e as ligações lógicas das camadas inferiores. Os canais do protocolo X.25 são bidireccionais, sendo alimentados em cada uma das extremidades, por uma fila de espera para armazenamento dos pacotes à espera de transmissão.

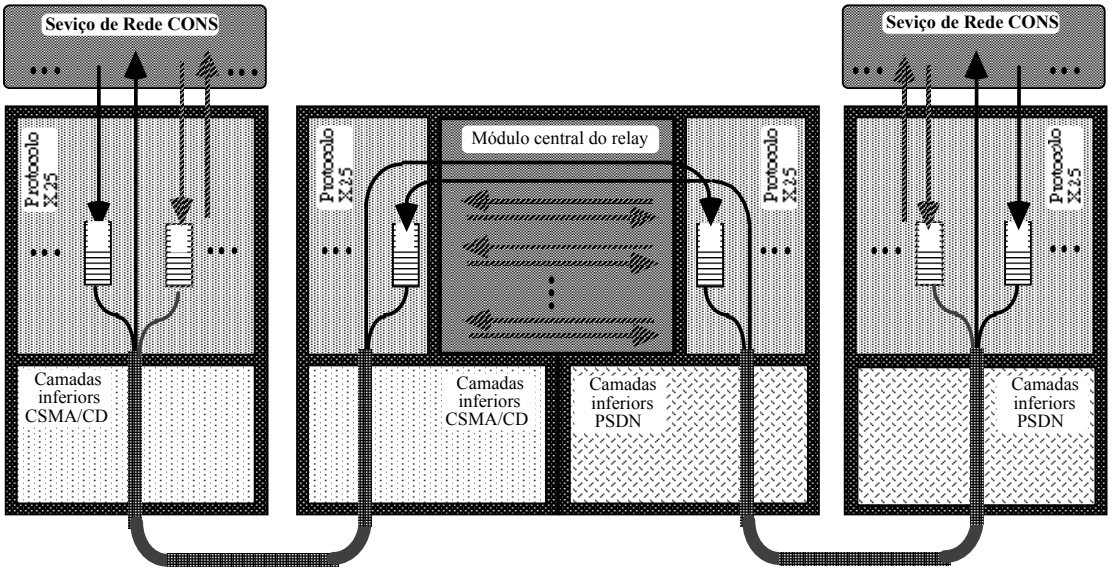

Figura 6.2 Componentes do modelo de simulação.

Na Tabela 6.1 são resumidamente descritas as principais características incluídas nos vários módulos do modelo de simulação.

Com base na organização funcional apresentada na Figura 6.2 e nas características de cada módulo apresentadas na Tabela 6.1, foi construído um modelo de simulação usando diagramas de ciclos de actividades (ACDs) como ferramenta de modelização.

Na Figura 6.3 é apresentado o modelo de simulação em ACDs resultante do levantamento efectuado. Foi adoptada a representação convencional dos ACDs, sendo as actividades representadas por rectângulos contendo a sua designação e a expressão para o cálculo da sua duração, as filas de espera representadas por círculos contendo a designação do estado de espera e, as filas múltiplas representadas por vários círculos sobrepostos.

Módulo	**Características**
Módulo central do *relay*	• Afectação de *buffers* aos canais interligados de acordo com o algoritmo apresentado no capítulo anterior (descrito no Programa 5.5); • Configuração do tamanho dos *buffers*; • Duas formas alternativas de escalonamento: — serviço aos canais com base no seu *índice de utilização* (*Iu*), de acordo com o algoritmo proposto no capítulo anterior (descrito no Programa 5.10); — opcionalmente serviço aos canais em *round-robin* para comparação com o escalonamento baseado no índice de utilização ; • Capacidade de realização de operações de fragmentação e recombinação de pacotes, de forma a serem adaptados os tamanhos de pacote e janela de cada uma das ligações concatenadas pelo módulo de comutação.
Módulos protocolares X.25	• Tamanho de janela especificado por cada canal; • Tamanho de pacote especificado por cada canal; • Duas formas alternativas de gestão das confirmações: — de acordo com os algoritmos propostos no capítulo anterior (Programas 5.11 e 5.12); — opcionalmente, exclusivamente baseado no funcionamento da janela para comparação com a situação anterior ;
Camadas inferiores da sub-rede CSMA/CD	• Taxa de transmissão de 10 Mbps; • Meio físico livre de erros (é desprezado o efeito na taxa líquida de transmissão, da recuperação dos erros efectuada na camada de ligação lógica); • *Bit stuffing* (de modo a ser considerado o efeito do tamanho mínimo de quadro suportado nas redes CSMA/CD); • Meio físico *half-duplex* (quando uma estação transmite as restantes escutam); • São considerados os efeitos no consumo de largura de banda do tráfego entre as outras estações da rede local CSMA/CD (não destinado ou originado pelo *relay*); • É considerado o efeito do tempo de propagação das confirmações.
Camadas inferiores da sub-rede PSDN	• Taxa de transmissão variável; • Meio físico livre de erros; • Meio físico *full-duplex* (transmissão bidireccional); • É considerado o efeito do tempo de propagação das confirmações.
Módulo do serviço de rede CONS	• A informação é gerada em blocos de tamanho variável correspondendo aos campos de dados das primitivas N-DATA.request do serviço de rede; • Os blocos de informação são gerados com um espaçamento variável; • Em cada ligação é gerado um número variável de blocos de informação; • Em cada ligação são especificados os seguintes parâmetros de QoS: — débito; — atraso de trânsito.

Tabela 6.1 Resumo das características incluídas no modelo de simulação.

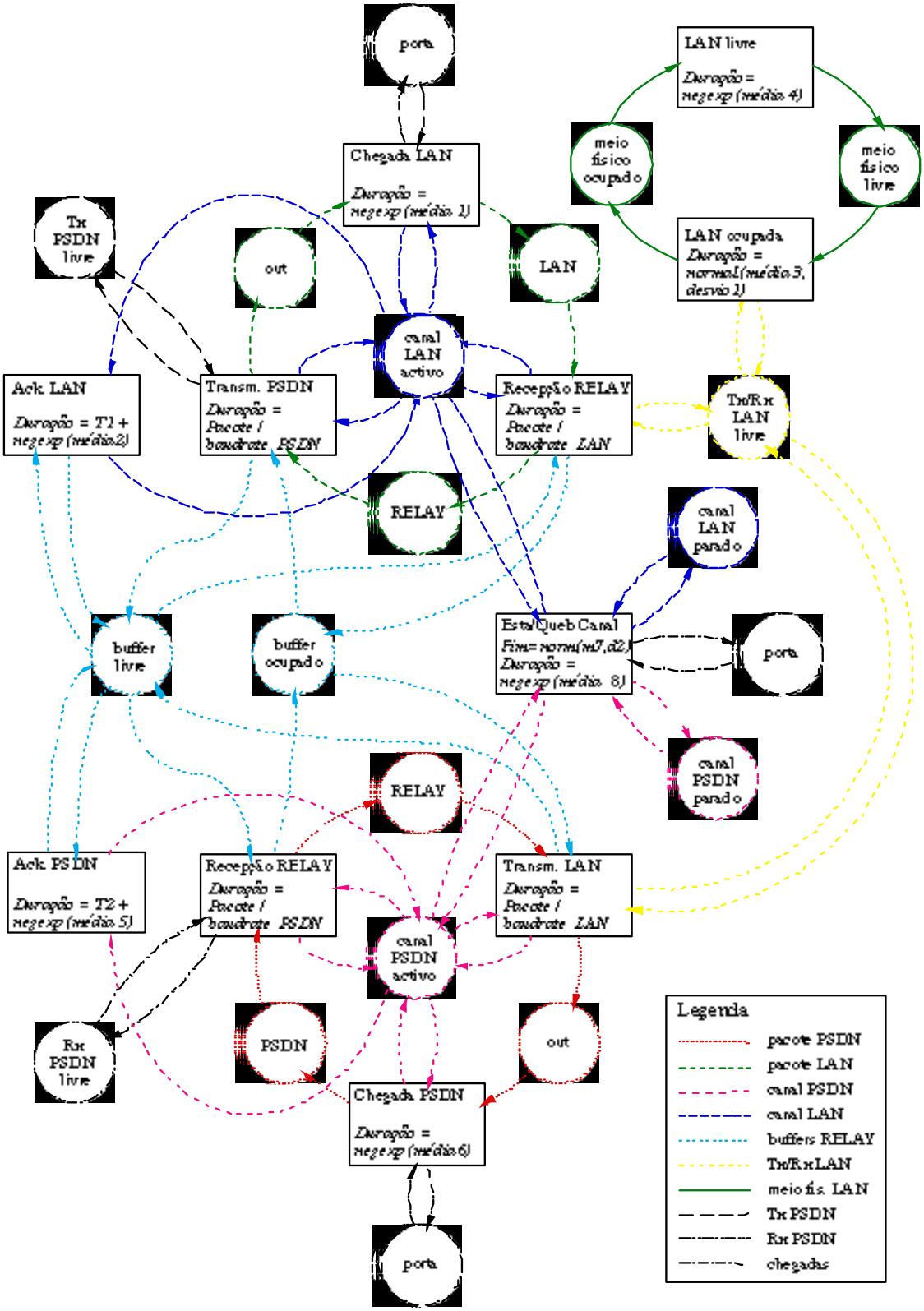

Figura 6.3 Modelo do *relay* em ACDs.

No modelo de simulação foram identificados doze ciclos de actividades correspondendo às seguintes entidades (ver legenda da Figura 6.3):

- *Canal PSDN* e *canal LAN* — estas duas entidades representam os canais X.25 na PSDN e na LAN, respectivamente. Intervêm na quase totalidade das actividades e possuem um quantidade de atributos relativamente elevada, de modo a poderem modelizar as características individuais de cada canal. Os atributos relativos ao tamanho da janela e de pacote e ao número de *buffers* permitem o funcionamento dos mecanismos de confirmação e controlo do atraso de trânsito propostos para o *relay.* Outros atributos suportam o funcionamento da disciplina de serviço aos canais. Existem também atributos destinados à parametrização do fluxo de tráfego em cada canal*;*

- *Pacote PSDN* e *pacote LAN* — estas duas entidades representam os pacotes em circulação na PSDN e na LAN, respectivamente. Têm como atributos o comprimento, o *bit M* (que permite a realização das operações de fragmentação e recombinação de pacotes no protocolo X.25), e os tempos de chegada ao sistema e ao *relay* (para poderem ser determinados os tempos gastos em cada etapa do percurso);

- *Buffers RELAY* — esta entidade corresponde aos recursos de armazenamento do *relay* e é caracterizada pelo seu tamanho em *bytes*. Os *buffers* são afectados aos canais na recepção de pacotes vindos da LAN ou da PSDN e são libertados após a transmissão dos pacotes. A quantidade afectada a cada pacote recebido é determinada pelo quociente entre o tamanho desse pacote e a dimensão dos *buffers*. A quantidade de *buffers* ocupados por cada canal é controlada por aplicação dos algoritmos descritos no capítulo anterior;

- *Tx/Rx LAN* — esta entidade corresponde ao recurso de transmissão/recepção na sub-rede local. O meio físico das redes CSMA/CD funciona em *half-duplex* o que implica a desnecessidade de o transmissor e o receptor serem considerados entidades distintas;

- *Meio físico LAN* — esta entidade modeliza a ocupação do meio físico da rede local no diálogo entre outras estações da rede (tráfego que não é originado nem destinado ao *relay*);

- *Tx PSDN* e *Rx PSDN* — estas duas entidades correspondem, respectivamente, aos recursos de transmissão e recepção do *relay,* na sub-rede PSDN. Dado que o meio físico da PSDN é *full-duplex* a transmissão e a recepção podem ocorrer simultaneamente, sendo por isso necessárias duas entidades distintas;

- *Chegadas* [*LAN, PSDN* e *Canais*] — estas três entidades são responsáveis pela geração das chegadas relativas aos canais (estabelecimento de ligações) e relativas ao tráfego nos

módulos do serviço de rede localizados nos sistemas terminais da LAN e da PSDN. Os modelos de chegadas serão discutidos em detalhe na Subsecção seguinte.

Às doze entidades descritas correspondem outros tantos ciclos de actividades descritos de seguida.

Ciclos de actividade *canal PSDN* e *canal LAN*

Cada um dos ciclos de actividade destas entidades passa por dois estados diferentes, correspondendo às situações de canal activo e de canal inactivo (parado). A transição entre estes estados é regulada por uma única actividade (*Estab/Quebr Canal* na Figura 6.3) que modeliza o estabelecimento e a quebra das ligações nos canais.

O estabelecimento das ligações é controlado por uma actividade do tipo *"porta"* que impõe um espaçamento exponencial negativo (chegadas de Poisson) entre os instantes de estabelecimento das ligações. O estabelecimento de uma ligação provoca a transição simultânea das entidades *canal PSDN* e *canal LAN* (uma de cada). respectivamente, das filas *canal LAN parado* e *canal PSDN parado* para as filas *canal LAN activo* e *canal PSDN activo.*

Após o seu estabelecimento, cada ligação é mantida activa durante um intervalo de tempo determinado por uma distribuição normal. Findo este intervalo as entidades *canal PSDN* e *canal LAN* são novamente devolvidas, respectivamente às filas *canal PSDN parado* e *canal LAN parado* onde aguardam o estabelecimento de nova ligação.

Durante os estados de canal activo as entidades *canal PSDN* e *canal LAN* são usadas indistintamente pelas actividades de *chegada*, *recepção*, *transmissão* e *confirmação (Ack)*, regressando ao mesmo estado de espera após cada utilização. Na terminologia associada aos ACDs este tipo de utilização é classificado como *facilidade*.

Ciclo de actividade *pacote PSDN* e *pacote LAN*

Os ciclos de actividades das entidades *pacote PSDN* e *pacote LAN* são compostos por três actividades, intercaladas por outros tantos estados de espera. No início, os pacotes estão fora (*out*) e têm que ser admitidos no sistema através do módulo do serviço de rede CONS do sistema terminal (*Chegada PSDN* e *Chegada LAN*). Para que se realize a chegada é necessária a presença nas actividades de três entidades: um *canal*, um (ou mais) *pacote* e uma *chegada*. As entidades *chegada* são entidades especiais (uma por cada canal) responsáveis pela imposição da distribuição estatística das chegadas de tráfego ao sistema. Cada vez que a entidade *chegada* de um canal é utilizada ela fica indisponível durante um intervalo de tempo determinado por uma distribuição exponencial negativa — chegadas de Poisson — de média igual ao intervalo média que se pretende impôr entre as chegadas ao sistema.

A actividade de chegada de dados ao sistema modeliza a geração de informação pelos utilizadores (humanos ou não humanos) nos canais X.25 associados às ligações do serviço de rede CONS. Os dados são gerados em blocos de tamanho variável correspondendo à geração de primitivas *N-DATA.request* pelos utilizadores do serviço de rede. O tamanho do bloco de dados

das primitivas *N-DATA.request* é amostrado de uma distribuição de Weibull com média igual ao tamanho médio dos dados que se pretende impôr ao canal (as razões da selecção desta distribuição serão discutidas na Subsecção seguinte). Os blocos de dados assim gerados em cada canal são então segmentados (se necessário) em vários *pacotes* retirados da fila *out* e transferidos para a fila do sistema terminal (*PSDN* ou *LAN*), no canal respectivo.

Uma vez nas filas de espera de cada um dos canais, os pacotes aguardam a sua transmissão para o (a recepção pelo) *relay*. Esta tarefa é executada na actividade *Recepção RELAY* que retira um *pacote* de um *canal* seleccionado aleatoriamente (o *relay* não sabe qual o canal de que vai receber dados) e transfere esse pacote para a fila de espera do *RELAY* do canal correspondente. Esta actividade tem uma duração imposta pelo tamanho do pacote recebido e pela taxa de transmissão/recepção do *relay* na PSDN ou na LAN. Para que a recepção possa ocorrer é necessário que o receptor do *relay* (entidades *Rx PSDN* ou *Tx/Rx LAN*) esteja livre e que a quantidade de *buffers* ocupados pelo canal seja inferior ao seu *ponto de funcionamento*[203].

Após a recepção pelo *relay,* o pacote aguarda na fila de espera do respectivo canal a sua retransmissão. Quando o transmissor fica disponível (entidades *Tx/Rx LAN* ou *Tx PSDN* localizadas, respectivamente, nas filas de espera *Tx/Rx LAN livre* ou *Tx PSDN livre*) é seleccionado para serviço o canal com pacotes pendentes com menor *índice de utilização (Iu),* de acordo com o algoritmo proposto no capítulo anterior. Podem ocorrer operações de fragmentação e recombinação de forma a ser adaptados os tamanhos dos pacotes nas duas sub-redes interligadas. Esta actividade tem uma duração imposta pelo tamanho do pacote recebido e pela taxa de transmissão/recepção do *relay*. Os pacotes transmitidos ficam fora do sistema (fila *out*) sendo reutilizados nos ciclos subsequentes.

Ciclos de actividade *buffer*

Os *buffers* existentes no *relay* suportam as duas filas de espera onde são armazenados os pacotes em trânsito. De acordo com os mecanismos de gestão de *buffers* propostos no capítulo anterior, estas entidades são geridas em *pool*, podendo ser dinamicamente atribuídas aos canais à medida que estes delas necessitem e dentro dos limites estabelecidos para cada um deles.

As entidades *buffer* possuem um ciclo de actividades complexo, estando envolvidos em todas as actividades de transmissão, recepção e confirmação. Os *buffers* passam por dois estados de espera: *livres* e *ocupados*. As actividades de recepção (da LAN ou da PSDN) ocupam um ou mais *buffers*, as actividades de transmissão libertam um ou mais *buffers* (dependendo do tamanho do pacote recebido ou transmitido). Os *buffers* podem ser ocupados e libertados (usados) indistintamente por qualquer uma das actividades de transmissão e de recepção, comportando-se como *facilidades* para estas actividades (tal como as entidades *canal LAN* e *canal PSDN* descritas anteriormente).

A actividade de confirmação num dado canal só pode ter lugar se esse canal ocupar menos que um máximo de *buffers* que lhe é permitido (atributo das entidades *canal LAN* e *canal PSDN)*.

---

[203] O ponto de funcionamento é um dos atributos das entidades *canal PSDN* e *canal LAN.*

As actividades não consomem *buffers*, verificam apenas a sua existência relativamente a cada canal. Na terminologia associada aos ACDs os buffers são classificados como entidades *catalíticas* para as actividades de confirmação.

Ciclo de actividade *Tx/Rx LAN*

O transmissor/receptor do lado CSMA/CD do *relay* reparte-se por três actividades disjuntas: transmitir, receber e monitorar a actividade do meio físico (analisar se a informação lhe é destinada e/ou esperar por oportunidade para transmitir). Para modelizar este funcionamento a entidade *Tx/Rx LAN* comporta-se como um *facilidade.* Tem o seguinte ciclo de actividades:

- Transmissão de pacotes na LAN CSMA/CD (entidades *pacote PSDN*);
- Recepção de pacotes da LAN CSMA/CD (entidades *pacote LAN*);
- Monitorização do meio físico durante as transmissões efectuadas pelas outras estações e que não lhe sejam destinadas;
- Quando não está ocupada em nenhuma destas actividades a entidade *Tx/Rx LAN* está inactiva em espera.

Ciclos de actividade *meio físico LAN*

Para modelizar a ocupação do meio físico pelas outras estações na LAN CSMA/CD é necessário considerar uma entidade auxiliar, designada por *meio físico LAN,* com o seguinte ciclo de actividades:

- A entidade *meio físico LAN,* transita entre as actividades *LAN livre* e *LAN ocupada*. A actividade *LAN ocupada* requere a presença da entidade *Tx/Rx LAN* e tem uma duração determinada por uma distribuição normal, de média igual ao tempo de transmissão de um pacote na LAN e com um desvio padrão escolhido de modo a ser modelizada a transmissão de pacotes de tamanhos relativamente diferentes;
- A actividade *LAN livre* terá uma duração determinada por um processo de Poisson de forma a serem modelizados os intervalos entre comunicações. A média determinará a taxa de utilização da rede CSMA/CD. De notar que a actividade *LAN livre* não reflecte a utilização do meio físico pelo *relay*, apenas reflecte a sua utilização pelas outras estações da LAN, nas comunicações entre si.

Ciclos de actividade *Tx PSDN* e *Rx PSDN*

Estes dois ciclos de actividade modelizam o funcionamento do transmissor e do receptor da PSDN. As entidades *Tx PSDN* e *Rx PSDN* intervêm apenas pelas actividades de transmissão e recepção na PSDN, respectivamente, pelo que os seus ciclos de actividades são elementares.

Ciclos de actividade *chegada LAN, chegada PSDN* e *chegada Canal*

Estes três ciclos de actividades correspondem à forma usada nos ACDs para modelização do espaçamento dos acontecimentos no tempo[204]. Em cada uma das filas de espera múltiplas (uma por cada canal de comunicação simulado) destes três ciclos de actividades existe uma entidade que é ocupada pela actividade de *chegada* respectiva durante o intervalo de tempo entre acontecimentos consecutivos. Desta forma é impedida a ocorrência em cada um dos canais[205], de novas actividades de chegada até que termine a actividade em curso (uma actividade só tem lugar quando estiverem presentes *entidades* em *todas* as filas de espera à sua entrada). As distribuições estatísticas usadas nas actividades de chegada serão discutidas na Subsecção seguinte.

6.1.4 Modelos de Tráfego

Relativamente aos modelos usados para a geração do tráfego no modelo de simulação, já aflorados na Subsecção anterior, cumpre nesta Subsecção realçar um conjunto de aspectos relativos à escolha das distribuições efectuada e à adequabilidade dos modelos de tráfego à análise a efectuar.

Embora tradicionalmente usado como modelo de chegadas de pacotes na simulação de redes de computadores — como pode ser constatado da análise de inúmeros trabalhos, [Freitas 85, Schwartz 87, Demers 89, Ngo 91, Pham 94], entre outros — o processo de Poisson tem vindo a ser posto em causa por gerar padrões de tráfego demasiado regulares.

Num trabalho recente intitulado *"Wide-Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling"* [Paxson 94b], Vern Paxson e Sally Floyd do Lawrence Berkeley Laboratory, efectuaram a comparação de padrões de tráfego reais em redes TCP/IP com os padrões gerados pelo modelo de Poisson. Estes autores chegaram à conclusão de que o modelo de Poisson é válido apenas para a modelização das sessões ao nível do utilizador, falhando como modelo de espaçamento entre os pacotes de uma sessão. Segundo os autores o espaçamento entre os pacotes gerados numa sessão possui normalmente um padrão fortemente impulsivo, diferindo bastante da regularidade imposta pelo modelo de Poisson. Como modelo para o espaçamento entre pacotes, os autores adoptam e generalizam as conclusões de um outro trabalho [Leland 94] onde é proposta a utilização de modelos fractais (*self-similar*) para representação de tráfego nas redes *ethernet*.

Já anteriormente ao trabalho de Paxson e Floyd, havia sido proposto por Raj Jain e S. Routier um modelo de espaçamento de pacotes — designado por *packet trains* — destinado a ultrapassar as limitações da modelização de Poisson [Jain 86b]. O modelo proposto por Jain e Routier é baseado em dois estados de tráfego, sendo um de silêncio (ausência de tráfego) e outro de actividade (geração de tráfego segundo um modelo de Poisson). Às transições entre estados são

---

[204] Este tipo de ciclos de actividade são também designados *portas*, na terminologia dos ACDs.

[205] Uma vez que existe uma fila de entidades *chegada* por cada canal simulado, podem ocorrer simultaneamente actividades de chegada em todos os canais (desde que as restantes entidades necessárias a cada actividade estejam disponíveis nas respectivas filas de espera).

associados valores de probabilidade (cadeia de Markov). O modelo de *packet trains* foi posteriormente adoptado (e adaptado) por vários autores [ZhangLixia 89, Hemmer 91, Rathgeb 91, Floyd 92] para a geração de tráfego em estudos sobre redes TCP/IP e ATM.

Concretamente, no trabalho de Lixia Zhang sobre a arquitectura *flow network*[206] [ZhangLixia 89] é utilizado um modelo de *packet trains* em que o início de cada *train* é modelizado por um processo de Poisson, o seu comprimento é obtido de uma distribuição geométrica e, o espaçamento dos pacotes dentro do *train* é deixado à influência dos protocolos simulados.

Mais recentemente foram propostos modelos — aplicados sobretudo à modelização do tráfego nas redes ATM —, baseados em processos de Poisson modulados por cadeias de Markov — *Markov Modulated Poisson Process* (MMPP). Nestes modelos as chegadas de Poisson variam conforme o estado da cadeia de Markov em que o processo de geração de tráfego se encontra. Em [Yegendglu 94], por exemplo, é proposto um modelo MMPP de quatros estados, representando quatro situações de tráfego gerado por uma fonte (desde pouca carga até à sobrecarga, com dois estados intermédios). Esta referência contêm também uma boa análise do estado da arte relativo aos modelos MMPP e derivados. Os modelos MMPP podem ser considerados como uma generalização do modelo de *packet trains* proposto por Jain e Routier. Para além da utilização na geração de tráfego em simulação, os modelos MMPP são também bastante adequados às abordagens analíticas, razão pela qual têm conhecido uma utilização crescente.

Neste trabalho, foi adoptada uma técnica de geração de tráfego que pode ser enquadrada no modelo de *packet trains* de Jain e Routier e que apresenta bastantes semelhanças com o resultado das adaptações efectuadas a este modelo por Lixia Zhang. Não foram adoptados modelos mais elaborados (MMPP ou os modelos fractais) devido, por um lado à dificuldade de suporte de modelos matematicamente complexos na linguagem de simulação escolhida e, por outro lado, à dificuldade da sua parametrização num cenário genérico como o que se pretende simular.

Tendo em conta o cenário de simulação definido na Figura 6.2, a geração do tráfego é efectuada ao nível do serviço de rede, na forma blocos de tamanho variável, correspondendo à geração de primitivas *N-DATA.request* pelos utilizadores daquele serviço. Os blocos de dados assim gerados em cada canal são segmentados em vários *pacotes* (caso seja necessário), de acordo com o tamanho máximo de pacote suportado na sub-rede onde vão ser transmitidos. Os pacotes resultantes da segmentação são colocados na fila de espera do canal respectivo onde aguardam a sua transmissão. Dado que as filas de espera são de comprimento finito, terá que existir alguma forma de travar a geração de primitivas num dado canal, sempre que a fila de espera desse canal se encontre cheia.

Na Figura 6.4. é ilustrado o processo de geração de tráfego que se pretende modelizar, sendo representada a geração de primitivas nos canais e a sua transformação em pacotes.

---

[206] Como foi já referido anteriormente, a arquitectura *flow network* proposta por Lixia Zhang, esteve na origem do RSVP (*resource reservation protocol*).

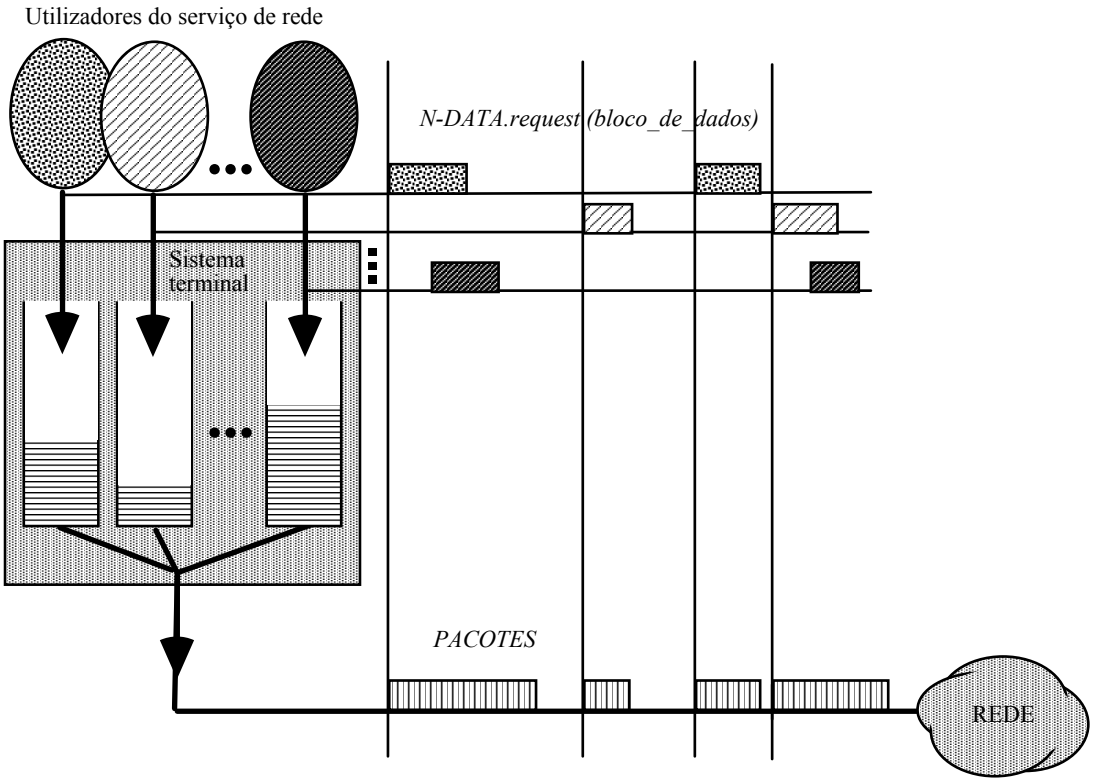

Figura 6.4 Modelo de geração de tráfego.

A segmentação de uma primitiva para transmissão pelas camadas inferiores da sub-rede dará origem a um *train* de pacotes, de comprimento variável de acordo com o tamanho do bloco de dados da primitiva. Dependendo do tipo de serviços de utilizador, as primitivas geradas podem conter apenas alguns caracteres, no caso de serviços interactivos, o equivalente a algumas páginas no caso dos serviços de mensagens e dos serviços de pesquisa de informação ou, um grande volume de informação no caso dos serviços de transferência de ficheiros[207].

No espaçamento entre a geração de cada primitiva *N-DATA.request* (espaçamento entre os *trains* de pacotes) é usado um processo de Poisson. Tal como no trabalho de Zhang, o espaçamento entre os pacotes do *train* é deixado à influência dos elementos dos protocolos incluídos no modelo de simulação (confirmações, filas de espera dos canais, acção do *relay*, etc.). Também é admitida alguma influência dos elementos dos protocolos no espaçamento das primitivas dado que o processo de geração de primitivas pode ser retardado devido ao enchimento da fila de espera do canal.

O tamanho do bloco de dados *das* primitivas (comprimento do *train)* é amostrado de uma distribuição de Weibull com média igual ao tamanho médio dos dados que se pretende impôr ao canal. A opção por uma distribuição de Weibull foi devida ao facto de ser mais versátil que a

---

[207] Neste último caso será normal que uma sessão do serviço dê origem a uma sequência de primitivas, das quais apenas a primeira corresponde directamente a uma acção do utilizador, sendo as restantes geradas em sua sequência.

distribuição exponencial negativa usada por Lixia Zhang[208] e tradicionalmente usada na geração de comprimentos de informação [Schwartz 87].

O modelo de geração de tráfego ao nível do utilizador aqui proposto (neste caso concreto, ao nível do utilizador do serviço de rede) é semelhante ao utilizado por David Boggs[209], Jeffrey Mogul e Christopher Kent [Boggs 88] para geração de tráfego e avaliação de desempenho de numa rede *ethernet.*

6.1.5 Elaboração do Simulador em ECSL

Com base no modelo em ACDs ilustrado na Figura 6.3 e descrito ao longo das Subsecções anteriores, foi elaborado um programa de simulação em ECSL. Nas versões preliminares do programa de simulação foi usada a ferramenta CAPS (*Computer Aided Programming System*) que permite a tradução automática de modelos em ACDs em programas em ECSL. Nas versões seguintes o código foi criado manualmente dado que o CAPS se mostrou bastante limitado no tratamento de modelos com alguma complexidade, sobretudo em problemas envolvendo entidades múltiplas e com atributos, como é o caso.

Devido à necessidade de simplificação do modelo, imposta por limitações do *software* de simulação (número máximo de entidades e actividades suportadas) e por se pretender sobretudo estudar a eficácia dos mecanismos de controlo do tráfego, não foram incluídos no simulador os aspectos relativos ao estabelecimento e quebra das ligações. A simulação de situações envolvendo alteração do número de canais simultaneamente activos foi realizada à custa de várias corridas do simulador, variando o número de canais entre cada simulação.

A versão final do código de simulação em ECSL encontra-se em [Monteiro 95b]. No mesmo trabalho pode também ser observado um exemplo dos resultados gerados em cada corrida do simulador. O conjunto dos resultados obtidos nas várias situações simuladas será analisado na secção seguinte.

---

[208] No trabalho de Zhang é usada uma distribuição geométrica que é uma *versão* discreta da distribuição exponencial negativa. A distribuição de Weibull possui como parâmetro, para além da média, um *factor de forma*, normalmente designado pela letra α. Para $\alpha = 1$ a distribuição de Weibull é equivalente à distribuição exponencial negativa. A variação dos valores de α permite aumentar ($\alpha > 1$) ou diminuir ($\alpha < 1$) a dispersão em torno da média. Nas simulações foram experimentados vários factores de forma sendo as diferenças nos resultados pouco sensíveis.

[209] Este autor foi, juntamente com Robert Metcalfe, o inventor da tecnologia *ethernet* [Metcalfe 76].

6.2 SIMULAÇÕES E RESULTADOS

Tendo sido discutidos, na secção anterior, os aspectos relativos à obtenção do modelo de simulação do *relay* RC 51.1111, podem agora ser abordados os aspectos relativos ao processo de simulação e à análise dos resultados.

As situações concretas a simular serão identificadas a partir da análise dos objectivos da avaliação. Na análise dos resultados das simulação será efectuada avaliação da eficácia dos mecanismos propostos no Capítulo 5, tendo como critério a métrica proposta no Capítulo 4. Esta avaliação será complementada com análises comparativas dos valores de débito e de atraso de trânsito observados na ligações, relativamente aos seus parâmetros de qualidade de serviço, e com resultados obtidos a partir de simulações de um *relay* sem os mecanismos propostos.

6.2.1 Planeamento da Simulação

A escolha das situações a simular teve em atenção duas ordens de objectivos: avaliação do comportamento global do *relay* (avaliação macroscópica); e avaliação dos detalhes relativos aos canais de comunicação (avaliação microscópica).

O primeiro conjunto de simulações será orientado para a avaliação do comportamento global do *relay* RC 51.1111, sendo genericamente procurados os seguintes objectivos:

- *Validação do modelo de simulação* — o primeiro objectivo da avaliação do comportamento global do *relay* é a *validação* do modelo de simulação desenvolvido. A validação será efectuada através da realização de *simulações de controlo* (simulações com parâmetros cujo resultado possa ser previamente calculado) ;

- *Caracterização do funcionamento global do relay* — este objectivo visa o conhecimento do comportamento global do *relay* , relacionando os parâmetros de simulação com os resultados obtidos, de modo a serem estabelecidas relações de causa-efeito, úteis nas análises detalhadas a efectuar posteriormente;

- *Identificação dos fluxos de tráfego críticos* — de modo a ser reduzido o volume de dados obtido e a quantidade de simulações a realizar para a avaliação da eficácia dos mecanismos de controlo de congestão, interessa identificar as situações críticas em termos de fluxos e de volumes de tráfego para nelas *focar* as análises detalhadas a efectuar posteriormente.

Nos fluxos críticos identificados na caracterização do funcionamento efectuada no primeiro conjunto de simulações serão realizados vários conjuntos de simulações, destinadas ao estudo do comportamento do *relay* no detalhe de cada uma das ligações. Cada um dos conjuntos de simulações terá como objectivo a avaliação de um dos seguintes aspectos:

- *Eficácia dos mecanismos de controlo dos parâmetros de tráfego* — à luz da métrica para a avaliação da congestão proposta no Capítulo 4, será avaliada a eficácia dos mecanismos para o controlo da congestão propostos no Capítulo 5 (determinação dos índices de congestão dos parâmetros de QoS e da congestão global do *relay*). Os resultados obtidos serão também comparados com resultados obtidos em simulações de um *relay*, com o mesmo conjunto de parâmetros mas desprovido dos mecanismos propostos.

- *Eficácia na repartição entre os canais dos recursos em excesso* — os mecanismos de controlo da congestão propostos no Capítulo 5 tinham também como requisito de operação a repartição justa dos recursos em excesso ou reservados e não consumidos. Este conjunto de simulações visa a avaliação deste aspecto da operação dos mecanismos propostos, para diferentes situações de carga e para diferentes combinações de parâmetros de qualidade de serviço das ligações ;

- *Grau de protecção entre os canais* — outro requisito importante dos mecanismos de controlo de congestão é a resistência a utilizadores *"mal comportados"*, isto é, aos utilizadores cuja procura de recursos ultrapassa o seu contrato de serviço. Este conjunto de simulações tem como objectivo a avaliação dos efeitos causados por este tipo de utilizadores nos restantes utilizadores (sobretudo nos *"bem comportados"*) e no comportamento global do *relay.*

As situações de simulação aqui identificadas irão ser objecto de tratamento nas Subsecções seguintes, pela ordem em que foram apresentadas. Em cada uma das situações serão apresentados os parâmetros de simulação, mostrados graficamente os resultados obtidos e efectuada a sua discussão.

As simulações efectuadas terão um período de simulação superior em pelo menos uma ordem de grandeza a actividade mais demorada, por forma a serem eliminados os efeitos, nos resultados, dos comportamentos com carácter transitório.

6.2.2 Simulação do Comportamento Global

Como foi já analisado na Subsecção 2.3.2 do Capítulo 2, na ausência de mecanismos de controlo de congestão, o comportamento global dos sistemas de comunicação é caracterizado por três zonas de funcionamento: a *zona linear,* a *zona de congestão* e a *zona de colapso.*

Na zona linear o débito aumenta linearmente com o aumento do tráfego e o atraso de trânsito permanece praticamente constante. Na zona de congestão, ao aumento do tráfego corresponde um aumento acelerado do atraso de trânsito, com o débito a permanecer praticamente constante. Na zona de colapso, devido ao bloqueamento dos recursos e ao transbordo das filas de espera, o débito decresce rapidamente (tendendo para zero) e o atraso de trânsito tende para

infinito, com o aumento do tráfego. Na Figura 2.17 do Capítulo 2 são representadas as curvas de débito e atraso de trânsito, características deste comportamento.

Idealmente, e do ponto de vista global do sistema de comunicação, as funções de controlo da congestão devem impedir a entrada na zona de colapso e, no caso de excepcionalmente o sistema entrar nesta zona, devem poder recuperar, fazendo com que o sistema regresse à zona de congestão ou, se possível, à zona linear.

Para ser avaliado o comportamento global de congestão do *relay* RC 51.1111, foram realizadas várias simulações. Nessas simulações foram considerados seis canais lógicos activos em cada uma das sub-redes com iguais características[210]. Os parâmetros de débito dos canais foram determinados dividindo a capacidade disponível pelo número de canais. O controlo do atraso de trânsito foi deixado exclusivamente a cargo dos mecanismos de controlo de fluxo, não tendo sido impostos limites mais restritivos que os determinados pela janelas e tamanho de pacote dos canais. A taxa de transmissão da sub-rede PSDN foi fixada em 64 Kbps por se tratar de um valor comum em redes deste tipo. A procura dos canais foi progressivamente aumentada, ultrapassando os valores de qualidade de serviço estipulados, de forma a serem obtidos valores de carga entre 10% (carga reduzida) e 1000% (forte sobrecarga) da capacidade do *relay* (determinada pela taxa de transmissão na PSDN). Todos os restantes parâmetros de simulação foram mantidos constantes nas simulações realizadas.

A Tabela 6.2 resume os parâmetros mais relevantes usados na simulação do comportamento global do *relay* RC 51.1111.

Os gráficos das figuras 6.5 e 6.6 resumem os resultados obtidos nas simulações, representando os resultados relativos ao tráfego originado no lado da LAN e no lado da PSDN, respectivamente.

Os valores representados nos gráficos são os valores médios obtidos. Nos eixos das ordenadas são medidos os débitos obtidos, os atrasos nas filas do *relay* e do sistema terminal e os comprimentos destas filas de espera. As curvas de débito são representadas relativamente às taxas de funcionamento da sub-rede respectiva. Os atrasos de trânsito são representados relativamente aos atrasos máximos atingidos e os comprimentos das filas de espera relativamente aos seu valor limite. Os valores da carga representados em escala logarítmica, no eixo das abcissas, são relativos à *capacidade de estrangulamento*[211] que é a taxa de transmissão na PSDN.

---

[210] O número máximo de canais lógicos foi imposto por limitações do *software* de simulação tendo-se, no entanto, revelado suficiente para as análises efectuadas na simulação do comportamento global do *relay*.

[211] *Bottleneck capacity* na literatura anglo-saxónica.

Parâmetro de simulação	Valor
Número de canais activos	6
Tamanho dos buffers do relay [bytes]	128
Taxa de transmissão na PSDN [Kbps]	64
Débito em cada canal [Kbps]	64 / 6
Atraso máximo no relay em cada canal [ms]	4 * 1518 * 8 / (64 / 6)
Tamanho da janela nos canais da PSDN [pacotes]	4
Tamanho máximo dos pacotes na PSDN [bytes]	128 (valor por defeito do X.25)
Tamanho médio das primitivas N-DATA na PSDN [bytes]	1024
Intervalo médio entre geração de primitivas na PSDN [ms]	de 10.000 a 100 (Poisson)
Tamanho da janela nos canais da LAN [pacotes]	4
Tamanho máximo dos pacotes na LAN [bytes]	1518 (máximo da ethernet)
Tamanho médio das primitivas N-DATA na LAN [bytes]	1024
Intervalo médio entre geração de primitivas na LAN [ms]	de 10.000 a 100 (Poisson)

Tabela 6.2 Resumo dos parâmetros da simulação do comportamento global.

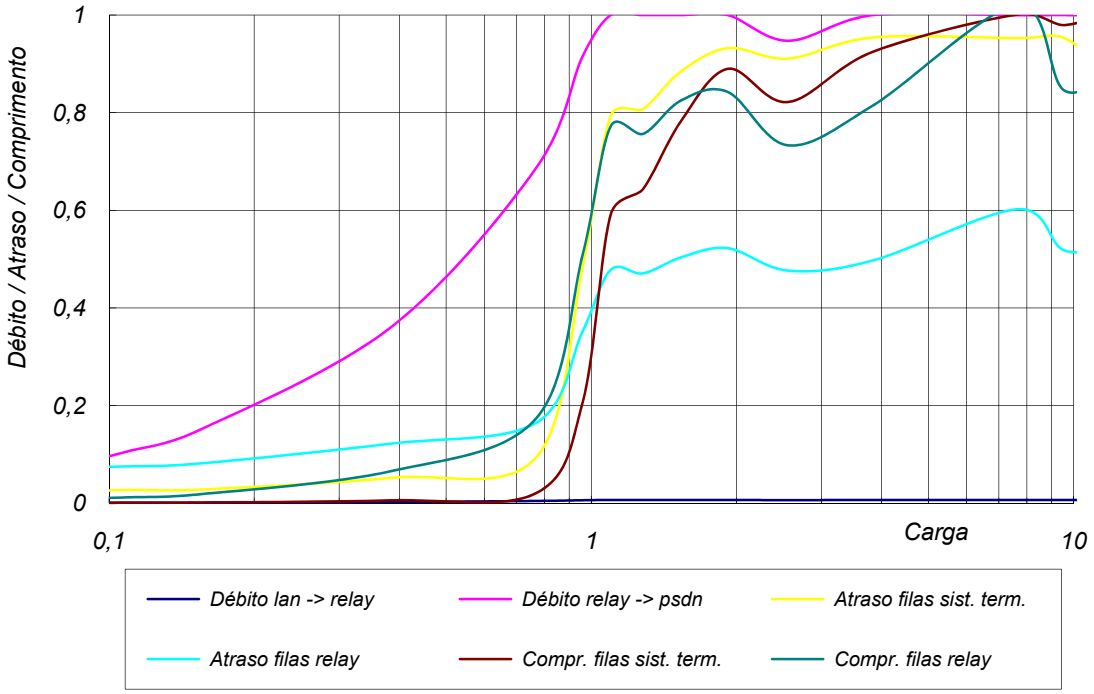

Figura 6.5 Resultados da simulação relativos ao tráfego originado na LAN.

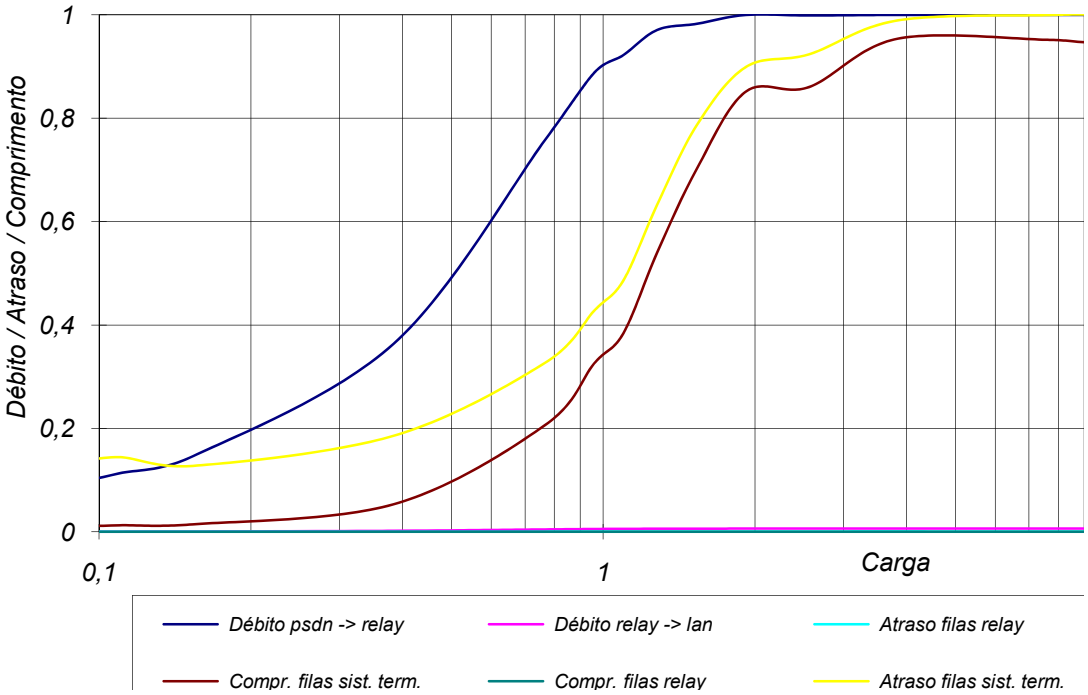

Figura 6.6 Resultados da simulação relativos ao tráfego originado na PSDN.

Dos traçados referidos na legenda da Figura 6.5 (relativa ao tráfego originado na LAN) não são visíveis no gráfico os valores relativos ao débito LAN –> *relay* pelo facto de serem de dimensão reduzida quando comparados com as restantes grandezas representadas.

Relativamente aos traçados referidos na legenda do gráfico da Figura 6.6 (relativa ao tráfego originado na PSDN) os traçados relativos ao débito *relay* –> LAN e ao atraso nas filas do *relay* não são visíveis no gráfico quando incluídos na mesma escala das restantes grandezas aí representadas. Também não é visível o traçado do comprimento das filas no *relay* pelo facto do seu valor ser sempre aproximadamente igual a zero.

6.2.2.1 Caracterização do Funcionamento Global do *Relay*

Da análise dos gráficos das figuras 6.5 e 6.6 e da comparação destes com as curvas de débito e atraso de trânsito, características do comportamento de congestão apresentadas na Figura 2.17 do Capítulo 2, resultam as primeiras conclusões da avaliação do funcionamento global do *relay*:

- *A zona de congestão é atingida* — para valores da carga abaixo dos 80% da capacidade de estrangulamento, o *relay* opera na *zona linear,* caracterizada por atrasos de trânsito pequenos e débito proporcional à carga. Quando a carga se aproxima capacidade de estrangulamento o *relay* entra na *zona de congestão,* com as filas de espera a aumentarem rapidamente de tamanho e o atraso de trânsito a exibir um crescimento exponencial com o aumento da carga;

- *A zona de colapso de congestão é evitada* — mesmo em situações de sobrecarga acentuada (dez vezes a capacidade de estrangulamento), os mecanismos de controlo do fluxo impedem o transbordo das filas de espera e, consequentemente as retransmissões e a degradação dos débitos nas duas direcções do tráfego. O crescimento exponencial dos atrasos de trânsito é interrompido e estabilizado nas proximidades dos seus valores máximos. Assim, pode concluir-se que a zona de colapso é substituída pela *zona de saturação*, sendo o funcionamento do *relay* caracterizado por três zonas: *zona linear*, *zona de congestão* e *zona de saturação*.

O facto de o *relay* exibir, para valores da carga próximos da capacidade de estrangulamento, um comportamento global típico de congestão, não significa necessariamente a existência de congestão do ponto de vista específico dos canais de comunicação suportados. Para se chegar a esta conclusão é necessária a análise dos resultados ao detalhe de cada um dos canais e a comparação dos resultados obtidos com os limites estabelecidos para os parâmetros de QoS.

6.2.2.2 Identificação dos Fluxos de Tráfego Críticos

A identificação dos pontos de funcionamento críticos do cenário seleccionado para simulação, em termos de fluxos e de volumes de tráfego, permitirá focar nesses pontos a análise detalhada do funcionamento do *relay,* possibilitando assim a redução do número de simulações necessárias para a avaliação da eficácia dos mecanismos de controlo de congestão propostos.

Da observação da Figura 6.6 chega-se rapidamente à conclusão que o tráfego originado na PSDN (destinado a LAN) não é susceptível de causar congestão no *relay*, tendo em consequência pouca (ou nenhuma) importância na análise da eficácia dos mecanismos de congestão propostos.

O aumento da carga nesta direcção do tráfego apenas se reflecte nos sistemas terminais. As filas de espera do *relay* mantêm um comprimento próximo de zero, sendo o atraso introduzido por estas filas desprezável (da ordem dos micro segundos quando os restantes atrasos são da ordem dos milissegundos[212]). Este comportamento é devido à grande diferença entre as taxas de transmissão na LAN e na PSDN. Quando os dados chegam ao *relay* vindos da PSDN, são rapidamente transportados pela LAN até ao seu destino.

É interessante verificar-se que quando a carga atinge a capacidade de transmissão da PSDN as filas no sistema terminal crescem até à sua dimensão máxima, inibindo a geração de novos blocos de dados. Este comportamento é conforme com o modelo de geração de tráfego adoptado, sendo normalmente designado por *backpressure effect* pelo facto de o efeito do aumento da carga se reflectir na origem da mesma.

Como seria de prever pela diferença entre as taxas de funcionamento da LAN e da PSDN, o fluxo crítico de tráfego é o originado na LAN e destinado à PSDN. Nesta direcção do tráfego,

---

[212] Estes valores não estão patentes no gráfico, tendo sido obtidos por análise directa dos resultados da simulação.

quando a carga se aproxima da *capacidade de estrangulamento* (taxa de funcionamento da PSDN) as filas no *relay* aumentam e o atraso de trânsito cresce exponencialmente com o aumento da carga[213]. Quando o ponto de saturação é atingido as filas de espera estabilizam no seu valor máximo e o atraso permanece constante. O enchimento das filas de espera no *relay* faz actuar os mecanismos de controlo de fluxo que, travando a recepção de novos pacotes, causam o enchimento das filas de espera nos sistemas terminais e a inibição da geração de novos blocos de dados.

Nos parâmetros seleccionados para a simulação do comportamento global (Tabela 6.2) não foram propositadamente impostos limites ao atraso de trânsito, para além daqueles decorrentes do valor da janela e do tamanho de pacote. Os resultados da simulação relativos ao tráfego originado na LAN revelam que, sem o auxílio de mecanismos complementares, os mecanismos de controlo do fluxo por janela não são capazes de controlar o atraso introduzido pelo *relay,* deixando que este atinja valores prejudiciais para a maioria dos serviços de comunicação.

Assim, o resultado da identificação dos pontos críticos do funcionamento do *relay* no cenário de simulação definido aponta para a necessidade de ser dedicada atenção especial ao fluxo de tráfego originado na LAN, em detrimento do fluxo originado na PSDN. A análise detalhada do comportamento do *relay*, a realizar nas Subsecções seguintes, será focada neste fluxo de tráfego.

Da observação dos gráficos relativos ao comportamento global do *relay* pode também ser concluído que a zona mais *rica* dos traçados se situa entre os 10% e os 300% do valor da carga relativamente à capacidade de estrangulamento. Além deste intervalo os traçados tendem a estabilizar em torno dos valores de saturação, acrescentando pouca informação aos resultados. Assim, será nesta gama de valores que irão ser efectuadas as análises relativas ao comportamento dos canais de comunicação.

6.2.2.3 Validação do Modelo de Simulação

Na validação do modelo de simulação foram realizadas várias simulações de controlo que permitiram a verificação manual dos resultados obtidos. As simulações de controlo foram complementadas com a análise de numerosos registos de resultados intermédios, obtidos forçando a impressão dos valores das principais entidades e seus atributos, nos pontos críticos do código do simulador.

Os resultados da simulação do comportamento global do *relay* resumidos nos gráficos das figuras 6.5 e 6.6 foram também usados no processo de validação do modelo de simulação e da codificação do simulador. A observação crítica dos valores das várias grandezas representadas e a análise da sua coerência relativa, permite algumas certezas sobre a correcção do modelo de simulação e do código do simulador.

---

[213] As curvas do atraso apresentam uma evolução *linear* para valores da carga entre os 80% e os 100% da capacidade de estrangulamento. Como o eixo das abcissas é representado numa escala logarítmica, o traçado linear traduz uma evolução exponencial dos valores.

Como exemplo pode ser referido o traçado débito PSDN –> *relay* no gráfico da Figura 6.6. A observação dos valores desta grandeza na zona linear (sensivelmente entre os valores 10% e os 80% da carga normalizada) revela uma evolução de acordo com o que seria de esperar, isto é, o débito é aproximadamente igual à carga. Desta observação e neste aspecto particular, pode ser inferido o correcto comportamento do modelo de simulação e do simulador. Idêntica inferência pode ser efectuada da observação, na mesma figura, dos valores relativos do comprimento e do atraso nas filas do sistema terminal, sendo facilmente identificável um paralelismo acentuado, previsível dada a relação entre as duas grandezas.

Esta forma de validação possui, como seria de esperar, limitações decorrentes do facto de a correcção do modelo ser inferida da análise dos seus resultados. Se todos os resultados fossem facilmente previsíveis não seria necessária a realização de simulações para a sua obtenção, pelo que a conclusão de que o modelo está correcto quando produz resultados de acordo com o esperado deve ser rodeada de algumas cautelas e, sempre que possível, complementada com outras formas de validação. No presente trabalho e para além das várias formas de validação do modelo anteriormente referidas, foram também efectuados alguns testes sobre um protótipo do *relay* RC 51.1111 [Granjal 93] que permitiram, embora *a posteriori*, a validação dos resultados da análise por simulação.

6.2.3 Simulação do Comportamento Detalhado

Nesta Subsecção serão realizados vários conjuntos de simulações destinadas ao estudo do comportamento do *relay* no detalhe de cada uma das ligações. Estas simulações serão focadas no fluxos críticos e zonas de funcionamento mais relevantes, identificados na subsecção anterior, concretamente, no fluxo de tráfego originado na LAN e na zona de funcionamento correspondente a valores da carga até duas ou três vezes o valor da capacidade de estrangulamento.

Na geração do tráfego serão modelizados vários tipos de utilizadores do serviço de rede, correspondendo a diferentes combinações de necessidades de débito e atraso de trânsito. Os utilizadores modelizados serão enquadrados em dois padrões de comportamentos típico: utilizadores *"bem comportados"* que respeitam os valores dos parâmetros de qualidade de serviço estabelecidos e; utilizadores *"mal comportados"* que geram tráfego não conforme aos seus parâmetros de qualidade de serviço.

6.2.3.1 Controlo dos Parâmetros do Tráfego

A eficácia dos mecanismos de controlo dos parâmetros de tráfego propostos no Capítulo 5, para as famílias de *relays* RB e RC, irá ser avaliada nesta subsecção através da realização de um conjunto de simulações do modelo do *relay* RC 51.1111 no cenário descrito na Subsecção 6.1.2. Os resultados obtidos serão analisados de duas formas complementares:

- À luz da métrica para a avaliação da congestão introduzida no Capítulo 4, através da determinação dos índices de congestão dos parâmetros de QoS e da congestão global do *relay* para diversas situações de carga;

- Por comparação com resultados obtidos em simulações de *relay* RC 51.1111 com o mesmo conjunto de parâmetros mas desprovido dos mecanismos propostos.

Para ser possível a análise da eficácia dos mecanismos de controlo, no *relay*, dos parâmetros de qualidade de serviço (débito e atraso de trânsito) do tráfego é necessária a obtenção de valores destes parâmetros em cada um dos canais simulados e para diferentes situações de carga. Com este objectivo foram realizadas várias simulações com valores de carga crescente até três vezes a capacidade da ligação à PSDN. Tal como nas simulações do comportamento global realizadas anteriormente, foi considerada uma taxa de funcionamento da PSDN de 64 Kbps. Foram considerados cinco canais activos[214], com diferentes combinações de necessidades de débito e de atraso de trânsito. Os atrasos de trânsito considerados representam já os limites locais relativos ao *relay*. Todos os canais simulados são *"mal comportados"* de forma a ser avaliada a eficácia dos mecanismos do *relay* no controlo do seus desvios aos parâmetros de qualidade de serviço.

Na Tabela 6.3 são resumidos os parâmetros mais relevantes das simulações efectuadas.

Parâmetro	**Canal 1**	**Canal 2**	**Canal. 3**	**Canal 4**	**Canal 5**
Débito [bps]	2400	4800	9600	19200	28000
Atraso máximo no relay [ms]	50	450	700	500	150
Janela na PSDN [pacotes]	5	5	5	5	5
Tamanho máximo pacote PSDN [bytes]	128	128	128	128	128
Janela na LAN [pacotes]	5	5	5	5	5
Tamanho máximo pacote LAN [bytes]	128	256	1024	1513	512
Comportamento dos utilizadores	mau	mau	mau	mau	mau

Tabela 6.3 Resumo dos parâmetros da simulação do controlo do tráfego.

Nas figuras 6.7, 6.8 e 6.9 são resumidos os resultados das simulações efectuadas. A Figura 6.7 diz respeito ao controlo dos parâmetros de débito sendo a Figura 6.8 relativa aos parâmetros de atraso. Em cada uma destas duas figuras são representados três gráficos:

- O primeiro (em cima) mostra os valores em cada um dos canais e o valor médio, obtidos nas simulações *com* os mecanismos de controlo de congestão propostos;

[214] Mais uma vez o número de canais foi imposto por limitações do *software* de simulação sendo, no entanto, suficiente para a análise efectuada.

- O segundo (do meio) mostra a evolução com a carga dos *índices de congestão dos parâmetros* (Ic_{s_i,q_j}) em cada um dos canais simulados. Este índice é calculado por aplicação da Definição 4.3, relativamente aos *limites locais* dos parâmetros de qualidade de serviço (incluídos na Tabela 6.3), sendo os *valores limiares* considerados 30% acima do limite local no caso do atraso de trânsito e 20% abaixo do valor limite no caso do débito[215];

- O último gráfico (em baixo) mostra os valores em cada um dos canais e o valor médio, obtidos nas simulações *sem* os mecanismos de controlo de congestão propostos.

Na Figura 6.9 são representados os *índices de congestão dos serviços* (C_{s_i}) relativos a cada um dos canais simulados (por aplicação da Expressão 4.5, considerando os parâmetros de débito e de atraso com o mesmo peso na avaliação do índice). É também representada neste gráfico a *congestão global do relay* (Cg) obtida por aplicação da Expressão 4.6[216]. Os valores representados correspondem à média dos valores obtidos em cada uma das simulações efectuadas.

Nos gráficos de débito e de atraso de trânsito são incluídas legendas com os *limites locais* dos parâmetros de qualidade de serviço. Os gráficos dos índices de congestão são legendados pelo canal a que corresponde cada traçado. A correspondência entre os dois tipos de legendas é fornecida pela Tabela 6.3.

---

[215] Tendo em conta a caracterização da *matriz de qualidade de serviço* destes parâmetros, efectuada na Subsecção 5.1.2.2 do Capítulo 5

[216] Não é considerado o efeito da taxa de sucesso dos serviços, incluído na Expressão 4.6, dado o seu desconhecimento nas situações simuladas.

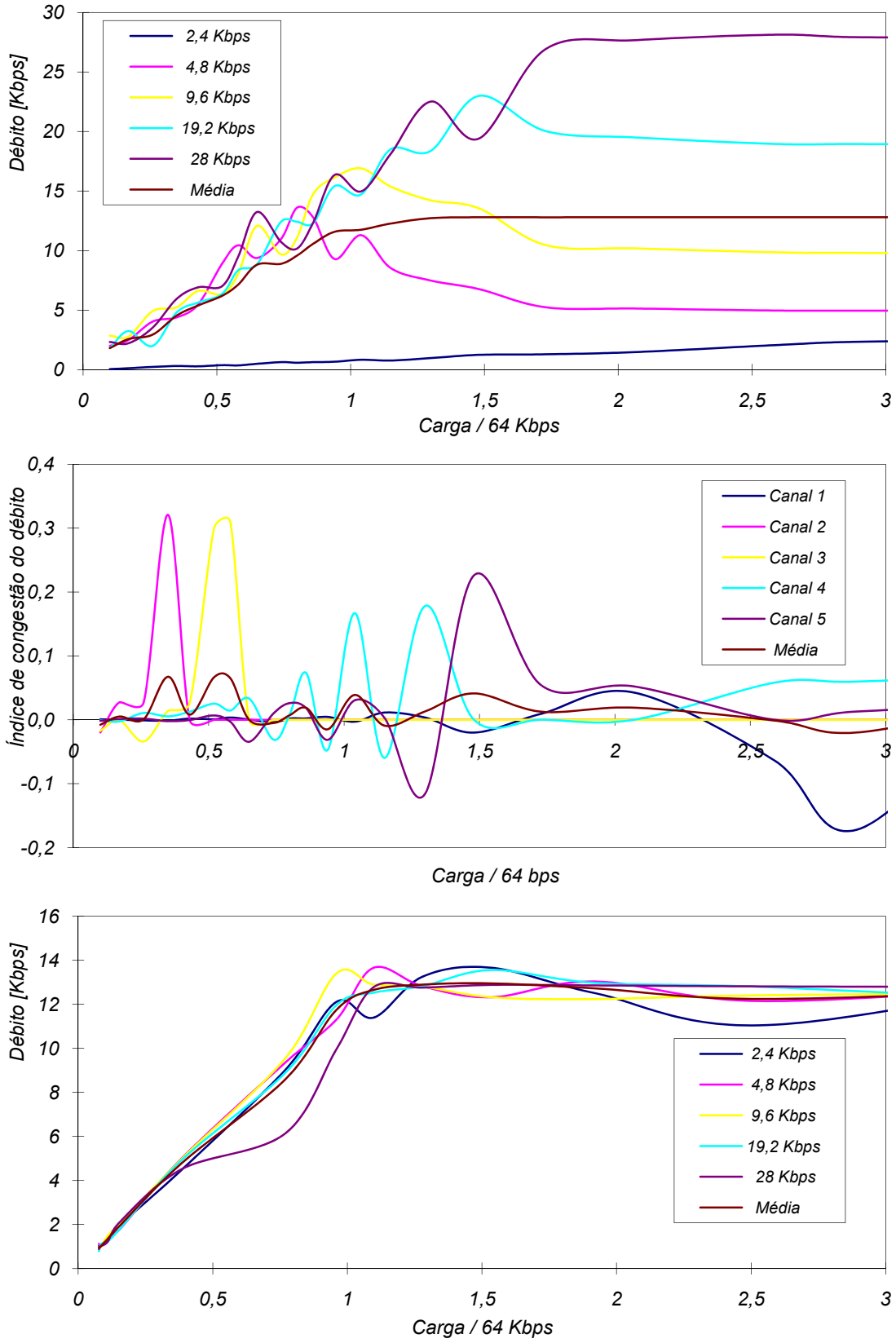

Figura 6.7 Controlo dos parâmetros de débito.

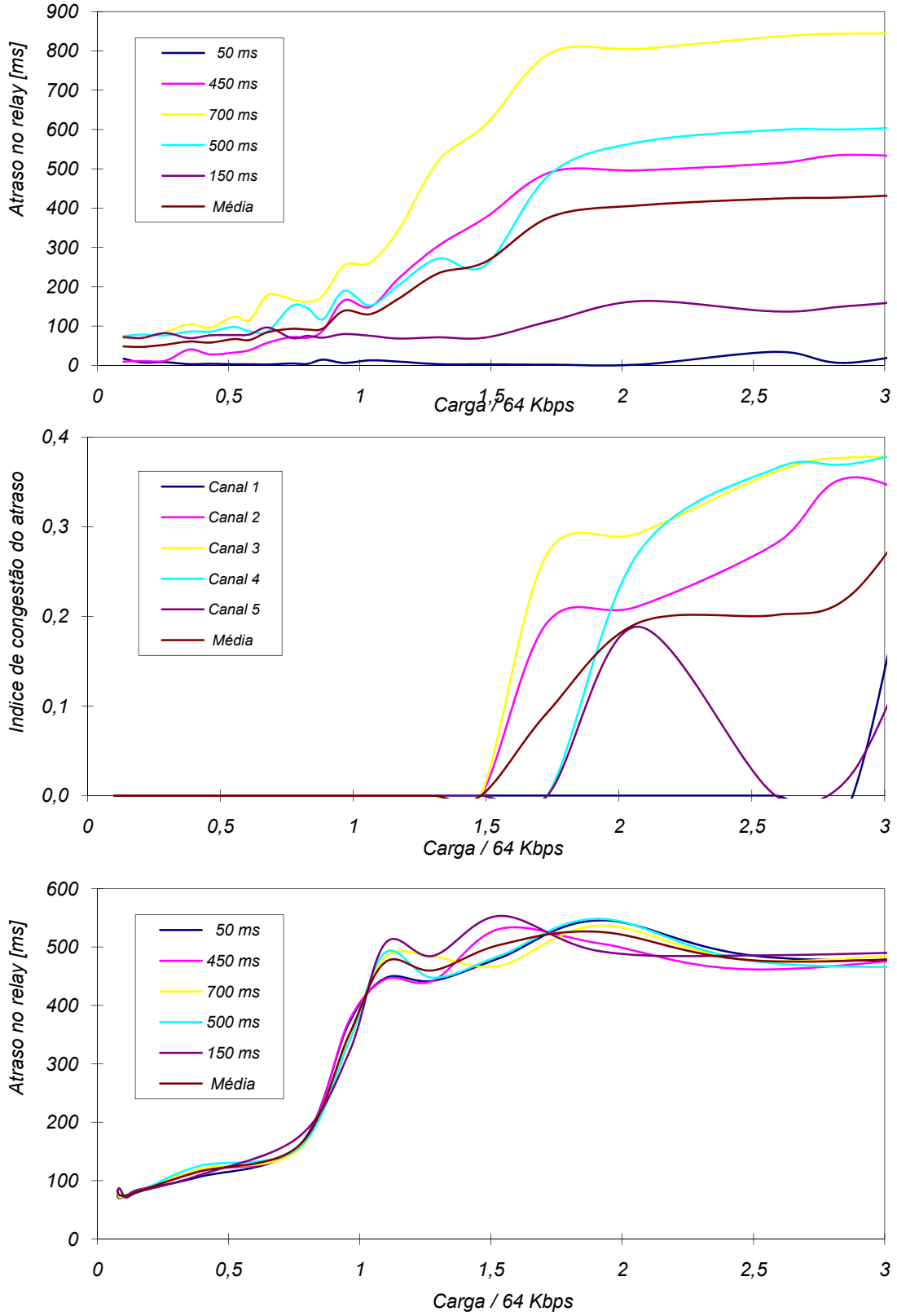

Figura 6.8 Controlo dos parâmetros de atraso.

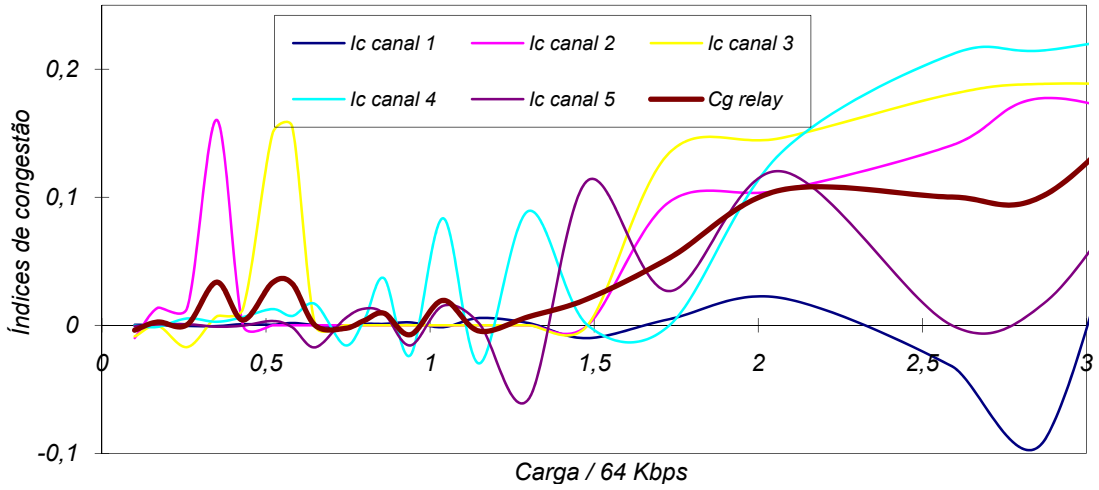

Figura 6.9 Índices de congestão e congestão global.

Da observação dos gráficos das figuras 6.7, 6.8 e 6.9 podem ser tiradas as seguintes conclusões, relativamente à eficácia dos mecanismos de controlo de congestão propostos para os *relay*s RB e RC:

- *Os mecanismos são eficazes no controlo dos parâmetros do tráfego* — a análise dos gráficos com a evolução do débito e do atraso nos canais do *relay* mostra o crescimento dos valores com o aumento da carga e a sua estabilização em torno dos valores de QoS específicos de cada um dos canais, mesmo nas situações em que a carga excede largamente a capacidade disponível;

- *Os mecanismos mantêm os índices de congestão dentro de valores aceitáveis* — os traçados dos índices de congestão dos parâmetros de débito e atraso de cada um dos canais não ultrapassam o valor 0.3 e 0.4, respectivamente no caso do débito e do atraso. O índice de congestão do débito apresenta algumas variações espúrias[217], acabando por estabilizar em valores relativamente baixos. O índice de congestão do atraso apresenta um comportamento inicial irrepreensível, acabando por degenerar para valores da carga acima dos 150% da capacidade de estrangulamento, penalizando desta forma o *"mau comportamento"* dos canais com atrasos ligeiramente superiores aos valores estabelecidos pelos seus parâmetros de qualidade der serviço;

[217] Os valores do índice de congestão do débito chegam a tomar valores negativos significando uma melhoria activa do parâmetro pelo *relay*. Estes resultados sendo na prática impossíveis no caso do parâmetro de débito, são explicáveis pelo facto de a avaliação do índice de congestão ser calculada pela diferença dos *índices de desvio* à entrada e à saída do *relay* (de acordo com a Definição 4.3) e de o valor do índice de desvio à entrada ser calculado a partir dos valores médios usados no processo de geração do tráfego e, por conseguinte, sujeitos às flutuações estatísticas. Estas flutuações estatísticas podem também justificar uma parte da instabilidade verificada neste índice para valor da carga até cerca dos 200% da capacidade de estrangulamento

- *Os mecanismos mantêm a congestão global do relay dentro de valores aceitáveis* — o traçado da evolução dos valores da congestão global do *relay* com o aumento da carga, representados no gráfico da Figura 6.9 a traço grosso, revela uma evolução desta grandeza bastante aceitável . Para valores da carga abaixo dos 150% da capacidade de estrangulamento, a congestão é inferior a 3%. Com o aumento da carga para além daquele valor regista-se um ligeiro aumento da congestão, mantendo-se, no entanto, inferior a 10%;

- *Os parâmetros de atraso são mais difíceis de controlar* — da comparação dos gráficos dos índices de congestão dos parâmetros de débito e de atraso, é evidente o melhor andamento dos traçados relativos ao débito (mesmo considerando os picos espúrios já anteriormente referidos). Este facto é justificável pelo facto de os parâmetros de débito serem directamente controlados pelos mecanismos propostos, enquanto que os parâmetros de atraso são controlados através dos mecanismos do controlo do fluxo e das restrições impostas ao comprimento das filas de espera;

- *Os mecanismos retardam o crescimento do atraso* — a análise do primeiro gráfico da Figura 6.8 (onde são apresentados os traçados do atraso na presença dos mecanismos de controlo propostos) revela um fenómeno interessante e benéfico para o desempenho do *relay*. O aumento acentuado dos atrasos que, nas simulações do comportamento global (figuras 6.5 e 6.6) ocorre a partir de valores da carga da ordem dos 80% da capacidade de estrangulamento, acontece aqui apenas para valores da carga superiores a 100% da mesma capacidade. Este resultado é também confirmado pelos gráficos apresentados nas duas próximas Subsecções;

- *Na ausência dos mecanismos os parâmetros do tráfego são desrespeitados* — a prova final da utilidade e eficácia dos mecanismos propostos é fornecida pela comparação dos traçados de débito e atraso obtidos com e sem a inclusão dos referidos mecanismos (primeiros e últimos gráficos das figuras 6.7 e 6.8). Nas simulações efectuadas sobre o modelo alternativo do *relay*[218] os parâmetros de qualidade de serviços dos canais não são respeitados, apresentando todos os canais idênticos traçados de débito e de atraso;

6.2.3.2 Repartição dos Recursos Excedentes

Este conjunto de simulações visa a avaliação da eficácia dos mecanismos de controlo da congestão propostos no Capítulo 5 para os *relays* RB e RC, na repartição entre os canais activos dos recursos em excesso ou dos recursos reservados e não consumidos.

---

[218] Conforme é referido na Subsecção 6.1.3, no modelo alternativo o serviço aos canais é realizado em *round-robin* e o controlo do fluxo é exclusivamente dependente do funcionamento do mecanismo de janela do protocolo X.25.

Este aspecto da operação dos mecanismos propostos permite que os canais activos com necessidades momentâneas acima dos valores dos seus parâmetros de qualidade de serviço, tirem partido dos recursos não afectados ou desperdiçados por outros canais activos. Os recursos em sobra devem ser repartidos de forma justa pelos canais a eles candidatos, devendo ser disponibilizados logo que sejam necessários para o suporte de novas ligações ou, no caso dos recursos reservados e não utilizados, logo que os seus legítimos "donos" os reclamem de volta. Esta forma de funcionamento permite que seja tirado máximo partido dos recursos disponíveis, sem que seja introduzida congestão nos serviços suportados.

Com o objectivo da análise dos aspectos referidos, foram realizadas várias simulações com valores de carga crescente (até duas vezes a capacidade de estrangulamento). Na Tabela 6.4 são resumidos os parâmetros mais relevantes das simulações efectuadas.

Parâmetro	**Canal 1**	**Canal 2**	**Canal 3**	**Canal 4**	**Canal 5**	**Canal 6**
Débito [bps]	26800	19200	9600	4800	2400	1200
Atraso máximo no relay [ms]	152	213	426	853	1706	3410
Janela na PSDN [pacotes]	4	4	4	4	4	4
Tamanho máx. pac. PSDN [byte]	128	128	128	128	128	128
Tam médio N-DATA PSDN [byte]	512	512	512	512	512	512
Interv. cheg. N-DATA PSDN [ms]	8000-200	8000-250	8000-300	8000-400	8000-500	8000-600
Janela na LAN [pacotes]	2	2	2	2	2	2
Tamanho máx. pacote LAN [bytes]	1024	1024	1024	1024	1024	1024
Tam. médio N-DATA LAN [bytes]	512	512	512	512	512	512
Interv. cheg. N-DATA LAN [ms]	8000-200	8000-250	8000-300	8000-400	8000-500	8000-600
Comportamento dos utilizadores	mau	mau	mau	mau	mau	mau

Tabela 6.4 Resumo dos parâmetros da simulação da repartição dos excedentes.

Na Figura 6.10 são apresentados os traçados dos parâmetros de débito e atraso, obtidos das simulações efectuadas.

Tal como nas simulações realizadas anteriormente, foi considerada uma taxa de funcionamento da PSDN de 64 Kbps e, os atrasos de trânsito representam já os limites locais relativos ao *relay*. Foram considerados seis canais activos[219], *"mal comportados"*, com necessidades de débito e de atraso de trânsito muito diversas. Para ser avaliada a redistribuição dos recursos, a actividade do *canal 1* foi interrompida, sendo posteriormente reactivada.

[219] Relativamente às simulações da situação anterior, foi possível o aumento do número de canais de cinco para seis, devido à remoção de alguns elementos do simulador não necessários na situação presente.

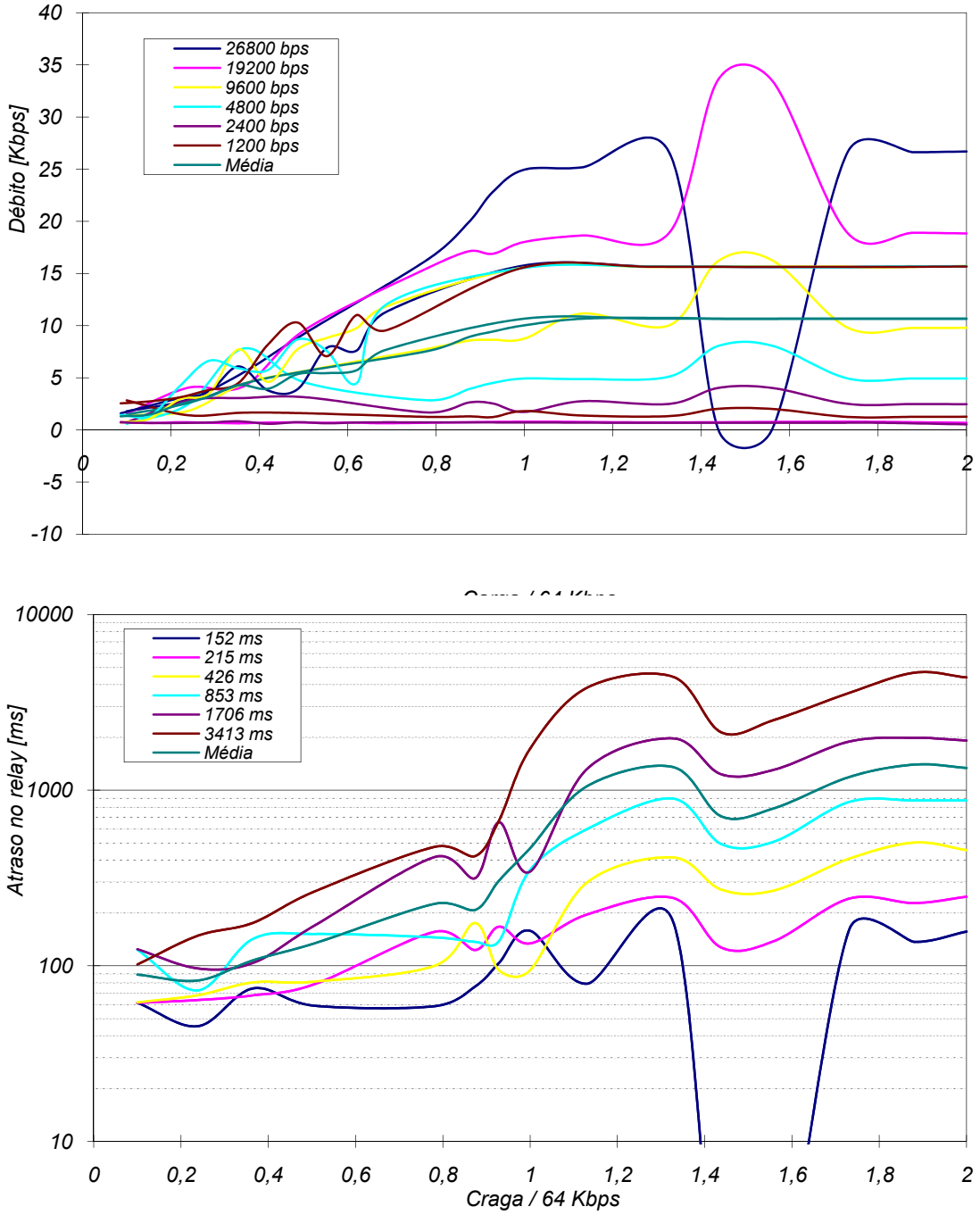

Figura 6.10 Repartição dinâmica dos recursos excedentes.

Da observação dos gráficos da Figura 6.10 podem ser tiradas as seguintes conclusões, relativamente à eficácia dos mecanismos de controlo de congestão propostos na repartição dinâmica dos recursos excedentes:

- *Os excedentes de largura de banda são repartidos proporcionalmente* — a observação, na Figura 6.10, do gráfico relativo ao débito revela que, quando é interrompida a actividade no *canal 1* a sua largura de banda é repartida pelos canais activos,

proporcionalmente aos valores dos seus parâmetros de débito. Do ponto de vista *mercantilista*[220] inerente aos sistemas de comunicação baseados na reserva de recursos, esta forma de repartição é a mais justa;

- *A repartição dos excedentes tem um impacto positivo no atraso* — conforme pode ser observado no gráfico relativo ao atraso, incluído na Figura 6.10[221], o aumento do débito dos canais por repartição da largura de banda não utilizada pelo *canal 1* provoca uma redução nos valores do atraso dos canais, inversamente proporcional aos valores estabelecidos pelos seus parâmetros de QoS;

- *Quando os excedentes são reclamados a situação regressa ao normal* — a retoma da actividade pelo *canal 1* provoca a reposição dos restantes canais nos valores de débito e atraso definidos pelo seus parâmetros de QoS.

Adicionalmente às conclusões apresentadas sobre a repartição dinâmica dos recursos excedentes, os resultados contidos nos gráficos da Figura 6.10 vêm também reforçar todas das conclusões obtidas na subsecção anterior, sobre a eficácia dos mecanismos propostos no controlo dos parâmetros de tráfego.

6.2.3.3 Protecção dos Canais

A eficácia dos mecanismos de controlo da congestão propostos no Capítulo 5 para os *relays* RB e RC, na *garantia de protecção* entre os canais é um requisito importante destes mecanismos, na medida em que traduz o seu grau de resistência aos utilizadores cuja procura de recursos ultrapasse o seu contrato de serviço (utilizadores *mal comportados*).

Este conjunto de simulações tem como objectivo a avaliação da eficácia dos mecanismos de controlo de congestão propostos, na protecção dos efeitos causados pelos utilizadores mal comportados nos restantes utilizadores (sobretudo nos *"bem comportados"*) bem como no comportamento global do *relay.*

Com vista à análise dos aspectos referidos, foram realizadas várias simulações com valores de carga crescente (até duas vezes a capacidade de estrangulamento). Dos seis canais simulados quatros deles (canais 1, 3, 4 e 6) são "mal comportados" gerando tráfego em blocos grandes, com ritmo crescente e necessidades de atraso reduzido. A estes canais é atribuída 96% da largura de banda disponível, 24% a cada, não sendo este limite respeitado. Aos restantes dois canais (2 e 5) é apenas atribuída 4% da largura de banda (2% a cada). Estes canais são "bem comportados"

---

[220] Na Subsecção 2.3.2 do Capítulo 2 são discutidos as relações entre a visão *mercantilista* do conceito de justiça (ou equidade) e a reserva de recursos.

[221] No segundo gráfico da Figura 6.10, os valores do atraso são representados numa escala logarítmica devido à sua grande dispersão. A dispersão dos valores dos parâmetros de QoS é propositadamente introduzida com o objectivo de tornar mais visível a redistribuição dos recursos excedentários, aquando da interrupção da actividade no *canal 1.*

respeitando os limites estabelecidos pelos seus parâmetros de qualidade de serviço. Na Tabela 6.5 são resumidos os parâmetros mais relevantes das simulações efectuadas.

Parâmetro	**Canal 1**	**Canal 2**	**Canal 3**	**Canal 4**	**Canal 5**	**Canal 6**
Débito [bps]	15400	1200	15400	15400	1200	15400
Atraso máximo no relay [ms]	100	20	100	100	20	100
Janela na PSDN [pacotes]	4	4	4	4	4	4
Tamanho máx. pac PSDN [bytes]	128	128	128	128	128	128
Tam. méd. N-DATA PSDN [bytes]	1024	40	1024	1024	40	1024
Interv. cheg. N-DATA PSDN [ms]	8000-150	500	8000-150	8000-150	500	8000-150
Janela na LAN [pacotes]	4	4	4	4	4	4
Tamanho máx. pacote LAN [bytes]	1518	1518	1518	1518	1518	1518
Tam. médio N-DATA LAN [bytes]	512	40	512	512	40	512
Interv. cheg. N-DATA LAN [ms]	8000-150	500	8000-150	8000-150	500	8000-150
Comportamento dos utilizadores	mau	bom	mau	mau	bom	mau

Tabela 6.5 Resumo dos parâmetros da simulação da protecção dos canais.

Nos gráficos da Figura 6.11 são apresentados os traçados dos parâmetros de débito e atraso, obtidos das simulações efectuadas.

O comportamento dos canais simulados procura representar dois tipos de serviços. Os canais *mal comportados* correspondem a serviços de transferência de informação em bloco (ficheiros ou mensagens de grande dimensão) gerando por isso volumes de tráfego elevados (comparativamente à capacidade de estrangulamento), em grandes blocos e apresentando necessidades de atraso moderadas. Os canais *bem comportados* correspondem a serviços interactivos com baixas necessidades de débito e limitações de atraso mais exigentes.

Da observação dos gráficos da Figura 6.11 podem ser tiradas as seguintes conclusões, relativamente à eficácia dos mecanismos de controlo de congestão propostos na protecção de cada canal relativamente ao mau comportamento dos restantes canais activos:

- *É garantida protecção de débito* — a observação do gráfico relativo ao débito na Figura 6.11, revela que o aumento da carga nos canais *mal comportados* para além dos valores impostos pelos parâmetros de QoS, não afecta o débito dos canais bem comportados. Do mesmo gráfico também pode ser concluído que, mesmo entre os canais *mal comportados*, é garantida protecção de débito;

- *É garantida protecção de atraso* — as conclusões retiradas do gráfico de débito podem ser adoptadas na análise do gráfico relativo ao atraso. Os mecanismos de controlo do tráfego garantem a protecção dos valores do atraso no *relay* entre os canais, sejam eles bem ou mal comportados;

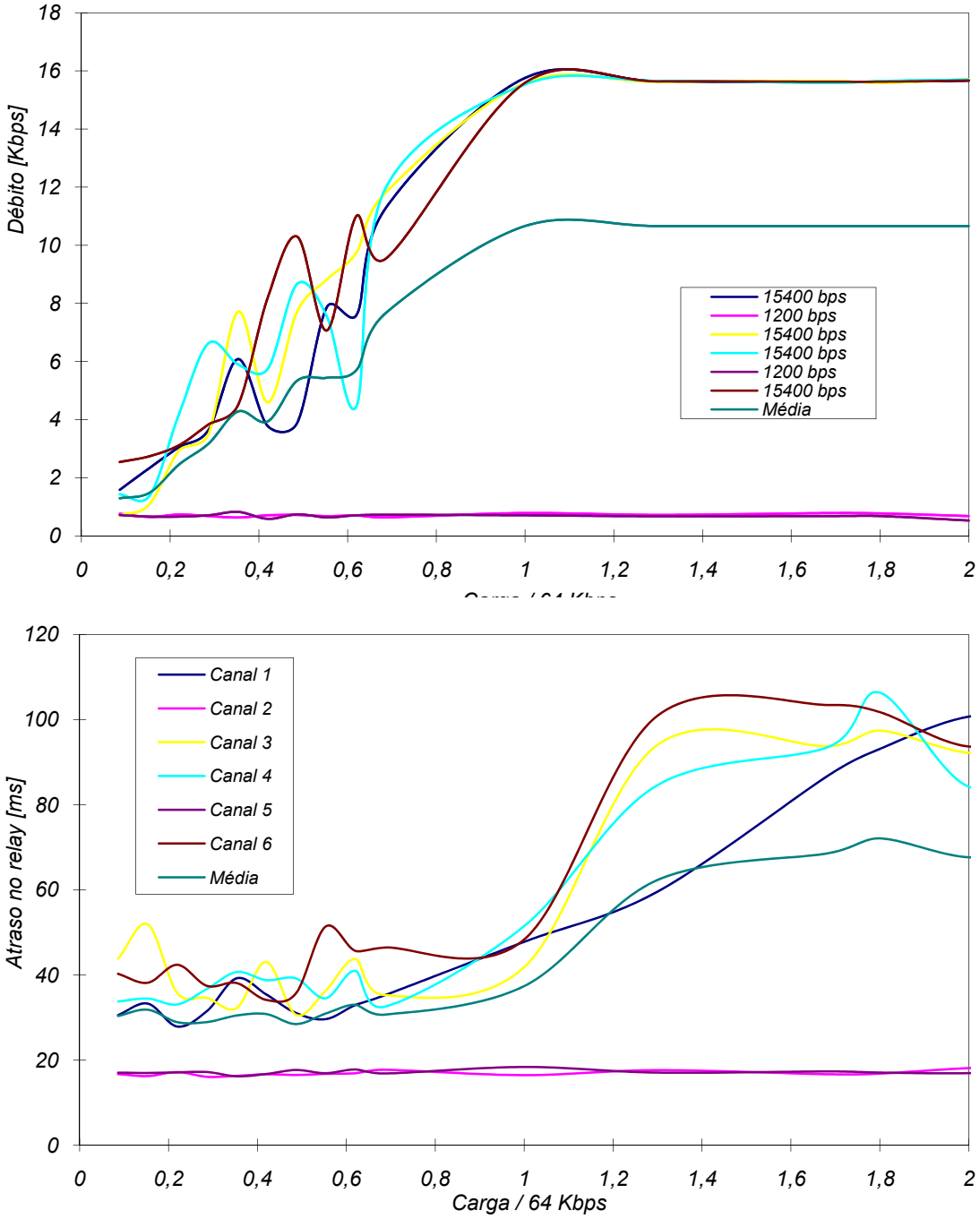

Figura 6.11 Protecção dos canais.

- *O mau comportamento dos canais é penalizado com atraso* — relacionando os dois gráficos da Figura 6.11 chega-se a conclusão que o mau comportamento dos canais 1, 3, 4 e 6 é penalizado com atrasos próximos dos valores estipulados pelos parâmetros de QoS. Para valores da carga gerada por estes canais inferiores ou iguais ao seus parâmetros de débito, o atraso por eles sofrido é apenas 40% do seu valor de QoS.

Tal como na subsecção anterior, adicionalmente às conclusões apresentadas sobre a protecção dos parâmetros de débito e atraso dos canais, os resultados contidos nos gráficos da Figura 6.11 vêm também reforçar todas das conclusões obtidas na subsecção anterior, sobre a eficácia dos mecanismos propostos no controlo dos parâmetros de tráfego.

As conclusões da avaliação efectuada nesta secção foram posteriormente confirmadas por teste efectuados sobre um protótipo do *relay* RC 51.1111. A implementação do protótipo e a realização dos testes foi objecto do trabalho de três grupos de alunos finalistas dos cursos de engenharia electrotécnica e informática da Faculdade de Ciências e Tecnologia da Universidade de Coimbra, no âmbito da disciplina "Projecto e Dissertação". A descrição da principais questões relativas à implementação e a descrição dos testes efectuados pode ser encontrada em [Granjal 93].

6.3 SÍNTESE

O estudo por simulação do *relay* RC 51.1111 com os mecanismos de controlo propostos, efectuado neste capítulo, revelou alguns aspectos importantes do comportamento destes sistemas. A particularização do estudo dos mecanismos propostos para as famílias de *relays* RB e RC ao caso concreto do *relay* RC 51.1111 foi justificada pelo envolvimento da equipa de investigação onde o autor deste trabalho se integra nos trabalhos de normalização funcional deste sistema em curso na organização EWOS.

Os diagramas de ciclos de actividades (ACDs), utilizados na modelização para simulação do *relay*, mostraram um bom poder descritivo, fornecendo uma representação compacta das funcionalidades, o que indicia a sua aplicabilidade como ferramenta de descrição formal de sistemas de comunicação. Outra vantagem dos ACDs reside na sua ligação imediata a uma linguagem de simulação (ECSL), dispondo até de uma ferramenta de geração automática do código de simulação (CAPS), não obstante esta ferramenta revelar algumas limitações no tratamento de modelos com alguma complexidade.

No cenário usado na simulação, o *relay* foi integrado num sistema de comunicação contendo as duas sub-redes interligadas e os sistemas terminais interlocutores. Na definição do cenário de simulação foram incluídos todos os elementos funcionais do *relay,* das sub-redes e dos sistemas terminais, capazes de influenciar os resultados da simulação. Ainda nos aspectos relativos à modelização foi prestada especial atenção aos modelos de tráfego, tendo sido adoptado um modelo inspirado no *packet trains* de Jain e Routier.

Nos testes de simulação foram focados dois aspectos complementares do funcionamento do *relay*: os aspectos relativos ao comportamento global (análise macroscópica) e, os aspectos relativos ao detalhe dos canais de comunicação (análise microscópica).

Os resultados da simulação do comportamento global permitiram caracterizar o funcionamento global do *relay*, identificar os fluxos de tráfego críticos e tecer algumas considerações relativas à validade do modelo de simulação. A caracterização do funcionamento

global revelou a ausência de fenómenos de colapso de congestão, repartindo-se o funcionamento do *relay* por três zonas: a *zona linear*, a *zona de congestão* e a *zona de saturação*.

Os resultados relativos ao comportamento global permitiram focar a análise microscópica nos fluxos de tráfego e zonas de funcionamento mais determinantes para a análise da eficácia dos mecanismos propostos. Na avaliação destes mecanismos foram analisados três requisitos fundamentais: a sua capacidade de controlo dos parâmetros do tráfego, a sua eficiência na repartição dos recursos excedentes e, a sua capacidade de garantir a protecção dos canais.

Relativamente à capacidade de controlo dos parâmetros de tráfego os resultados da análise mostram a eficácia dos mecanismos propostos. A avaliação foi efectuada recorrendo à métrica definida no Capítulo 4, por comparação com resultados de simulação obtidos a partir de um modelo sem os mecanismos propostos. Relativamente à eficácia na repartição dos recursos excedentários e à capacidade de garantia de protecção aos canais, as análises efectuadas provaram também a eficácia dos mecanismos propostos.

As conclusões das avaliações efectuadas foram posteriormente confirmadas através de alguns testes efectuados sobre um protótipo do *relay* RC 51.1111.

Embora a análise efectuada neste capítulo tenha sido, por razões já explicadas, particularizada para o caso dos *relays* RC 51.1111, os resultados das análises efectuadas podem ser generalizados a outros *relays* das famílias RB e RC e a outros sistemas intermediários que adoptem os mecanismos de controlo de congestão propostos.

Capítulo 7

Conclusão

Neste capítulo final da dissertação será efectuada a síntese dos trabalhos realizados (Secção 7.1), realçadas as principais contribuições (Secção 7.2) e apontadas algumas direcções para trabalhos futuros (Secção 7.3)

7.1 SÍNTESE DA DISSERTAÇÃO

Nesta dissertação foi proposto um conjunto de mecanismos para o controlo da congestão em *relays* da camada de rede destinados ao suporte do serviço de rede em modo de ligação. A selecção dos *relays* CONS como objecto de estudo foi justificada pelo envolvimento da equipa de investigação a que o autor pertence nos trabalhos de normalização funcional no âmbito da organização EWOS e que resultaram na submissão à ISO de normas funcionais para dois destes *relays* [ISO 94e, ISO 94f].

Para além do envolvimento nos trabalhos do EWOS, o estudo dos *relays* CONS foi também motivado pela convicção das vantagens, na garantia de qualidade de serviço às aplicações de comunicação, dos serviços baseados no paradigma da reserva de recursos (como é o caso do CONS), relativamente aos serviço baseados no paradigma do *best effort*. Esta convicção foi reforçada por uma análise comparativa — efectuada no Capítulo 2 — dos dois paradigmas de funcionamento dos sistemas de comunicação.

A necessidade de funções de controlo de congestão nos *relays* CONS resultou da análise — efectuada no Capítulo 2 — da sua arquitectura protocolar e dos principais cenários de utilização destes sistemas. Desta análise resultou ainda a proposta de alguns refinamentos aos modelos funcionais dos *relays*. Foram identificados dois planos funcionais: o *plano da gestão* e o *plano da operação*, tendo sido proposto o isolamento, no interior do plano da operação, das funções destinadas ao *controlo da congestão*. Esta autonomia foi justificada pela influência destas funções no desempenho dos *relays* e também pelo facto de serem deixadas ao cuidado das implementações

pelo processo de normalização. Do estudo das questões relativas ao desempenho dos *relays,* sugerido pela elaboração dos seus modelos funcionais, resultou a identificação dos factores com influência no desempenho tendo, para além dos aspectos relacionados com o processamento e com o desempenho das camadas protocolares e dos protocolos de encaminhamento, sido realçada a influência das funções de comutação e a sensibilidade destas ao fenómeno da congestão.

A necessidade da introdução de mecanismos para o controlo da congestão nos *relays* CONS, levou ao levantamento — efectuado no Capítulo 3 — das principais propostas na área, numa perspectiva histórica, desde o advento das redes de computadores, nos finais da década de 60, até aos nossos dias. Foram focadas três eras distintas: a década de 70, coincidente com o aparecimento das primeiras publicações sobre comunicação entre computadores; a década de 80, caracterizada pela vulgarização do uso das redes de computadores e; a década de 90, marcada pela divulgação de novos meios de transmissão de banda larga. A análise das propostas ao longo destas três décadas permitiu o conhecimento profundo do estado da arte na área do controlo da congestão em redes de computadores, determinante na procura de uma arquitectura de enquadramento para as funções de controlo da congestão, e obtenção de soluções concretas para o problema do controlo de congestão nos *relays* CONS.

A caracterização do problema do controlo da congestão nos sistemas de comunicação — efectuada no Capítulo 4 —, revelou as principais causas do fenómeno e alguns dos seus efeitos mais relevantes, tendo resultado na proposta de uma definição de congestão e de uma métrica para a sua avaliação quantitativa. Na definição apresentada a congestão é avaliada pelos seus efeitos nos serviços de comunicação, motivo de existência dos sistemas de comunicação e por isso objectivo final de todas as suas funcionalidades. A definição de congestão proposta é sustentada por uma métrica para a sua graduação e controlo contínuos, actuando com base nos desvios dos parâmetros de tráfego relativamente aos valores especificados no contrato de serviço.

À luz da definição de congestão e da métrica apresentadas, foi proposta — ainda no Capítulo 4 — uma arquitectura genérica para o enquadramento das funções de controlo de congestão nos sistemas de comunicação. A complexidade do problema levou à adopção de um modelo multidimensional, em que cada dimensão representa uma visão particular — ou um plano — do problema. Foram adoptados três planos: o plano dos serviços de comunicação, o plano dos recursos do sistema de comunicação e o plano dos protocolos de comunicação.

Partindo dos modelos funcionais dos *relays* — propostos no Capítulo 2 — e, com base na arquitectura de enquadramento para as funções de controlo da congestão, foram concretizados — no Capítulo 5 — os mecanismos necessários ao cumprimento dos objectivos definidos para as funções do controlo da congestão, em cada um dos planos do controlo da congestão. As propostas apresentadas mostram a validade e a exequibilidade dos conceitos e da arquitectura de enquadramento.

No *plano dos serviços* — e abstraindo os efeitos das camadas superiores — foi possível a caracterização da qualidade de serviço do sistema, pela definição da *matriz de qualidade de serviço* e do processo de *estabelecimento dos serviços* de comunicação.

No *plano dos recursos* da arquitectura de controlo da congestão dos *relays*, foram identificados os recursos de *largura de banda* e de *espaço de armazenamento* com tendo influência na congestão e necessitando de mecanismos de gestão. Partindo desta identificação, foram propostos algoritmos para o planeamento, instalação, configuração, cálculo, reserva, controlo e monitorização de cada um dos recursos, em função dos *parâmetros* da qualidade de serviço das ligações a suportar pelos *relays.*

O *plano dos protocolos* da arquitectura de controlo da congestão foi o que, devido à sua complexidade, mereceu um tratamento mais aprofundado neste capítulo. Foram propostos algoritmos para a *aceitação/recusa das ligações* e para a *monitorização e controlo dos parâmetros de tráfego*. Concretamente, para o controlo do *débito* foi proposto um algoritmo de escalonamento da transmissão baseado num *índice de utilização* dos canais. Numa análise qualitativa e comparativa com outros algoritmos de escalonamento, o algoritmo proposto revelou algumas vantagens gerais e outras específicas do caso concreto do escalonamento dos *relays* CONS. Para o controlo do *atraso de trânsito* foram propostos dois algoritmos simples de actuação sobre os mecanismos protocolares do controlo do fluxo.

A validade das propostas apresentadas foi provada pela análise — efectuada no Capítulo 6 — dos resultados de um conjunto de experiências de simulação. Na modelização para simulação do *relay* foram utilizados *diagramas de ciclos de actividades* (ACDs) que mostraram um bom poder descritivo, fornecendo uma representação compacta das funcionalidades o que sugeriu a sua aplicabilidade como ferramentas de descrição formal de sistemas de comunicação. Na definição do cenário de simulação foram incluídos todos os elementos funcionais do *relay,* das sub-redes e dos sistemas terminais, capazes de influenciar os resultados da simulação. Ainda nos aspectos relativos à modelização foi prestada especial atenção aos modelos de tráfego, tendo sido adoptado um modelo inspirado no *packet trains* de Jain e Routier [Jain 86b].

Nos testes de simulação foram focados dois aspectos complementares do funcionamento do *relay*: os aspectos relativos ao comportamento global — análise macroscópica — e, os aspectos relativos ao detalhe dos canais de comunicação — análise microscópica. A análise macroscópica revelou a ausência de fenómenos de colapso de congestão, repartindo-se o funcionamento do *relay* por três zonas: a *zona linear*, a *zona de congestão* e a *zona de saturação*. A análise microscópica provou a eficácia dos mecanismos de controlo de congestão propostos relativamente a três requisitos fundamentais: a capacidade de controlo dos parâmetros do tráfego, a eficiência na repartição dos recursos excedentes, e a capacidade de garantir a protecção dos canais. As conclusões das avaliações efectuadas foram posteriormente confirmadas através de alguns testes efectuados sobre um protótipo de um *relay* CONS.

7.2 CONTRIBUIÇÕES

Nesta secção vão ser realçadas as principais contribuições da presente dissertação. A sua apresentação será estruturada em quatro áreas distintas (correspondendo aos objectivos inicialmente identificados), a saber: *análise da arquitectura dos relays CONS*, onde são focadas as

contribuições relativas aos *relays* CONS e aos sistemas de comunicação onde estes sistemas se inserem; *caracterização do fenómeno da congestão*, sendo realçadas as contribuições que resultaram do estudo das causas da congestão e dos seus efeitos sobre os sistemas e os serviços de comunicação; *modelo de enquadramento das funções de controlo da congestão,* onde são focados os resultados obtidos na sistematização e estruturação das funções e dos mecanismos necessários para o controlo da congestão; *controlo da congestão nos relays CONS*, onde são discutidas as contribuições para o controlo de congestão nos *relays* CONS.

Análise da arquitectura dos *relays* CONS

Nesta área podem ser contabilizadas como contribuições os refinamentos propostos aos modelos arquitecturais dos *relays* CONS. Foi proposto um modelo com dois planos funcionais: o *plano da operação* onde decorrem os processos responsáveis pela transferência da informação entre as sub-redes e o *plano da gestão* onde estão localizadas as funções necessárias à gestão da comunicação. No plano da operação foi proposto o isolamento das funções destinadas ao *controlo da congestão*, dada a influência destas funções no desempenho dos *relays* e pelo facto de não serem incluídas no processo de normalização. A identificação dos elementos arquitecturais dos *relays* CONS com influência na congestão constituía o primeiro objectivo desta dissertação.

Estas propostas foram precedidas de um levantamento do estado da arte na área dos sistemas intermediários, do qual também resultaram algumas contribuições para a clarificação dos vários aspectos focados, de entre as quais se destaca a análise comparativa dos paradigmas de funcionamento subjacentes aos serviços CONS e CLNS.

Podem ainda ser parcialmente contabilizados (na medida em que se tratou de trabalho de equipa) os resultados do processo de normalização funcional de dois *relays* CONS, actualmente em fase final de aprovação na ISO.

Caracterização do fenómeno da congestão

Na área do controlo da congestão — e para além da análise do estado da arte na matéria desde o advento das redes de computadores até aos nossos dias — foi efectuada a caracterização do fenómeno da congestão, pela identificação das suas principais causas e efeitos.

Da caracterização efectuada resultou uma das principais contribuições deste trabalho: a proposta de uma nova definição de congestão centrada nos efeitos do fenómeno sobre os utilizadores dos serviços de comunicação. A definição de congestão foi complementada com a proposta de uma métrica para a sua graduação e controlo contínuos, com base nos desvios dos parâmetros de tráfego relativamente aos valores especificados no contrato de serviço dos utilizadores. A definição e métrica propostas permitem associar o controlo da congestão ao controlo da qualidade de serviço, o que tinha sido apontado como um dos objectivos do presente trabalho.

Modelo de enquadramento das funções de controlo da congestão

Ainda na área do controlo da congestão — e tendo como ponto de partida as propostas relativas à caracterização deste fenómeno — foi proposto um modelo arquitectural unificador para

o enquadramento das funções do controlo da congestão nos sistemas de comunicação, o que constituiu também uma das principais contribuições deste trabalho, indo de encontro ao terceiro dos objectivos inicialmente apontados.

A complexidade da questão levou à adopção de um modelo multidimensional, com três planos, traduzindo três diferentes visões do problema: o plano dos serviços de comunicação, o plano dos recursos do sistema de comunicação e o plano dos protocolos de comunicação. Dentro de cada plano foi efectuada a caracterização das funções necessárias, identificadas as entidades intervenientes e os mecanismos a implementar.

Controlo da congestão nos *relays* CONS

Outra das contribuições principais deste trabalho resultou do alcance do quarto (e último) objectivo identificado no início da dissertação. Este objectivo visava a obtenção de um conjunto dos mecanismos para o controlo da congestão nos *relays* CONS, tirando o máximo partido dos recursos disponíveis no sistema de comunicação e, simultaneamente, garantindo a qualidade de serviço necessária às aplicações de comunicação.

Assim, a partir da arquitectura de enquadramento para as funções de controlo da congestão, e à luz da definição e da métrica apresentadas, foi proposto um conjunto completo de mecanismos para o controlo da congestão nos *relays* CONS.

De entre os mecanismos propostos destaca-se o algoritmo de escalonamento da transmissão, pelo papel determinante que desempenha no controlo dos parâmetros do tráfego. A operação deste algoritmo é baseada no *índice de utilização* dos canais, cuja definição é também de realçar enquanto contribuição importante deste trabalho.

O conjunto de mecanismos proposto foi submetido a testes de simulação, tendo provado a sua eficácia na garantia da qualidade de serviço necessária às aplicações de comunicação e na utilização dos recursos disponíveis.

7.3 PERSPECTIVAS DE TRABALHO FUTURO

Para finalizar esta dissertação resta sugerir algumas direcções para a continuação dos trabalhos aqui realizados. São apontadas duas direcções complementares.

A primeira direcção passa pela exploração da arquitectura de enquadramento para as funções de controlo da congestão proposta neste trabalho. Tratando-se de uma arquitectura genérica será interessante verificar a sua aplicabilidade a outros sistemas de comunicação, nomeadamente aos sistemas de comunicação de banda larga e no suporte de aplicações multimédia.

Em resposta a este desejo está já em curso um projecto de investigação que tem como principal objectivo o estudo dos protocolos para o suporte de aplicações de trabalho cooperativo sobre redes de alto débito, onde serão aplicados os princípios definidos na arquitectura na

manutenção da qualidade de serviço necessária às aplicações ao longo de todo o sistema de comunicação. No âmbito deste projecto serão estudados novos protocolos de transporte e de rede com funcionamento baseado no paradigma da reserva de recursos, e implantados sobre sub-redes ATM, de forma a ser construída uma pilha protocolar em que não seja interrompida a cadeia de reserva e, seja possível o suporte de parâmetros de qualidade extremo-a-extremo, entre as aplicações de comunicação.

A segunda direcção para a continuação dos trabalhos passa pela aplicação dos mecanismos de controlo de congestão propostos para os *relays* CONS a outros sistemas de comunicação. O bom desempenho destes mecanismos no controlo dos parâmetros de tráfego nas situações simuladas, indicia a sua utilidade em outros sistemas de comunicação baseados no mesmo paradigma de funcionamento (reserva de recursos e garantia de qualidade às aplicações). No caso concreto do algoritmo de escalonamento da transmissão, não existe *a priori* nenhum aspecto do seu funcionamento que impeça a sua aplicação em qualquer outro sistema de comunicação em que seja possível a identificação dos intervenientes no processo de transferência de informação e em que exista alguma forma, ainda que rudimentar, de selecção de parâmetros de débito pelos utilizadores.

A terceira direcção em exploração — necessária à aplicação das propostas contidas neste trabalho aos sistemas de comunicação de banda larga — passa pela caracterização das necessidades de qualidade de serviço das novas aplicações de comunicação com características multimédia, implicando, esta caracterização, o conhecimento do padrões de tráfego associados a este tipo de aplicações. Também nesta área, estão já em curso trabalhos em que são exploradas as potencialidades dos modelos fractais na descrição de fluxos de tráfego, tendo em vista a definição dos limites de variação (eventualmente limites estatísticos) dos parâmetros de qualidade de serviço das aplicações e, o estudo da influência destes modelos de tráfego nos mecanismos propostos ao longo deste trabalho.

As perspectivas de trabalho futuro abertas pelas propostas apresentadas nesta dissertação constituem, assim, três campos de extremo interesse para o trabalho de pesquisa em redes de alto débito — a caracterização das aplicações, a qualidade de serviço e o controlo de congestão — relativamente aos quais as actividades de investigação e desenvolvimento a nível mundial tem produzido resultados ainda insuficientes. Estas propostas, cujo estudo aqui foi iniciado, servirão, assim, como ponto de partida — mais do que ponto de chegada — para a exploração de soluções que contribuam para o aumento do desempenho e da qualidade de serviço nos sistemas de comunicação de nova geração.

Bibliografia

[Abramson 70] N. Abramson.
The ALOHA System — Another Alternative for Computer Communications.
In *Proceedings of the Fall Joint Computer Conference*, 1970.

[Alves 87] Jorge Alves.
On OSI Naming and Addressing.
In *Proceedings of the 1st Iberian Conference on Data Communications, (IBERICOM'87),* IFIP, Volume 1, pp. 273-298, Lisboa, Maio 1987.

[Anderson 91] D. Anderson, R. Herrtwich e C. Schaefer.
SRP: A Resource Reservation Protocol for Guaranteed Performance Communication in the Internet.
Relatório interno UCB, University of California at Berkeley, 1991.

[ANSI 87] American National Standards Institute, Inc.
FDDI Token Ring Media Access Control.
Norma ANSI X3.139, ANSI, 1987.

[ANSI 90] American National Standards Institute, Inc.
Frame Relaying bearer service — Architectural framework and service description.
Norma ANSI T1.606, ANSI, 1990.

[Atkins 80] J. Atkins.
Path Control: The Transport network of SNA.
IEEE Transactions on Communications, Volume 28 (4), Abril 1980.

[ATMForum 93a] The ATM Forum.
B-ISDN Inter Carrier Interface Specification (Version 1.0).
The ATM Forum, Agosto 1993.

[ATMForum 93b] The ATM Forum.
ATM User-Network Interface Specification (Version 3.0).
The ATM Forum, Setembro 1993.

[ATMForum 94a] The ATM Forum.
53 Bytes: The ATM Forum Newsletter, Volume 2, Issue 1.
The ATM Forum, Janeiro 1994.

[ATMForum 94b] The ATM Forum.
53 Bytes: The ATM Forum Newsletter, Volume 2, Issue 2.
The ATM Forum, Maio 1994.

[ATMForum 94c] The ATM Forum.
ATM Standards and Specifications — A Progress Report.
The ATM Forum, 1994.

[Bar-Noy 90] Amotz Bar-Noy et al.
Topology Distribution Cost vs. Efficient Routing.
In *Proceedings of the SigComm'90 Conference,* ACM, pp. 242-252, Philadelphia, EUA, Setembro 1990.

[Barker 93] Paul Barker e Colin Robbins.
You cannot promote OSI Applications over OSI Networks.
Connexions, Volume 7 (5), pp. 16-22, Maio 1993.

[Bauerfeld 89] Wulf Bauerfeld e Peter Holleczek.
Global Connectivity.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 17, pp. 300-304, 1989.

[Beeler 94] Reto Beeler.
Interworking with B-ISDN: Data Services and Signaling.
Connexions, Volume 8, pp. 12-19, 1994.

[Benmohamed 93] Lotfi Benmohamed e Semyon Meerkov.
Feedback Control of Congestion in Packet Switching Networks: The Case of a Single Congested Node.
IEEE/ACM Transactions on Networking, Volume 1 (6), pp. 693-708, Dezembro 1993.

[Bernardes 92a] Mário Bernardes.
Estudo de Desempenho de Relays de Serviço e de Protocolo para Interligação de Redes CSMA/CD e PSDN.
Tese de Mestrado, Universidade de Coimbra, Julho 1992.

[Bernardes 92b] Mário Bernardes, Edmundo Monteiro e F. Boavida Fernandes.
A Simulation-Based Performance Study of Network-Layer Relays.
Relatório Interno DEE-UC-002-92, Universidade de Coimbra, Junho 1992.

[Bernardes 93] Mário Bernardes, A. Rodrigues, E. Monteiro e F. Fernandes.
A Comparative Study of the Switching Performance of Connection-Mode Network Layer Relays.
In *Proceedings of the Singapore International Conference on Networks (SICON'93),* IEEE Singapore, pp. 842-846, Singapura, Setembro 1993.

[Bernstein 93] Greg Bernstein.
Reserved Bandwidth and Reservationless Traffic in Rate Allocating Servers.
ACM Computer Communication Review, Volume 23 (3), pp. 6-25, Julho 1993.

[Bianchi 93] Giuseppe Bianchi e Jonathan Turner.
Improved Queueing Analysis of Shared Buffer Switching Networks.
IEEE/ACM Transactions on Networking, Volume 1 (4), pp. 482-490, Dezembro 1993.

[Boggs 88] David Boggs, Jeffrey Mogul e Christopher Kent.
Measured Capacity of an Ethernet: Myths and Reality
In *Proceedings of the SigComm'88 Conference,* ACM, pp. 222-234, Stanford, EUA, Agosto 1988.

[Bolot 90] Jean-Chrysostome Bolot e Udaya Shankar.
Dynamical Behavior of Rate-based Flow Control Mechanisms.
ACM Computer Communication Review, Volume 20 (2), pp. 35-49, Abril 1990.

[Bonomi 93] Flavio Bonomi, Sergio Montagna e Roberto Paglino.
A futher look at statistical multiplexing in ATM networks.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26, pp. 119-138, 1993.

[Borman 92] D. Borman, Robert Braden e Van Jacobson.
TCP extensions for high performance.
RFC 1323, Internet Engineering Task Force, Maio 1992.

[Boudec 92] Jean-Yves Le Boudec.
The Asynchronous Transfer Mode: a tutorial.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 24 (4), pp. 279-309, 1992.

[Boyer 92a] Pierre Boyer, Fabrice Guillemin, Michel Servel e Jean-Pierre Coudreuse.
Spacing Cells Protects and Enhances Utilization of ATM Network Links.
IEEE Network Magazine, Volume 6 (5), pp. 38-49, Setembro 1992.

[Boyer 92b] Pierre Boyer e Didier Tranchier.
A reservation principle with applications to the ATM traffic control.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 24 (4), pp. 321-334, 1992.

[Braden 88] Robert Braden e Van Jacobson.
TCP extensions for long-delay paths.
RFC 1072, Internet Engineering Task Force, Outubro 1988.

[Braden 89] Robert Braden, editor.
Requirements for Internet Hosts — Communication Layers.
RFC 1122, Internet Engineering Task Force, Outubro 1989.

[Braden 94a] Robert Braden, David Clark e Scott Shenker.
Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview.
RFC 1633, IETF — Network Working Group, Junho 1994.

[Braden 94b] Robert Braden e Lixia Zhang.
RSVP: A Resource ReSerVation Protocol.
Connexions, Volume 8 (8), pp. 8-17, Agosto 1994.

[Brakmo 94] Lawrence Brakmo, Sean O'Malley e Larry Peterson.
TCP Vegas: New Techniques for Congestion Detection and Avoidance.
In *Proceedings of the SigComm'94 Conference,* ACM, pp. 24-35, Londres, UK, Setembro 1994.

[Breslau 90] Lee Breslau et al.
Design of Inter-Administrative Domain Routing Protocols.
In *Proceedings of the SigComm'90 Conference,* ACM, pp. 231-241, Philadelphia, EUA, Setembro 1990.

[Burgin 91] John Burgin e Dennis Dorman.
Broadband ISDN Resource Management: The Role of Virtual Paths.
IEEE Communication Magazine, Volume 29 (9), pp. 44-48, Setembro 1991.

[Butto 91] Milena Butto, Elisa Cavallero e Alberto Tonietti.
Effectiveness of the 'Leaky Bucket' Policing Mechanism in ATM Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (3), pp. 335-342, Abril 1991.

[Callon 90] R. W. Callon.
Use of OSI IS-IS for Routing TCP/IP and Dual Environments.
RFC 1195, Internet Engineering Task Force, Dezembro 1990.

[Campbell 92] Andrew Campbell, Geoff Coulson, Francisco García e David Hutchison.
A Continuous Media Transport and Orchestration Service.
In *Proceedings of the SigComm'92 Conference,* ACM, pp. 99-110, Baltimore, EUA, Agosto 1992.

[Campbell 94] Andrew Campbell, Geoff Coulson e David Hutchison.
A Quality of Service Architecture.
ACM Computer Communication Review, Volume 24 (2), pp. 6-27, Abril 1994.

[Carl-Mitchell 94] Smoot Carl-Mitchell e John Quaterman.
A Brief History of the Internet and the Matrix (Part I).
RS/Magazine, Volume 3 (6), pp. 26-31, Junho 1994.

[Carrie 88] Allan Carrie.
Simulation of Manufacturing Systems.
John Wiley & Sons, New York, 1988.

[Catlett 92] Charlie Catlett.
In Search of Gigabit Applications.
IEEE Communication Magazine, Volume 30 (4), pp. 42-51, Abril 1992.

[Chao 91] Jonathan Chao.
A Novel Architecture for Queue Management in the ATM Network.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (7), pp. 1110-1118, Setembro 1991.

[Chao 92] Jonathan Chao.
Architecture for Regulating and Scheduling User's Traffic in ATM Networks.
In *Proceedings of the SigComm'92 Conference,* ACM, pp. 77-87, Baltimore, EUA, Agosto 1992.

[Chen 94] Thomas Chen e Steve Liu.
Management and Control Functions in ATM Switching Systems.
IEEE Network Magazine, Volume 8 (4), pp. 27-40, Julho/Agosto 1994.

[Cheng 94] Tee-Hiang Cheng.
Bandwidth allocation in B-ISDN.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26 (9), pp. 1129-1142, Maio 1994.

[Cheriton 88] David Cheriton.
Versatile message transaction protocol.
RFC 1045, SRI Network Information Center, Fevereiro 1988.

[Cheriton 89] David Cheriton.
Sirpent: A High-Performance Internetworking Approach.
In *Proceedings of the SigComm'89 Conference,* ACM, pp. 158-169, Austin, EUA, Setembro 1989.

[Chiu 89] D. Chiu e Raj Jain.
Analysis of Increase and Decrease Algorithms for Congestion Avoidance in Computer Networks.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 17, pp. 1-14, 1989.

[Chlamtac 93] Imrich Chlamtac e Tao Zhang.
A counter based congestion control (CBC) for ATM networks.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 25, pp. 5-27, 1993.

[Chowdhury 94] Shyamal Chowdhury e Kazem Sohraby.
Bandwidth allocation algorithms for packet video in ATM networks.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26 (9), pp. 1215-1223, Maio 1994.

[Cidon 91] Israel Cidon, Inder Gopal e Roch Guérin.
Bandwidth Management and Congestion Control in plaNET.
IEEE Communication Magazine, Volume 29 (10), pp. 54-64, Outubro 1991.

[Cidon 93] Israel Cidon, Inder Gopal e Adrian Segall.
Connection Establishment in High-Speed Networks.
IEEE/ACM Transactions on Networking, Volume 1 (4), pp. 469-481, Agosto 1993.

[Clark 87] David Clark, Mark Lambert e Lixia Zhang.
NETBLT: A Bulk Data Transfer Protocol.
RFC 998, MIT, Março 1987.

[Clark 89] David Clark, Van Jacobson, J. Romkey e H. Salwen.
An Analysis of TCP Processing Overhead.
IEEE Communication Magazine, Volume 27 (6), pp. 23-29, Junho 1989.

[Clementson 82] A. T. Clementson.
Extended Control and Simulation Language — Users Manual.
CLE.COM Ltd, Birmingham, UK, Março 1982.

[Cocchi 91] Ron Cocchi, Deborah Estrin, Scott Shenker e Lixia Zhang.
A Study of Priority Pricing in Multiple Service Class Networks.
In *Proceedings of the SigComm'91 Conference,* ACM, pp. 123-130, Zurique, Suiça, Setembro 1991.

[Colella 94] R. Colella, R. Callon, E. Gardner e Y. Rekhter.
Guidelines for OSI NSAP Allocation in the Internet.
RFC 1629, IETF — Network Working Group, Maio 1994.

[Cooper 90] Anthony Cooper e Kun Park.
Toward a Broadband Congestion Control Strategy.
IEEE Network Magazine, Volume 4 (3), pp. 18-23, Maio 1990.

[Cornet 91] Claude Cornet, editor.
EWOS Technical Guide 4 — Routeing in the context of OSI.
European Workshop for Open Systems, 1991.

[Cranor 93] Charles Cranor e Gurudatta Parulkar.
An Implementation Model for Connection-oriented Internet Protocols.
Internetworking: Research and Experience, Volume 4, pp. 133-157, 1993.

[Crocker 70] S. Crocker.
New Host-Host Protocol.
RFC 33, Network Information Center, Dezembro 1970.

[Davidson 88] John Davidson.
An Introduction to TCP/IP.
Springer-Verlag, 1988.

[DaviesDai 93] Dai Davies.
EuropaNet — The implications of a multi-protocol backbone.
In *Auxiliary Proceedings of the 4th Joint European Networking Conference (JENC4),* RARE, pp. 8-12, Trondheim, Noruega, Maio 1993.

[DaviesDonald 72] Donald Davies.
The Control of Congestion in Packet-Switching Networks.
IEEE Transactions on Communications, Volume 20 (3), pp. 546-550, Junho 1972.

[Davin 90] James Davin e Andrew Heybey.
A Simulation Study of Fair Queueing and Policy Enforcement.
ACM Computer Communication Review, Volume 20 (5), pp. 23-29, Outubro 1990.

[Delgrossi 94] Luca Delgrossi, Ralf Herrtwich e Frank Hoffmann.
An Implementation of ST-II for the Heidelberg Transport System.
Internetworking: Research and Experience, Volume 5 (2), pp. 43-69, Junho 1994.

[Deloche 69a] G. Deloche.
Host-IMP interface.
RFC 7, Network Information Center, Janeiro 1969.

[Deloche 69b] G. Deloche.
Functional specifications for the ARPA Network.
RFC 8, Network Information Center, Maio 1969.

[Demers 89] Alan Demers, Srinivasan Keshav e Scott Shenker.
Analysis and Simulation of a Fair Queueing Algorithm.
ACM Computer Communication Review, Volume 19 (4), pp. 1-12, Setembro 1989.

[Dittmann 91] Lars Dittmann, Søren Jacobsen e Klaus Moth.
Flow Enforcement Algorithms for ATM Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (3), pp. 343-350, Abril 1991.

[Dixon 93] Tim Dixon.
IP — The Next Generation.
Relatório Técnico, RARE, Amesterdão, Maio 1993.

[Doeringer 90] Willibald Doeringer, D. Dykeman, M. Kaiserwerth, B. Meister, H. Rudin e R. Williamson.
A Survey of Light-Weight Transport Protocols for High-Speed Networks.
IEEE Transactions on Communications, Volume 38 (11), pp. 2025-2039, Novembro 1990.

[Doshi 91] Bharat Doshi e Harry Heffes.
Performance of an In-Call Buffer Window Reservation/Allocation Scheme for Long File Transfers.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (7), pp. 1013-1023, Setembro 1991.

[Dziong 93] Zbigniew Dziong, Ke-Qiang Liao e Lorne Mason.
Effective bandwidth allocation and buffer dimensioning in ATM based networks with priorities.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 25, pp. 1065-1078, 1993.

[Eckberg 91] Adrian Eckberg, Bharat Doshi e Richard Zoccolillo.
Controlling Congestion in B-ISDN/ATM: Issues and Strategies.
IEEE Communication Magazine, Volume 29 (9), pp. 64-70, Setembro 1991.

[Eckberg 92] Adrian Eckberg.
B-ISDN/ATM Traffic and Congestion Control.
IEEE Network Magazine, Volume 6 (5), pp. 28-37, Setembro 1992.

[Eldridge 92] Charles Eldridge.
Rate Controls in Standard Transport Layer Protocols.
ACM Computer Communication Review, Volume 22 (3), pp. 106-120, Julho 1992.

[EWOS 90] European Workshop for Open Systems.
OSI Layers 1 to 4 Addressing.
Technical Guide, EWOS, 1990.

[Faber 92] Theodore Faber, Lawrence Landweber e Amarnath Mukherjee.
Dynamic Time Windows: Packet Admission Control with Feedback.
In *Proceedings of the SigComm'92 Conference,* ACM, pp. 124-135, Baltimore, EUA, Agosto 1992.

[Farowich 86] Steven Farowich.
Communicating in the technical office.
IEEE Spectrum, pp. 63-67, Abril 1986.

[Fendick 91] Kerry Fendick, Debasis Mitra, Isi Mitrani, Manoel Rodrigues, Judith Seery e Alan Weiss.
An Approach to High-Performance High-Speed Data Networks.
IEEE Communication Magazine, Volume 29 (10), pp. 74-82, Outubro 1991.

[Fendick 92] Kerry Fendick, Manoel Rodrigues e Alan Weiss.
Analysis of a Rate-Based Control Strategy with Delayed Feedback.
In *Proceedings of the SigComm'92 Conference,* ACM, pp. 136-148, Baltimore, EUA, Agosto 1992.

[Fendick 93] Kerry Fendick e Manoel Rodrigues.
An Adaptive Framework for Dynamic Access to Bandwidth at High Speeds.
In *Proceedings of the SigComm'93 Conference,* ACM, pp. 127-136, Ithaca, EUA, Setembro 1993.

[Fernandes 89] F. Boavida Fernandes e Edmundo Monteiro.
Layer-service Integrated Management — Architecture and Concepts.
In *Proceedings of the Singapore International Conference on Networks (SICON'89),* IEEE Singapore, pp. 180-185, Singapura, Julho de 1989.

[Fernandes 91] F. Boavida Fernandes e Edmundo Monteiro.
An Application Process Framework for Advanced Communications Management.
In *Proceedings of the 5th RACE TMN Conference, International Conference on Communications Management for Broadband Services and Networks,* RACE, pp. 1.3/2/p1-1.3/2/p15, Londres, Novembro de 1991.

[Fernandes 93a] F. Boavida Fernandes, editor.
Issues Concerning RA, RB and RC Relays.
Documento EWOS/EGLL nº 68, EWOS, Maio 1993.

[Fernandes 93b] F. Boavida Fernandes.
Rational for the Development of RB Relay Profiles.
Documento EWOS/EGLL nº TD13, EWOS, Setembro 1993.

[Fernandes 94] F. Boavida Fernandes, Edmundo Monteiro e André Rodrigues.
Normalização Funcional de Sistemas Abertos — Uma Visão Geral da Participação Portuguesa.
QUALIRAMA, Boletim do Instituto Português da Qualidade, IPQ, nº 23, pp. 22-24, Fevereiro 1994.

[Ferrari 90] Domenico Ferrari e Dinesh Verma.
A scheme for Real-time Channel Establishment in Wide-area Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 8 (2), pp. 368-379, Fevereiro 1990.

[Ferrari 93] Domenico Ferrari.
Distributed Delay Jitter Control in Packet-switching Internetworks.
Internetworking: Research and Experience, Volume 4, pp. 1-20, 1993.

[Ferrari 94] Domenico Ferrari, Anindo Banerjea e Hui Zhang.
Network Support for Multimedia: A Discussion of the Tenet Approach.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26, pp. 1267-1280, 1994.

[Finn 89] Gregory Finn.
A Connectionless Congestion Control Algorithm.
ACM Computer Communication Review, Volume 19 (5), pp. 12-31, Outubro 1989.

[Floyd 91] Sally Floyd.
Connections with Multiple Congested Gateways in Packet-Switched Networks, Part 1: One-way Traffic.
ACM Computer Communication Review, Volume 21 (5), pp. 30-47, Outubro 1991.

[Floyd 92] Sally Floyd e Van Jacobson.
On Traffic Phase Effects in Packet-Switched Gateways.
Internetworking: Research and Experience, Volume 3, pp. 115-156, 1992.

[Floyd 93] Sally Floyd e Van Jacobson.
Random Early Detection Gateways for Congestion Avoidance.
IEEE/ACM Transactions on Networking, Volume 1 (4), pp. 397-413, Agosto 1993.

[Fox 89] R. Fox.
TCP big window and NAK options.
RFC 1106, Internet Engineering Task Force, Junho 1989.

[Frasner 91] Alexander Frasner.
Designing a Public Data Network.
IEEE Communication Magazine, Volume 29 (10), pp. 31-35, Outubro 1991.

[Frazer 89] A. Frazer.
The Universal Receiver Protocol.
In *Protocols for High Speed Networks*, H. Rudin e R. Williamson (eds.), Elsevier Pubs., Holanda, 1989.

[Freitas 85] Vasco Freitas, A. Rodrigues e J. Valério de Carvalho.
An Evaluation of the Extended Control and Simulation Language for Performance Studies of Computer Communication Protocols.
In *Proceedings of the Melecon'85 Conference,* IEEE Region 8, Madrid, Espanha, Outubro 1985.

[Gallassi 90] Giorgio Gallassi, Giancarlo Rigolio e Luigi Verri.
Resource Management and Dimensioning in ATM Networks.
IEEE Network Magazine, Volume 4 (3), pp. 8-17, Maio 1990.

[Gerla 80] Mario Gerla e Leonard Kleinrock.
Flow Control: A Comparative Survey.
IEEE Transactions on Communications, Volume 28 (4), pp. 553-574, Abril 1980.

[Gerla 88] Mario Gerla e Leonard Kleinrock.
Congestion Control in Interconnected LANs.
IEEE Network Magazine, Volume 2 (1), pp. 72-76, Janeiro 1988.

[Giessler 78] A. Giessler, J. Hanle, A. Konig e E. Pade.
Free Buffer Allocation — An Investigation by Simulation.
Computer Networks, Volume 2, pp. 191-208, 1978.

[Gilbert 91] Henry Gilbert, Osama Aboul-Magd e Van Phung.
Developing a Cohesive Traffic Management Strategy for ATN Networks.
IEEE Communication Magazine, Volume 29 (10), pp. 36-45, Outubro 1991.

[Golestani 90] Jamaloddin Golestani.
A Stop-and-Go Queueing Framework for Congestion Control.
In *Proceedings of the SigComm'90 Conference,* ACM, pp. 8-18, Philadelphia, EUA, Setembro 1990.

[Golestani 91a] Jamaloddin Golestani.
A Framing Strategy for Congestion Management.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (7), pp. 1064-1077, Setembro 1991.

[Golestani 91b] Jamaloddin Golestani.
Congestion-Free Communication in High-Speed Packet Networks.
IEEE Transactions on Communications, Volume 39 (12), pp. 1802-1812, Dezembro 1991.

[Granjal 93] Jorge Granjal, Florentino Gameiro e Paulo Mendes.
Desenvolvimento e teste de um relay para interligação de redes CSMA/CD e PSDN.
Relatório Interno DEE-UC-015-93, Universidade de Coimbra, Novembro 1993.

[Gray 77] James Gray.
Network Services in Systems Network Architecture.
IEEE Transactions on Communications, Volume 25, pp. 104-116, 1977.

[Guillemin 92] Fabrice Guillemin e Alain Dupuis.
A basic requirement for policing function in ATM networks.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 24 (4), pp. 311-320, 1992.

[Gün 93] Levent Gün e Roch Guérin.
Bandwidth management and congestion control framework of the broadband network architecture.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26, pp. 61-78, 1993.

[Hahne 90] Ellen Hahne, A. Choudhury e N. Maxemchuck.
Improving the Fairness of Distribute-Queue-Dual-Bus Networks.
In *Proceedings of the INFOCOM'90 Conference,* IEEE, pp. 175-184, San Francisco, EUA, Junho 1990.

[Hahne 91] Ellen Hahne.
Round-Robin Scheduling for Max-Min Fairness in Data Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (7), pp. 1024-1039, Setembro 1991.

[Hahne 93] Ellen Hahne, Charles Kalmaneck e S. Morgan.
Dynamic window flow control on high-speed wide-area data network.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26, pp. 29-41, 1993.

[Hashem 90] E. Hashem.
Random Drop Congestion Control.
Tese MS, Relatório técnico MIT/LCS/TR-465, Massachusetts Institute of Technology, 1990.

[Heagerty 90] Denise Heagerty.
Next Stop OSI: Transition to DECnet Phase V.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 19, pp. 246-250, 1990.

[Heinanen 91] Juha Heinanen.
Review of backbone technologies.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 21 (4), pp. 239-245, 1991.

[Heinanen 92] Juha Heinanen.
Frame relay as a multiprotocol backbone interface.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 25 (4-5), pp. 363-369, 1992.

[Hemmer 91] Hilde Hemmer e Per Huth.
Evaluation of Policing Functions in ATM Networks.
Queueing, Performance and Control in ATM (ITC-13), J.W. Cohen and C.D. Park (eds.), Elsevier Science Publishers B.V., pp. 111-116, 1991.

[Hoberecht 80] V. Hoberecht.
SNA Function Management.
IEEE Transactions on Communications, Volume 28 (4), Abril 1980.

[Hong 91a] Duke Hong, Tatsuya Suda e Jaime Bae.
Survey of Techniques for Prevention and Control of Congestion in ATM Network.
In *Proceedings of International Conference on Communications (ICC'91),* IEEE, pp. 204-210, 1991.

[Hong 91b] Duke Hong e Tatsuya Suda.
Congestion Control and Prevention in ATM Networks.
IEEE Network Magazine, Volume 5 (4), pp. 10-16, Julho 1991.

[Horowitz 81] E. Horowitz e S. Sahni.
Fundamentals of Data Structures.
Prentice Hall, 1981.

[Hui 88] Joseph Hui.
Resource Allocation for Broadband Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 6 (9), pp. 1598-1608, Dezembro 1988.

[Husemann 92] Dirk Husemann.
ISO CONS in LANs — making it all work; A European contribution to 4.4 BSD Unix.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 25, pp. 411-419, 1992.

[IEEE 85a] The Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc.
Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD).
IEEE Std 802.3, IEEE, 1985.

[IEEE 85b] The Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc.
Token Ring Access Method and Physical Layer Specifications.
IEEE Std 802.5, IEEE, 1985.

[IEEE 85c] The Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc.
Token Bus Access Method and Physical Layer Specifications.
IEEE Std 802.4, IEEE, 1985.

[IEEE 91] Institute for Electrical and Electronics Engineers.
Distributed Queue Dual Bus (DQDB) Subnetwork of a Metropolitan Area Network (MAN).
IEEE Std. 802.6, IEEE, 1991.

[Ilyas 90] M. Ilyas e H. Mouftah.
A Comparative Simulation of Congestion Avoidance Techniques in Broadband ISDNs.
In *Proceedings of International Conference on Communications (ICC'90),* IEEE, pp. 584-588, 1990.

[ISO 86] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — High-Level Data Link Control Procedures: Description of the X.25 LAPB-compatible DTE Data Link Procedures.
International Standard 7776, ISO/IEC, 1986.

[ISO 87] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Open Systems Interconnection — Protocol for Providing the Connectionless-mode Transport Service.
International Standard 8602, ISO/IEC, 1987.

[ISO 88a] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Open Systems Interconnection — Internal Organization of the Network Layer.
International Standard 8648, ISO/IEC, 1988.

[ISO 88b] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Telecommunication and Information Exchange Between Systems — End System to Intermediate System Routeing Information Exchange Protocol for use in Conjunction with the Protocol for the Provision of the Connectionless-mode Network Service (ISO 8473).
International Standard 9542, ISO/IEC, 1988.

[ISO 89a] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Use of X.25 Packet Level Protocol in Local Area Networks.
International Standard 8881, ISO/IEC, 1989.

[ISO 89b] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Reference Model of Open Systems Interconnection — Part 3: Naming and Addressing.
International Standard 7498-3, ISO/IEC, 1989.

[ISO 89c] International Organization for Standardization
Information Technology — Telecommunication and Information Exchange Between Systems — Operation of an X.25 Interworking Unit.
Technical Report 10029, ISO/IEC, 1989.

[ISO 89d] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Reference Model of Open Systems Interconnection — Part 4: Management Framework.
International Standard 7498-4, ISO/IEC, Novembro 1989.

[ISO 90a] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Local Area Networks, Part 2: Logical Link Control.
International Standard 8802-2, ISO/IEC, 1990.

[ISO 90b] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Local Area Networks, Part 4: Token-passing Bus Access Method and Physical Layer Specifications.
International Standard 8802-4, ISO/IEC, 1990.

[ISO 90c] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — OSI Routeing Framework.
Technical Report 9575, ISO/IEC, 1990.

[ISO 90d] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communication — End System to Intermediate System Routeing Information Exchange Protocol for use in Conjunction with ISO 8878.
International Standard 10030, ISO/IEC, 1990.

[ISO 90e] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — International Standardized Profiles, Part 1: Taxonomy Framework; Part 2: Taxonomy of Profiles.
Technical Report 10000, ISO/IEC, 1990.

[ISO 91a] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Network / Transport Protocol Interworking Specification.
Technical Report 10172, ISO/IEC, 1991.

[ISO 91b] International Organization for Standardization.
Specification of Codes for the Representation of Names of Countries.
International Standard 3166, ISO/IEC, 1991.

[ISO 92a] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Use of X.25 to provide the OSI Connection-mode Network Service.
International Standard 8878, ISO/IEC, 1992.

[ISO 92b] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Connection Oriented Transport Protocol Specification.
International Standard 8073, ISO/IEC, 1992.

[ISO 92c] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Provision of the OSI Connection-mode Network Service by Packet-mode Terminal Equipment Connected to an ISDN
International Standard 9574, ISO/IEC, 1992.

[ISO 92d] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems - Telecommunication and Information Exchange Between Systems - Intermediate System to Intermediate System Intra-Domain Routeing Information Exchange Protocol for use in Conjunction with the Protocol for Providing the Connectionless-mode Network Service (ISO 8473).
International Standard 10589, ISO/IEC, 1992.

[ISO 92e] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems - Telecommunication and Information Exchange Between Systems - Provision of the Connection-Mode Network Internal Layer Service by Intermediate Systems using ISO/IEC 8208.
International Standard 10177, ISO/IEC, 1992.

[ISO 93a] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems— Data Communications — Network Service Definition.
International Standard 8348, ISO/IEC, Junho 1993.

[ISO 93b] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Reference Model of Open Systems Interconnection — Part 1: Basic Reference Model
International Standard 7498-1, ISO/IEC, Junho 1993.

[ISO 93c] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Protocol for Providing the Connectionless-mode Network Service — Part 1: Protocol Specification
International Standard 8473-1, ISO/IEC, 1993.

[ISO 93d] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Provision of the OSI Network Service
Draft Technical Report 13532, ISO/IEC, 1993.

[ISO 93e] International Organization for Standardization.
Information Technology — Data Communications — X.25 Packet Level Protocol for Data Terminal Equipment.
Draft International Standard 8208, ISO/IEC, 1993.

[ISO 93f] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Protocol for Providing the Connectionless-mode Network Service — Amendment 5: Provision of the Underlying Service for Operation over ISDN Circuit-switched B-channels.
Draft Amendment International Standard 8473/DAM5, ISO/IEC, 1993.

[ISO 93g] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Protocol for Providing the Connectionless-mode Network Service — Amendment 8: Provision of the Underlying Service by Subnetworks Employing ISO 10028 CONS Relays.
Proposed Draft Amendment International Standard 8473/PDAM8, ISO/IEC, 1993.

[ISO 93h] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Protocol for Providing the Connectionless-mode Network Service — Amendment 9: Provision of the Underlying Service by Frame Relay Subnetwork.
Proposed Draft Amendment International Standard 8473/PDAM9, ISO/IEC, 1993.

[ISO 93i] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems - Local Area Networks, Part 3: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection — Access Method and Physical Layer Specifications.
International Standard 8802-3, ISO/IEC, 1993.

[ISO 93j] International Organization for Standardization.
Message Oriented Text Interchange System (MOTIS) [Message Handling].
International Standard 10021-1/2/3/4/5/6/7/10/11 ISO/IEC, 1993.

[ISO 93k] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems - Telecommunication and Information Exchange Between Systems - Protocol for Exchange of Inter-Domain Routing Information among Intermediate Systems to Support Forwarding of ISO 8473 PDUs.
Draft International Standard 10747, ISO/IEC, 1993.

[ISO 93l] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Definition of the Relaying Function of a Network Layer Intermediate System.
International Standard 10028, ISO/IEC, 1993.

[ISO 94a] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Protocol for Providing the Connectionless-mode Network Service — Part 2: Provision of the Underlying Service by ISO 8802 Subnetworks.
Draft International Standard 8473-2, ISO/IEC, 1994.

[ISO 94b] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Protocol for Providing the Connectionless-mode Network Service — Part 3: Provision of the Underlying Service by ISO 8208 Subnetworks.
Draft International Standard 8473-3, ISO/IEC, 1994.

[ISO 94c] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Data Communications — Protocol for Providing the Connectionless-generalizam*rovision of the Underlying Service by Subnetworks that Provide the OSI Data Link Service.*
Draft International Standard 8473-4, ISO/IEC, 1994.

[ISO 94d] International Organization for Standardization.
Information Processing Systems — Local Area Networks, Part 5: Token Ring Access Method and Physical Layer Specifications.
Committee Draft International Standard 8802-5, ISO/IEC, 1994.

[ISO 94e] International Organization for Standardization.
Information Technology — International Standardized Profile RB — Relaying the Connection-mode Network Service.
Proposal Draft International Standardized Profile (pDISP) 12067, ISO/IEC, 1994.

[ISO 94f] International Organization for Standardization.
Information Technology — International Standardized Profile RC — X.25 Protocol Relaying.
Proposal Draft International Standardized Profile (pDISP)10614, ISO/IEC, 1994.

[ITU-T 90a] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Broadband aspects of ISDN.
Recommendation I.121, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 90b] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Data communication Networks; Services and Facilities.
Recommendation X.3, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 90c] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Data communication Networks; Interfaces.
Recommendation X.28, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 90d] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Data communication Networks; Interfaces.
Recommendation X.29, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 90e] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Packet Switched Signaling System between public networks providing data transmission services.
Recommendation X.75, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 90f] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Interface between DTE and DCE terminals operating in the packet mode and connected to public data networks by dedicated circuit.
Recommendation X.25, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 90g] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Basic Reference Model.
Recommendation X.200, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 90h] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Framework for providing additional packet mode bearer services.
Recommendation I.122, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 90i] Telecommunication Standardization Sector of ITU
BISDN user network interface.
Recommendation I.413, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 90j] Telecommunication Standardization Sector of ITU
BISDN user network interface — Physical layer specification.
Recommendation I.432, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 90k] Telecommunication Standardization Sector of ITU
BISDN network functional architecture.
Recommendation I.327, International Telecommunications Union, 1990.

[ITU-T 91] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Congestion management for the ISDN frame relaying bearer service.
Recommendation I.370, International Telecommunications Union, 1991.

[ITU-T 93a] Telecommunication Standardization Sector of ITU
International numbering plan for public data networks.
Recommendation X.121, International Telecommunications Union, 1993.

[ITU-T 93b] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Interface Between A PSPDN and a Private PSDN which is based on X.25 Procedures and Enhancements to Define a Gateway Function that is Provided in the PSPDN.
Draft new Recommendation X.35, International Telecommunications Union, 1993.

[ITU-T 93c] Telecommunication Standardization Sector of ITU
Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN.
Recommendation I.371, International Telecommunications Union, 1993.

[Jacobson 88] Van Jacobson.
Congestion Avoidance and Control.
In *Proceedings of the SigComm'88 Conference,* ACM, pp. 314-329, Stanford, EUA, Agosto 1988.

[Jaffe 81] Jeffrey Jaffe.
Bottleneck Flow Control.
IEEE Transactions on Communications, Volume 29 (7), pp. 954-962, Julho 1981.

[Jain 84] Raj Jain, D. Chiu e W. Hawe.
A Quantitative Measure of Fairness and Discrimination for Resource Allocation in Shared Computer Systems.
DEC-TR-301, Digital Equipment Corporation, Littleton, USA, Setembro 1984.

[Jain 86a] Raj Jain.
A Timeout-Based Congestion Control Scheme for Window Flow-Controlled Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 4 (7), pp. 1162-1167, Outubro 1986.

[Jain 86b] Raj Jain e S. Routier.
Packet Trains — Measurements and a New Model for Computer Network Traffic.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 4 (6), pp. 986-995, Setembro de 1986.

[Jain 87] Raj Jain, K. Ramakrishnan e D. Chiu.
Congestion Avoidance in Computer Networks With a Connectionless Network Layer.
DEC-TR-506, Digital Equipment Corporation, Littleton, USA, Agosto 1987.

[Jain 89] Raj Jain.
A Delay-Based Approach for Congestion Avoidance in Interconnected Heterogeneous Computer Networks.
ACM Computer Communication Review, Volume 19 (5), pp. 56-71, Outubro 1989.

[Jain 90] Raj Jain.
Congestion Control in Computer Networks: Issues and Trends.
IEEE Network Magazine, Volume 4 (3), pp. 24-30, Maio 1990.

[Jain 92] Raj Jain.
Myths About Congestion Management in High-speed Networks.
Internetworking: Research and Experience, Volume 3, pp. 101-113, 1992.

[Jubainville 94] Ron Jubainville.
Congestion Control for Frame Relay.
Telecommunications, pp. 77-80, Março 1994.

[Kahn 72] Robert Kahn e William Crowther.
Flow Control in a Resource-Sharing Computer Network.
IEEE Transactions on Communications, Volume 20 (3), pp. 539-546, Junho 1972.

[Kalin 70] R. Kalin.
Simplified NCP Protocol.
RFC 60, Network Information Center, Julho 1970.

[Kalmanek 90] Charles Kalmanek, Hemant Kanakia e Srinivasan Keshav.
Rate Controlled Servers for Very High-speed Networks.
In *Proceedings of the GLOBECOM'90 Conference,* IEEE, San Diego, EUA, Dezembro 1990.

[Kaminski 86] Michael Kaminski.
Protocols for communicating in the factory.
IEEE Spectrum, pp. 56-62, Abril 1986.

[Karn 87] Phil Karn e Craig Partridge.
Improving Round-Trip Time Estimates in Reliable Transport Protocols.
In *Proceedings of the SigComm'87 Conference,* ACM, pp. 2-7, Stowe, EUA, Agosto 1987.

[Karrenberg 93] Daniel Karrenberg, Anne Lord e Marten Terpstra.
The RIPE NCC — One Year of Experience with European Internet Coordination.
In *Proceedings of the 4th Joint European Networking Conference (JENC4),* RARE, pp. 38-43, Trondheim, Noruega, Maio 1993.

[Kawarasaki 91] Masatoshi Kawarasaki e Bijan Jabbari.
B-ISDN Architecture and Protocol.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (9), pp. 1405-1415, Dezembro 1991.

[Keshav 91a] Srinivasan Keshav.
On the Efficient Implementation of Fair Queueing.
Internetworking: Research and Experience, Volume 2, pp. 157-173, 1991.

[Keshav 91b] Srinivasan Keshav.
A Control-Theoretic Approach to Flow Control.
In *Proceedings of the SigComm'91 Conference,* ACM, pp. 3-15, Zurique, Suiça, Setembro 1991.

[Keshav 91c] Srinivasan Keshav.
Congestion Control in Computer Networks.
Tese PhD, Technical Report UCB:CSD-91-649, University of California, Berkeley, USA, Dezembro 1991.

[Khan 94] Irfan Khan e Victor Li.
Traffic control in ATM networks.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 27 (1), pp. 85-100, Outubro 1994.

[Kia 92] Ramin N. Kia e Bernard Sales.
Routing architectures for the support of the OSI connection mode network service.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 25, pp. 405-410, 1992.

[KimJaime 94] Jaime Kim, Tatsuya Suda e Masaaki Yoshimura.
International standardization of B-ISDN.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 27 (1), pp. 5-27, Outubro 1994.

[KimYoung 92] Young Kim, Byung Shin e Chong Un.
Performance analysis of leaky-bucket bandwidth enforcement strategy for bursty traffics in an ATM network.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 25 (3), pp. 295-303, 1992.

[Kröner 91] Hans Kröner , Gérard Hébuterne, Pierre Boyer e Annie Gravey.
Priority Management in ATM Switching Nodes.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (3), pp. 418-427, Abril 1991.

[Kurose 92] Jim Kurose.
Open Issues and Challenges in Providing Quality of Service Guarantees in High-Speed Networks.
In *Proceedings of the SigComm'92 Conference,* ACM, pp. 6-15, Baltimore, EUA, Agosto 1992.

[Lam 81] Simon Lam e Luke Lien.
Congestion Control of Packet Communications Networks by Input Buffer Limits — A Simulation Study.
IEEE Transactions on Computers, Volume 30 (10), pp. 733-742, Outubro 1981.

[Layland 94] Robin Layland.
The End of IP as We Know It.
Data Communications, pp. 25-26, Outubro 1994.

[Lazar 91] Aurel Lazar e Giovanni Pacifici.
Control of Resources in Broadband Networks with Quality of Service Guarantees.
IEEE Communication Magazine, Volume 29 (10), pp. 66-73, Outubro 1991.

[Lea 92] Chin-Tau Lea.
What Should Be the Goal for ATM.
IEEE Network Magazine, Volume 6 (5), pp. 60-66, Setembro 1992.

[Leiner 85] Barry Leiner, Robert Cole, Jonathan Postel e David Mills.
The DARPA Internet Protocol Suite.
IEEE Communication Magazine, Volume 23 (3), pp. 29-34, Março 1985.

[Leiner 88] Barry Leiner, editor.
Critical Issues in High Bandwidth Networking.
RFC 1077, IETF — Gigabit Working Group, Novembro 1988.

[Leland 94] Will Leland, Murad Taqqu, Walter Willinger e Daniel Wilson.
On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic.
IEEE/ACM Transactions on Networking, Volume 2 (1), pp. 1-15, Fevereiro 1994.

[Magoon 79] R. Magoon e D. Twyer.
Flow and Congestion Control in SL-10 Networks.
In *Proceedings of the International Symposium on Flow Control in Computer Networks,* IFIP - North-Holland ed., pp. 45-61, Versalhes, França, 1979.

[Majithia 79] J. C. Majithia, M. Irland, J. L. Grange, N. Cohen, C. O'Donnell.
Experiments in Congestion Control Techniques.
In *Proceedings of the International Symposium on Flow Control in Computer Networks,* IFIP - North-Holland ed., pp. 211-234, Versalhes, França, 1979.

[Mankin 90] Allison Mankin.
Random Drop Congestion Control.
In *Proceedings of the SigComm'90 Conference,* ACM, pp. 1-7, Philadelphia, EUA, Setembro 1990.

[Mankin 91] Allison Mankin e K. Ramakrishnan, editores.
Gateway Congestion Control Survey.
RFC 1254, Internet Engineering Task Force, Agosto 1991.

[Mannine 92] Eric Mannine e Bernard Sales.
3L, a software laboratory for the OSI lower layers.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 25, pp. 420-425, 1992.

[MAP 88] General Motors Corporation.
Manufacturing Automation Protocol,
Version 3.0, General Motors, Agosto 1988.

[Marks 94] Donald Marks.
ATM From A to Z: A definitive Glossary for Enterprise Network Managers.
Data Communications, pp. 113-122, Dezembro 1994.

[Mase 91] Kenichi Mase e Shigeo Shioda.
Real-Time Network Management for ATM Networks.
Queueing, Performance and Control in ATM (ITC-13), J.W. Cohen and C.D. Park (eds.), Elsevier Science Publishers B.V., 1991.

[McKenney 90] Paul McKenney.
Stochastic Fairness Queueing.
In *Proceedings of the INFOCOM'90 Conference,* IEEE, pp. 733-740, San Francisco, EUA, Junho 1990.

[McKenzie 89] A. McKenzie.
Problem with TCP big window option.
RFC 1110, Internet Engineering Task Force, Agosto 1989.

[McKusick 94] Marshall McKusick.
What's New in 4.4 BSD.
Unix Review, pp. 51-56, Janeiro 1994.

[Meister 85] Bernd Meister, Philippe Janson e Liba Svobodova.
Connection-Oriented Versus Connectionless Protocols: A Performance Study.
IEEE Transactions on Computers, Volume 34 (12), pp. 1164-1173, Dezembro 1985.

[Meister 91] Bernd Meister.
Performance Study of the ISO Transport Protocol.
IEEE Transactions on Computers, Volume 40 (3), pp. 253-262, Março 1991.

[Metcalfe 76] R. Metcalfe e D. Boggs.
Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks.
Communications of the ACM, Volume 19 (7), pp. 395-404, Julho 1976.

[Meyer 93] John Meyer, Sergio Montagna e Roberto Paglino.
Dimensioning of an ATM switch with shared buffer and threshold priority.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26, pp. 95-108, 1993.

[Mishra 92] Partho Mishra e Hemant Kanakia.
A Hop by Hop Rate-based Congestion Control Scheme.
In *Proceedings of the SigComm'92 Conference,* ACM, pp. 112-123, Baltimore, EUA, Agosto 1992.

[Mitra 90] Debasis Mitra e Judith Seery.
Dynamic Adaptive Windows for High Speed Data Networks.
In *Proceedings of the SigComm'90 Conference,* ACM, pp. 30-40, Philadelphia, EUA, Setembro 1990.

[Mitra 93] Debasis Mitra e Judith Seery.
Dynamic adaptive windows for high speed data network with multiple paths and propagation delays.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 25, pp. 663-679, 1993.

[Monteiro 91] Edmundo Monteiro.
Estudo de "Relays" CSMA/CD - PSDN: Estado da Arte e perspectivas.
Relatório Técnico DEE-UC-001-91, Universidade de Coimbra, Fevereiro 1991.

[Monteiro 93a] Edmundo Monteiro, F. Boavida Fernandes e Vasco de Freitas.
Congestion Control in X.25 Protocol Relays.
Relatório Técnico DEE-FCTUC-004-93, Universidade de Coimbra, Fevereiro 1993.

[Monteiro 93b] Edmundo Monteiro, F. Boavida Fernandes e Vasco Freitas.
LAN/WAN Interconnection: Congestion Control in X.25 Protocol Relays.
In *Proceedings of the Cracow International Workshop on Network Management,* IEEE/ IFIP, pp. 10.5.1-10.5.15, Cracóvia, Polónia, Maio 1993.

[Monteiro 93c] Edmundo Monteiro, F. Boavida Fernandes e Vasco Freitas.
A Fairness Analysis of LAN/WAN Protocol Relays.
In *Proceedings of the 4th Joint European Networking Conference (JENC4),* RARE, pp. 250-260, Trondheim, Noruega, Maio 1993.

[Monteiro 93d] Edmundo Monteiro, F. Boavida Fernandes e Vasco Freitas.
Fairness and Congestion Control in LAN/WAN Protocol Relays.
In *Proceedings of the Singapore International Conference on Networks (SICON'93),* IEEE Singapore, pp. 625-629, Singapura, Setembro 1993.

[Monteiro 93e] Edmundo Monteiro, F. Boavida Fernandes e Vasco Freitas.
A Fairness Analysis of LAN/WAN Protocol Relays.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26 (3), pp. 379-388, Novembro 1993.

[Monteiro 94] Edmundo Monteiro, F. Boavida Fernandes e Vasco Freitas.
LAN/WAN Interconnection: Congestion Control in X.25 Protocol Relays.
Annals of Telecommunications, CNET, Volume 49 (1-2), pp. 90-102, Fevereiro 1994.

[Monteiro 95a] Edmundo Monteiro, F. Boavida Fernandes, Gonçalo Quadros e Vasco Freitas.
Specification, Quantification and Provision of Quality of Service and Congestion Control for New Communication Services.
In *Proceedings of the AFCEA Europe Symposium,* AFCEA / IEEE COMSOC / IEE, pp. xx-yy, Bruxelas, Bélgica, Outubro de 1995.

[Monteiro 95b] Edmundo Monteiro.
Simulação do Funcionamento de um Relay RC.
Relatório Técnico DEI-FCTUC, Universidade de Coimbra, Outubro 1995.

[MonteiroJosé 91] José Monteiro, Mario Gerla e Luigi Fratta.
Input Rate Control for ATM Networks.
Queueing, Performance and Control in ATM (ITC-13), J.W. Cohen and C.D. Park (eds.), Elsevier Science Publishers B.V., pp. 117-122, 1991.

[Mukherjee 91] Amarnath Mukherjee e John Strikwerda.
Analysis of Dynamic Congestion Control Protocols—A Fokker-Planck Approximation.
In *Proceedings of the SigComm'91 Conference,* ACM, pp. 159-169, Zurique, Suiça, Setembro 1991.

[Nagle 84] John Nagle.
Congestion Control in IP/TCP Internetworks.
RFC 896, Ford Aerospace and Communications Corporation, Janeiro 1984.

[Nagle 85] John Nagle.
On Packet Switches With Infinite Storage.
RFC 970, Ford Aerospace and Communications Corporation, Dezembro 1985.

[Nagle 87] John Nagle.
On Packet Switches With Infinite Storage.
IEEE Transactions on Communications, Volume 35, pp. 435-438, 1987.

[Newman 94] Peter Newman.
Traffic Management for ATM Local Area networks.
IEEE Communication Magazine, Volume 32 (8), pp. 44-50, Agosto 1994.

[Ngo 91] B. Ngo e H. Lee.
Queueing Analyses of Traffic Access Control Strategies with Preemptive and Nonpreemptive Disciplines in Wideband Integrated Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (7), pp. 1093-1109, Setembro 1991.

[Niestegge 90] Gerd Niestegge.
The 'Leaky Bucket' Policing Method in the ATM (Asynchronous Transfer Mode) Network.
International Journal of Digital and analog Communication Systems, Volume 3, pp. 187-197, 1990.

[Nitzan 90] Rebecca Nitzan e Phill Gross.
The Role of the U.S. GOSIP.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 19, pp. 270-274, 1990.

[O'Brien 94] Michael O'Brien.
Mr. P. Enters a New Age of the World.
SunExpert Magazine, Volume 5 (10), pp. 22-26, Outubro 1994.

[Okada 91] Tadanobu Okada, Hirokazu Ohnishi e Naotaka Morita.
Traffic Control in Asynchronous Transfer Mode.
IEEE Communication Magazine, Volume 29 (9), pp. 58-62, Setembro 1991.

[Ølnes 90] Jon Ølnes, Terje Grimstad, Gunnar Johansen, Arne Litleré e Katrine Weistenn.
Interworking between ISO Connection-less and Connection-oriented networks through the use of ISO TR 10172.
Relatório técnico nº 841, Norwegian Computing Center, Novembro 1990.

[Onvural 94] Raif Onvural.
Asynchronous Transfer Mode Networks: Performance Issues.
Artech House, Inc. 1994.

[Özveren 94] Cüneyt Özveren, Robert Simcoe e George Varghese.
Reliable and Efficient Hop-by-Hop Flow Control.
In *Proceedings of the SigComm'94 Conference,* ACM, pp. 89-100, Londres, UK, Setembro 1994.

[Pallares 90] Maria Pallares.
COSINE IXI Status and Plans.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 19, pp. 294-298, 1990.

[Panwalkar 76] S. Panwalkar e Wafik Iskander.
A Survey of Scheduling Rules.
In ?, pp. 45-61, Abril 1976.

[Park 93] Kihong Park.
Warp control: a dynamically stable congestion protocol and its analysis.
In *Proceedings of the SigComm'93 Conference,* ACM, pp. 137-147, Ithaca, EUA, Setembro 1993.

[Partridge 90] Craig Partridge.
How Slow Is One Gigabit Per Second ?.
ACM Computer Communication Review, Volume 20 (1), pp. 44-53, Janeiro 1990.

[Partridge 93] Craig Partridge.
Protocols for High-speed Networks: Some Questions and a Few Answers.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 25 (9), pp. 1019-1028, Abril 1993.

[Partrige 94] Craig Partridge.
Gigabit Networking.
Addison-Wesley Publishing Company, 1994

[Patel 90] Ahmed Patel e Vincent Ryan.
Introduction to names addresses and routes in an OSI environment.
Computer Communications, Butterworth & Co (Publishers) Ltd., Volume 13 (1), pp. 27-36, Fevereiro 1990.

[Paxson 94a] Vern Paxson.
Growth Trends in Wide-Area TCP Connections.
IEEE Network Magazine, Volume 8 (4), pp. 8-17, Agosto 1994.

[Paxson 94b] Vern Paxson e Sally Floyd.
Wide-Area Traffic:The Failure of Poisson Modeling.
ACM Computet Communications Review, Volume 24 (4), pp. 257-268, Outubro 1994.

[Peterson 91] L. Peterson e S. O'Malley.
TCP extensions considered harmful.
RFC 1263, Internet Engineering Task Force, Outubro 1991.

[Pham 94] Xuan Pham e Richard Betts.
Congestion control for intelligent networks.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26, pp. 511-524, 1994.

[Piscitello 93] David Piscitello e Lyman Chapin.
Introduction to Routing.
Connexions, Volume 7 (9), pp. 66-73, Setembro 1993.

[Platt 92] Amelia Platt e Michael Morse.
Traffic management in frame relay networks.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 23 (4), pp. 305-316, Janeiro 1992.

[Postel 80a] Jonathan Postel.
Internetwork Protocol Approaches.
IEEE Transactions on Communications, Volume 28 (4), pp. 604-611, Abril 1980.

[Postel 80b] Jonathan Postel.
User Datagram Protocol.
RFC 768, Information Sciences Institute, University of Southern California, Agosto, 1980.

[Postel 81a] Jonathan Postel, editor.
Internet Protocol.
RFC 791, Information Sciences Institute, University of Southern California, Setembro, 1981.

[Postel 81b] Jonathan Postel.
Internet Control Message Protocol.
RFC 792, Information Sciences Institute, University of Southern California, Setembro, 1981.

[Postel 81c] Jonathan Postel, editor.
Transmission Control Protocol.
RFC 793, Information Sciences Institute, University of Southern California, Setembro, 1981.

[Ramakrishnan 87] K. Ramakrishnan, Raj Jain e D. Chiu.
Congestion Avoidance in Computer Networks With a Connectionless Network Layer Part IV: A Selective Binary Feedback Scheme for General Topologies.
DEC-TR-510, Digital Equipment Corporation, Littleton, USA, Agosto 1987.

[Ramakrishnan 88] K. Ramakrishnan e Raj Jain.
A Binary Feedback Scheme for Congestion Avoidance in Computer Networks with a Connectionless Network Layer.
In *Proceedings of the SigComm'88 Conference,* ACM, pp. 303-313, Stanford, EUA, Agosto 1988.

[Ramamurthy 91a] Gopalakrishnan Ramamurthy e Rajiv Dighe.
Distributed Source Control: A Network Access Control for Integrated Broadband Packet Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (7), pp. 990-1002, Setembro 1991.

[Ramamurthy 91b] Gopalakrishnan Ramamurthy e Rajiv Dighe.
A Multidimensional Framework for Congestion Control in B-ISDN.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (9), pp. 1440-1451, Dezembro 1991.

[RARE 87] Réseaux Associés pour la Recherche Européenne.
RARE Annual Report 1987.
RARE, Amesterdão, 1987.

[RARE 88] Réseaux Associés pour la Recherche Européenne.
RARE 1988 Annual Report.
RARE, Amesterdão, 1988.

[RARE 89] Réseaux Associés pour la Recherche Européenne.
RARE Annual Report 1989.
RARE, Amesterdão, 1989.

[RARE 90a] Réseaux Associés pour la Research Européenne
Recommendation towards the national standard organizations concerning NSAP ISO-addresses.
Working Group 4/Recommendation 3 (WG4/R3), RARE, Amesterdão, 1990.

[RARE 90b] Réseaux Associés pour la Research Européenne.
Recommendation for NSAP address format for national organizations.
Working Group 4/Recommendation 4 (WG4/R4), RARE, Amesterdão, 1990.

[RARE 90c] Réseaux Associés pour la Recherche Européenne.
RARE Annual Report 1990.
RARE, Amesterdão, 1990.

[RARE 92a] Réseaux Associés pour la Recherche Européenne.
RARE Annual Report 1992.
RARE, Amesterdão, 1992.

[RARE 92b] RARE Operational Unit Task Force.
Towards a Single European Infrastructure.
RARE, Amesterdão, Janeiro 1992.

[Rasmunssen 91] Carsten Rasmunssen, Jens Sørensen, Kenn Kvols e Søren Jacobsen.
Source-Independent Call Acceptance Procedures in ATM Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (3), pp. 351-358, Abril 1991.

[Rathgeb 91] Erwin Rathgeb.
Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (3), pp. 325-334, Abril 1991.

[Raubold 75] E. Raubold.
The GMD-Network; Goals and Structure.
In *Proceedings of the European Symposium on large scale Computer Networks,* Seeheim, Alemanha, Outubro 1975.

[Reijs 93] Victor Reijs.
The RARE/COSINE CLNS pilot.
In *Proceedings of the 4th Joint European Networking Conference (JENC4),* RARE, pp. 18-24, Trondheim, Noruega, Maio 1993.

[Reiser 79] Martin Reiser.
A Queueing Network Analysis of Computer Communication Networks with Window Flow Control.
IEEE Transactions on Communications, Volume 27 (8), pp. 1199-1209, Agosto 1979.

[Robbins 93] Colin Robbins e Paul Barker.
Running OSI applications over a CLNS network.
Connexions, Volume 7 (11), pp. 26-28, Novembro 1993.

[RobertsJames 91] James Roberts.
Variable-Bit-Rate Traffic Control in B-ISDN.
IEEE Communications Magazine, Volume 29 (9), pp. 50-56, Setembro 1991.

[RobertsJames 93] James Roberts.
Traffic Control in B-ISDN.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 25, pp. 1055-1064, 1993.

[RobertsL 75] L. Roberts.
ALOHA Packet System With and Without Slots and Capture.
ACM Computet Communications Review, Volume 5 (2), Abril 1975.

[Rodrigues 93] André Rodrigues, Edmundo Monteiro e F. Boavida Fernandes.
A Connection-Mode Network Service Relay Functional Specification.
In *Proceedings of the Singapore International Conference on Networks (SICON'93),* IEEE Singapore, pp. 596-600, Singapura, Setembro 1993.

[Rodrigues 94] André Rodrigues, Edmundo Monteiro e F. Boavida Fernandes.
A Proposal for a Connection-Mode Network Service Relay Profile.
In *Proceedings of the International Conference on Telecommunications,* IEEE Region 8, pp. 163-166, Dubai, Emiratos Árabes Unidos, Janeiro 1994.

[RodriguesM 90] Manoel Rodrigues.
Evaluating Performance of High-Speed Multiaccess Networks.
IEEE Network Magazine, Volume 4 (3), pp. 36-41, Maio 1990.

[Rose 90] Marshal Rose.
Transition and Coexistence Strategies for TCP/IP to OSI.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 8 (1), pp. 57-66, Janeiro 1990.

[RoseO 92] O. Rose.
The Q-bit Scheme — Congestion Avoidance using Rate-Adaptation.
ACM Computer Communication Review, Volume 22 (2), pp. 29-42, Abril 1992.

[Rubin 94] Izhak Rubin e David Lin.
Input rate flow control for high-speed communication networks: Blocking and delay at the access points.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26 (11), pp. 1457-1473, Agosto 1994.

[Rybczynki 80] Antony Rybczynki.
A X.25 Interface and End-to-End Virtual Circuit Service Characteristics.
IEEE Transactions on Communications, Volume 28 (4), pp. 500-510, Abril 1980.

[Saito 91] Hiroshi Saito e Kohnei Shiomoto.
Dynamic Call Admission Control in ATM Networks.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 9 (7), pp. 982-989, Setembro 1991.

[Sales 90] Bernard Sales, editor.
EWOS Technical Guide 6 — Lower Layers Relays.
European Workshop for Open Systems, Outubro 1990.

[Santos 88] Alexandre Santos, Vasco Freitas e J. Neves.
The Specification and Prototyping of Communication Protocols: From Heterogeneous Temporal Logic to Concurrent PROLOG.
In *Computer Communication Systems*, Elsevier Science Pub B.V., Ed A. Cerveira, pp. 287-298, 1988

[Saunders 94] Stephen Saunders.
ATM Forum Ponders Congestion Control Options.
Data Communications, pp. 55-60, Março 1994.

[Schwartz 79] Mischa Schwartz e Samir Saad.
Analysis of Congestion Control Techniques in Computer Communication Networks.
In *Proceedings of the International Symposium on Flow Control in Computer Networks,* IFIP North-Holland ed., pp. 113-130, Versalhes, França, 1979.

[Schwartz 80] Misha Schwartz e E. Stern.
Routing Techniques Used in Computer Communication Networks.
IEEE Transactions on Communications, Volume 28 (4), pp. 539-552, Abril 1980.

[Schwartz 87] Misha Schwartz.
Telecommunication Networks: Protocols Modeling and Analysis.
Addison-Wesley Publishing Company, 1987.

[Shenker 90a] Scott Shenker.
A Theoretical Analysis of Feedback Flow Control.
In *Proceedings of the SigComm'90 Conference,* ACM, pp. 156-165, Philadelphia, EUA, Setembro 1990.

[Shenker 90b] Scott Shenker e Lixia Zhang.
Some Observations on the Dynamics of a Congestion Control Algorithm.
ACM Computer Communication Review, Volume 20 (5), pp. 30-39, Outubro 1990.

[Shenker 94] Scott Shenker.
Making Greed Work in Networks: A Game-Theoretic Analysis of Switch Service Disciplines.
In *Proceedings of the SigComm'94 Conference,* ACM, pp. 47-57, Londres, UK, Setembro 1994.

[Simcoe 94] Robert Simcoe e Larry Roberts.
The Great Debate Over ATM Congestion Control.
Data Communications, pp. 75-80, Setembro 1994.

[Simon 79] J. M. Simon e A. Danet.
Controle des Ressources et principes du Routage dans le Réseau TRANSPAC.
In *Proceedings of the International Symposium on Flow Control in Computer Networks,* IFIP - North-Holland ed., pp. 33-44, Versalhes, França, 1979.

[Sriram 93] Kotikalapudi Sriram.
Methodologies for bandwidth allocation, transmission scheduling, and congestion avoidance in broadband ATM networks.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26, pp. 43-59, 1993.

[Strayer 92] W. Strayer, B. Dempsey e A. Weaver.
Xpress Transfer Protocol.
Addison-Wesley Publishing Company, 1992.

[Tokuda 89] H. Tokuda, C Mercer, Y. Ishikawa e T. Marchok.
Priority Inversions in real-Time Communication.
In *Proceedings of the 10th IEEE Real-Time Systems Symposium,* IEEE, Dezembro 1989.

[Tokuda 92] Hideyuki Tokuda, Yoshito Tobe, Stephen Chou e José Moura.
Continuous Media Communication with Dynamic QoS Control Using ARTS with an FDDI Network.
In *Proceedings of the SigComm'92 Conference,* ACM, pp. 88-98, Baltimore, EUA, Agosto 1992.

[Topolcic 90] C. Topolcic, editor.
Experimental Internet Stream Protocol, Version 2 (ST-II).
RFC 1190, IETF — CIP Working Group, Outubro 1990.

[Towsley 92] Don Towsley, Serge Fdida e Harry Santoso.
Congestion Avoidance in High-speed Interconnection Systems.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 24 (2), pp. 185-195, Abril 1992.

[Trajkovic 92] Ljiljana Trajkovic e Jamaloddin Golestani.
Congestion Control for Multimedia Services.
IEEE Network Magazine, Volume 6 (5), pp. 20-25, Setembro 1992.

[Tully 85] James Tully.
XNS and TCP/IP protocols on Ethernet.
In *Proceedings of the Networks'85 Conference*, pp. 103-112, 1985.

[Tully 86] James Tully.
High-level Protocols on Ethernet.
Communication Standards State of the Art Report, Pergamom, pp. 263-276, 1986.

[Turner 86a] Jonathan Turner.
New Directions in Communications (or Which Way to the Information Age?)
IEEE Communication Magazine, Volume 24 (10), pp. 8-15, Outubro 1986.

[Turner 86b] Jonathan Turner.
Design of an Integrated Services Packet Network.
IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Volume 4 (8), pp. 1373-1380, Novembro 1986.

[Turner 92] Jonathan Turner.
Managing Bandwidth in ATM Networks with Bursty Traffic.
IEEE Network Magazine, Volume 6 (5), pp. 50-58, Setembro 1992.

[Tymes 71] La Roy Tymes.
TYMNET — A Terminal Oriented Communications Network.
In *Proceedings of the AFIPS Conference, Spring Joint Computer Conference,* AFIPS, Volume 38, pp. 211-216, 1971.

[Verma 91] Dinesh Verma, Hui Zhang e Domenico Ferrari.
Guaranteeing Delay Jitter Bounds in Packet Switching Networks.
In *Proceedings of the Tricomm'91 Conference*, Chapel Hill, EUA, Abril 1991.

[Vickers 94] Brett Vickers e Tatsuya Suda.
Connectionless Service for Public ATM Networks.
IEEE Communication Magazine, Volume 32 (8), pp. 34-42, Agosto 1994.

[WangY 91] Y. Wang e B. Sengupta.
Performance Analysis of a Feedback Congestion Control Policy Under Non-Negligible Propagation Delay.
In *Proceedings of the SigComm'91 Conference,* ACM, pp. 149-157, Zurique, Suiça, Setembro 1991.

[WangZheng 91] Zheng Wang e Jon Crowcroft.
A New Congestion Control Scheme: Slow Start and Search (Tri-S).
ACM Computer Communication Review, Volume 21 (1), pp. 32-43, Janeiro 1991.

[WangZheng 92] Zheng Wang e Jon Crowcroft.
Eliminating periodic Packet Losses in the 4.3-Tahoe BSD TCP.
ACM Computer Communication Review, Volume 22 (2), pp. 9-16, Abril 1992.

[Wecker 80] Stuart Wecker.
DNA: The Digital Network Architecture.
IEEE Transactions on Communications, Volume 28 (4), pp. 510-526, Abril 1980.

[Wernik 92] Marek Vernik, Osama Aboul-Magd e Henry Gilbert.
Traffic management for B-ISDN Services.
IEEE Network Magazine, Volume 6 (5), pp. 10-19, Setembro 1992.

[Wilder 91] Rick Wilder, K. Ramakrishnan e Allison Mankin.
Dynamics of Congestion Control and Avoidance of Two-Way Traffic in an OSI Testbed.
ACM Computer Communication Review, Volume 21 (2), pp. 43-58, Abril 1991.

[Williamson 91] Carey Williamson e David Cheriton.
Loss-Load Curves: Support for Rate-Based Congestion Control in High-Speed Datagram Networks.
In *Proceedings of the SigComm'91 Conference,* ACM, pp. 17-28, Zurique, Suiça, Setembro 1991.

[Williamson 93] Carey Williamson.
Optimizing File Transfer Response Time Using the Loss-Load Curve Congestion Control Mechanism.
In *Proceedings of the SigComm'93 Conference,* ACM, pp. 117-126, Ithaca, EUA, Setembro 1993.

[Wong 89] Felix Wong e José Marca.
Fairness in Window Flow Controlled Computer Networks,
IEEE Transactions on Communications, Volume 37 (5), pp. 475-480, Maio 1980.

[Woodruff 88] G. Woodruff, R. Rogers e P. Richards.
A Congestion Control Framework for High-speed Integrated Packetized Transport.
In *Proceedings of the GLOBECOM'88 Conference,* IEEE, 1988.

[Wu 93] Guo-Liang Wu e Jon Mark.
Discrete time analysis of leaky-bucket congestion control.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26, pp. 79-94, 1993.

[Yegenoglu 94] Ferit Yegenoglu e Bijan Jabbari.
Characterization and modeling of agregate traffic for finite buffer statistical multiplexers.
Computer Networks and ISDN Systems, Volume 26, pp. 1169-1185, 1994.

[ZhangHui 91] Hui Zhang e Srinivasan Keshav.
Comparison of Rate-Based Service Disciplines.
In *Proceedings of the SigComm'91 Conference,* ACM, pp. 113-121, Zurique, Suiça, Setembro 1991.

[ZhangHui 92] Hui Zhang, Dinesh Verma e Domenico Ferrari.
Design and implementation of Real-Time Internet Protocol.
In *Proceedings of IEEE Workshop on the Architecture and Implementation of High Performance Communication Subsystems,* IEEE, Tucson, EUA, Fevereiro 1992.

[ZhangLixia 89] Lixia Zhang.
A New Architecture for Packet Switching Network Protocols.
Tese PhD, relatório técnico MIT/LCS/TR-455, Massachusetts Institute of Technology, Agosto 1989.

[ZhangLixia 90] Lixia Zhang.
VirtualClock: A New Traffic Control Algorithm for Packet Switching Networks.
In *Proceedings of the SigComm'90 Conference,* ACM, pp. 19-29, Philadelphia, EUA, Setembro 1990.

[ZhangLixia 91] Lixia Zhang, Scott Shenker e David Clark.
Observations of the Dynamics of a Congestion Control Algorithm: The Effects of Two-Way Traffic.
In *Proceedings of the SigComm'91 Conference,* ACM, pp. 133-147, Zurique, Suiça, Setembro 1991.

[ZhangLixia 93] Lixia Zhang, S. Deering, Deborah Estrin, Scott Shenker e D. Zappala.
RSVP: A New Resource ReSerVation Protocol.
IEEE Network Magazine, Volume 7 (5), pp. 8-17, Setembro 1993.

[Zimmermann 80] Hubert Zimmermann.
OSI Reference Model — The ISO Model of Architecture for Open Systems Interconnection.
IEEE Transactions on Communications, Volume 28 (4), pp. 425-432, Abril 1980.

Edição do Autor

Coimbra 1995