

Avaliação de mecanismos de gestão de recursos no mapeamento entre os modelos IntServ e DiffServ

António Pereira^{1,2}
apereira@estg.ipleiria.pt

Edmundo Monteiro²
edmundo@dei.uc.pt

¹ **Departamento de Engenharia Informática**
Escola Superior de Tecnologia e Gestão
Instituto Politécnico de Leiria
Morro do Lena – Alto do Vieiro, 2411-901 Leiria
<http://www.estg.ipleiria.pt>

² **Laboratório de Comunicações e Telemática**
CISUC / DEI
Universidade de Coimbra
Pólo II, Pinhal de Marrocos, 3030-290 Coimbra
<http://lct.dei.uc.pt>

Resumo

Este trabalho apresenta um mecanismo de gestão de recursos para ser usado em conjunto com os mecanismos de mapeamento entre os modelos IntServ e DiffServ. Os mecanismos propostos são de natureza dinâmica e estão associados ao controlo de admissão de forma a que o estado da rede seja reflectido nas decisões de admissão de novos fluxos IntServ na rede DiffServ. Este trabalho foca o mapeamento entre o serviço *Controlled-Load* (CL) do modelo IntServ e o grupo de *Per-Hop-Behaviours* (PHBs) *Assured Forward* (AF) do modelo DiffServ. O mecanismo de gestão de recursos proposto distribui os recursos, em termos de largura de banda, a uma determinada classe AF no domínio DiffServ em de acordo com o estado da rede e o tratamento obtido pelos fluxos anteriores para a mesma rede IntServ destino. Os resultados obtidos por simulação mostram que o mecanismo de gestão de recursos proposto aproveita a largura de banda disponível para uma determinada classe AF. Estes resultados permitem ainda verificar que os mecanismos de mapeamento detectam a ocorrência de degradação de QoS e uma vez detectada, o mecanismo de controlo de admissão permite o restabelecimento da QoS da Classe.

Palavras-chave

Qualidade de Serviço, Modelo IntServ, Modelo DiffServ, Integração IntServ DiffServ, Controlo de Admissão

1. Introdução

A investigação na área da qualidade de serviço (QoS) na Internet tem sido efectuada, sob a égide do IETF (*Internet Engineering Task Force*) em torno de dois modelos arquitecturais: o modelo *Differentiated Services* (DiffServ) [1] e o modelo *Integrated Services* (IntServ) [2, 3]. Estes dois modelos foram desenvolvidos no âmbito de dois grupos de trabalho do IETF [4, 5].

O modelo IntServ fornece garantias de QoS individualmente a cada fluxo. Para tal, necessita de efectuar reserva de recursos nos elementos de rede intervenientes na comunicação. Na reserva de

recursos é usado o protocolo *Resource Reservation Protocol* (RSVP) [6, 7]. O modelo IntServ suporta dois serviços distintos: *Guaranteed Service* (GS) [8] destinado a aplicações com necessidades estritas de débito, atraso limitado e perdas nulas; serviço *Controlled-Load* (CL) [9] que emula o comportamento do serviço *best-effort* numa rede pouco carregada. A necessidade de manutenção de informação de estado sobre os fluxos individuais faz com que sejam normalmente apontadas limitações de escalabilidade ao modelo IntServ.

O modelo DiffServ corresponde a uma segunda abordagem em que os fluxos são agregados em classes de serviço (CoS) de acordo com as suas características específicas. Os pacotes pertencentes a cada classe são expedidos de acordo com o seu *Per-Hop-Behavior* (PHB), associado a um *DiffServ Code Point* (DSCP) [10] incluído no campo *Type of Service* (ToS) do cabeçalho IP. Actualmente o modelo DiffServ suporta o PHB *Expedited Forwarding* (EF) destinado a oferecer um serviço do tipo “*virtual leased line*” com garantias de débito e atrasos limitados [11] e o grupo de PHBs *Assured Forwarding* (AF) que exhibe um comportamento semelhante a rede pouco carregada para tráfego que seja conforme à exemplificação [12].

Para combinar a superior escalabilidade do modelo DiffServ com a capacidade de suporte de QoS por fluxo do modelo IntServ, o grupo ISSL (*Integrated Services over Specific Link Layers*) do IETF [13] propôs a integração entre estas duas arquitecturas [14]. Esta abordagem conjuga as características do modelo IntServ – capacidade de estabelecer e controlar reservas de recursos ao longo dos elementos de rede – com a escalabilidade fornecida pelo modelo DiffServ. A arquitectura IntServ é aplicável na periferia da rede, onde o número de fluxos é pequeno, enquanto o modelo DiffServ é aplicável no núcleo das redes, de forma a tirar partido da sua escalabilidade. Os elementos de rede na fronteira destas arquitecturas são responsáveis pelo mapeamento dos fluxos IntServ nas classes DiffServ. Estas funções incluem a escolha do PHB mais apropriado de suporte ao fluxo, o controlo de admissão (CA) e as funções de policiamento dos fluxos à entrada da região DiffServ.

Nas redes DiffServ o controlo de admissão é baseado em *Bandwidth Brokers* (BBs) e em esquemas de taxa associados a *Service Level Agreement* (SLA) à entrada dos domínios. Esta solução não resolve intrinsecamente o problema do controlo de congestão, pois, todos os fluxos pertencentes a uma classe sobrecarregada sofrem uma degradação da sua QoS. Para resolver este problema, e integrar os modelos DiffServ e IntServ no suporte QoS extremo-a-extremo associado ao paradigma da reserva de recursos, é necessário um novo mecanismo de controlo de admissão [15]. Existem várias abordagens em estudo para o Controlo de Admissão que podem ser usadas para resolver este problema. A solução proposta pelo LCT-UC [16] utiliza uma métrica para calcular um *índice de congestão* do elemento de rede de forma a verificar se pode admitir um novo fluxo [17, 18, 19, 20, 21]. Existem propostas que utilizam técnicas de *probing* da rede, como o *Packet Probing* [22, 23, 24], agregação de mensagens RSVP [25, 26] entre os *routers* de entrada e de saída, ou *Bandwidth Brokers* (BBs) [27]. O problema do controlo de admissão ainda está em aberto no grupo ISSL do IETF [28].

Em trabalhos publicados anteriormente propusemos um mecanismo de mapeamento entre o serviço *Controlled-Load* do modelo IntServ e o grupo de PHBs *Assured Forwarding* do modelo DiffServ [33, 34]. Esta opção deveu-se, por um lado, à previsível menor dificuldade deste problema quando comparado com o mapeamento entre o serviço garantido (GS) e o PHB EF, por outro lado à maior aceitação que o serviço CL tem em termos dos fabricantes de equipamento de rede. O mecanismo proposto inclui um módulo de Controlo de Admissão que tem em conta o estado da rede. Na nossa proposta, a decisão de mapear e admitir um novo fluxo na região DiffServ é baseada no

comportamento de um fluxo anterior para a mesma rede IntServ destino. Este comportamento é usado para estimar as necessidades de largura de banda para a classe AF na região DiffServ.

Para complementar os mecanismos de mapeamento já propostos, neste artigo é apresentado um mecanismo para a gestão de recursos de largura de banda, para ser usado em conjunto com os mecanismos de mapeamento dinâmico entre o serviço *Controlled-Load* (CL) do modelo IntServ e o grupo de *Per-Hop-Behaviours* (PHBs) *Assured Forward* (AF) do modelo DiffServ. O mecanismo proposto faz um ajustamento contínuo da largura de banda usada pelas classes DiffServ. Os resultados obtidos por simulação mostram que os mecanismos propostos garantem um bom nível de utilização de largura de banda no mapeamento do serviço CL do modelo IntServ na classe AF do modelo DiffServ

Para além da presente secção, o artigo tem a seguinte estrutura. Na Secção 2 são apresentados os princípios e a arquitectura proposta para o mapeamento dinâmico. O algoritmo para a gestão de recursos que suporta o mecanismo de mapeamento dos fluxos CL IntServ em Classes AF DiffServ é apresentado na Secção 3. Na secção 4 é apresentado o cenário de simulação e realizada a avaliação dos mecanismos propostos. Por último, na Secção 5, são apresentadas algumas conclusões e direcções para trabalho futuro.

2. Mecanismos de mapeamento dinâmico

Na fronteira entre as regiões IntServ e DiffServ os elementos de rede devem fazer o mapeamento do serviço IntServ solicitado numa classe de serviço DiffServ. A classe DiffServ deve ser seleccionada de forma a suportar convenientemente o tipo de serviço IntServ requisitado pela aplicação. Tendo em conta a panóplia de serviços IntServ (CL e GS), os PHBs actualmente disponíveis em DiffServ (AF e EF) e, considerando as características de cada serviço e PHB respectivamente, é evidente a opção do mapeamento entre o serviço CL e o PHB AF e entre o serviço GS e o PHB EF.

O mapeamento do serviço CL nos PHBs AF deve ser baseado no *burst time* do fluxo CL [28]. Deste modo, os fluxos são agrupados na classe AF que forneça a melhor garantia de o atraso médio dos pacotes nas filas não superar o *burst time* do fluxo. O mapeamento pode ser estático ou dinâmico, sendo o mapeamento estático definido pelo administrador da rede, e o dinâmico conduzido de acordo com as características do tráfego existente na rede.

O mecanismo de mapeamento já proposto [33, 34], pretende complementar o controlo de tráfego das redes DiffServ com um mecanismo de controlo de admissão dinâmico que reflecta o estado da rede. Na estratégia adoptada, a decisão de mapear e admitir um novo fluxo à entrada da região DiffServ é baseada no comportamento do fluxo anterior destinado à mesma rede IntServ. Este comportamento reflecte-se nos atrasos e nas perdas sofridas pelo fluxo na região DiffServ. A ideia subjacente é inspirada no mecanismo de controlo de congestão usado em TCP, sendo neste caso aplicada ao controlo de admissão e ao mapeamento de fluxos IntServ em classes DiffServ.

A estratégia adoptada consiste em observar os fluxos à entrada e à saída do domínio DiffServ e inferir se a QoS do fluxo mapeado foi degradada. Caso não tenha existido degradação poderão ser admitidos e mapeados fluxos adicionais. Caso as características de QoS tenham sido degradadas não poderão ser admitidos tantos fluxos à entrada da rede DiffServ. Na observação dos fluxos à saída do domínio DiffServ, as características de QoS serão inferidas com base nas perdas de pacotes registadas já que

os atrasos de fila são menos representativos [22] e mais difíceis de tratar devido à sua grande variabilidade e à dificuldade na sincronização dos relógios.

A estratégia que está na base da proposta de mapeamento entre fluxos IntServ e classes DiffServ assenta em dois mecanismos localizados nos elementos de rede na fronteira da região DiffServ: o Mapeador e o Medidor.

No *edge router* de ingresso no domínio DiffServ, o mecanismo *Mapeador* faz o mapeamento dos fluxos CL na classe AF que melhor suporta o tipo de serviço requerido na mensagem IntServ. Este mecanismo actua com base na informação fornecida pelo mecanismo Medidor localizado no *edge router* de saída (*egress*) do domínio DiffServ.

O mecanismo Medidor interage com os módulos do modelo IntServ e com o módulo medidor do modelo DiffServ que é responsável pela contabilização, em cada fluxo, dos pacotes de acordo com o DSCP atribuído. Sempre que ocorrer uma mensagem RSVP de remoção de reserva, a informação obtida é inserida num novo objecto denominado DIFFSERV_STATUS e é enviada para o *edge router* de ingresso do domínio DiffServ para que possa ser tida em conta no mapeamento do próximo fluxo.

Para uma descrição detalhada dos mecanismos Medidor e Mapeador aqui descritos devem ser consultadas as publicações anteriores da equipa [33, 34].

3. Mecanismos de gestão de recursos

Para o Mapeador efectuar um mapeamento que reflecta o estado da rede é necessário que saiba os recursos disponíveis para cada classe DiffServ. Estes recursos são calculados com base no que aconteceu aos fluxos anteriormente mapeados para determinada rede IntServ destino. O cálculo destes recursos é desencadeado sempre que chegue uma mensagem DIFFSERV_STATUS ao Mapeador. O Medidor do *edge router* envia este objecto numa mensagem RSVP quando da liberta a reserva de um fluxo.

O Mapeador quando recebe a mensagem DIFFSERV_STATUS extrai o número de pacotes recebidos pelo Medidor situado no *edge router* de saída, recolhe do medidor local o número de pacotes enviados para o domínio DiffServ e compara-os para inferir se houve ou não degradação de QoS. Se a diferença for inferior ao limiar de perdas permitido considera-se que não houve degradação e o débito permitido (número de fluxos admitidos) pode ser incrementado. Caso contrário, considera-se que existe degradação e o débito permitido é decrementado. O incremento do débito vai ser aditivo o decremento vai ser multiplicativo permitindo assim que a rede possa recuperar rapidamente da degradação.

Os valores concretos usados para incrementar ou decrementar o número de fluxos são definidos no TCA (*Traffic Control Agreement*). Quando a QoS do fluxo não for degradada, os recursos (débito) permitidos para a classe serão incrementados de um determinado valor (10% nesta análise). Todos os fluxos mapeados, presentes na região DiffServ, são validados, ou seja, qualquer um dos fluxos presentes pode funcionar como *probing* para a classe AF (não sofreram degradação). Se a QoS for degradada os recursos calculados irão sofrer um decremento multiplicativo (50% nesta análise). Nesta situação, só

um novo fluxo posteriormente admitido pode funcionar como *probing* uma vez que os fluxos activos já foram degradados.

Depois de verificada a existência ou não de degradação, o fluxo é removido da lista fluxos admitidos e é actualizado o débito dos fluxos mapeados (activos). Neste caso, o débito total dos fluxos activos é reduzido do valor r (débito do fluxo removido) e o fiscalizador é actualizado. Depois é enviada a mensagem para montante de maneira a completar o processo da libertação de reserva do fluxo.

O mecanismo de Controlo de Admissão (CA) é desencadeado no Mapeador do *edge router* por um pedido de reserva (RSVP_RESV) efectuado por um novo fluxo CL. Depois, o Mapeador escolhe a classe AF que melhor garanta a preservação das características de QoS fluxo CL na região DiffServ. Uma vez determinada a classe AF, o mecanismo de CA toma a decisão de mapear, ou não, o novo fluxo, com base nos recursos permitidos para esta classe. O algoritmo apresentado anteriormente calcula estes recursos. O fluxo CL é admitido se a soma do seu débito com o dos fluxos presentes não exceder o débito máximo determinado pelo algoritmo para a classe. Se o fluxo for admitido, o débito dos fluxos presentes é actualizado de maneira a ter em conta este novo fluxo. Depois deste processo, o fluxo é inserido na tabela de mapeamento e na lista de *probing*. O fiscalizador é actualizado e é enviada a mensagem RSVP_RESV para montante de maneira a concluir o processo de reserva de recursos do fluxo. Caso não existam recursos, a reserva é recusada e é enviada uma mensagem RSVP_RESVERR para libertar o estado da reserva nos elementos rede que estão a montante.

4. Avaliação da proposta

Nesta secção, é feita a avaliação do mecanismo de gestão de recursos descrito que suporta o mapeamento dinâmico dos fluxos CL em Classes AF. A implementação dos mecanismos de mapeamento dinâmico e gestão de recursos foi feita no *Network Simulator* versão 2 (NS2) [29] e integrada com os módulos já disponíveis em NS dos modelos IntServ [35] e DiffServ [30].

O objectivo desta avaliação foi, primeiro, verificar se os mecanismos propostos distribuem os recursos disponíveis da classe AF pelas redes IntServ de acordo com o algoritmo definido, isto é, se os recursos são redistribuídos de acordo com o estado da rede e com o algoritmo definido. Segundo, em situações de degradação de QoS verificar se estas são detectadas pelos mapeadores presentes e uma vez detectadas, verificar se o algoritmo usado permite o restabelecimento da QoS da Classe.

O cenário de simulação, ilustrado na Figura 1, apresenta quatro redes IntServ (IntServ A1, IntServ A2, IntServ B1 e IntServ B2) interligadas através de uma rede DiffServ. À entrada do domínio DiffServ os fluxos CL da rede IntServ A1 são mapeados e admitidos pelo *Edge Router* Mapeador1 (ERM1) e fluxos CL da rede IntServ A2 são mapeados e admitidos pelo *Edge Router* Mapeador2 (ERM2). O backbone DiffServ tem uma largura de banda de 4 Mb capaz de garantir os recursos especificados nos perfis definidos para cada rede IntServ, para o tráfego *best-effort* e ainda para que exista um remanescente de largura de banda. Este remanescente é destinado a testar o algoritmo do ponto de vista da redistribuição dos recursos pelo *Edge Router* mapeador.

Para a classe AF foi definido um perfil de 1 Mbps. De forma a separar o tráfego BE do tráfego AF foram definidas duas filas de espera no domínio AF. A fila BE é do tipo FIFO (*First In First Out*), enquanto que a fila AF é do tipo RIO (*Random Early Detection with In and Out*) [31], sendo esta fila configurada com os valores obtidos no estudo efectuado em [30]. Ambas as filas de espera são

servidas pelo escalonador de tráfego WFQ [32], sendo este configurado de modo a assegurar o perfil definido para a classe AF. Os pesos atribuídos às filas AF e BE foram 2 e 1, respectivamente. Nas redes IntServ é atribuída uma fila de espera a cada fluxo CL e uma aos fluxos BE. As garantias de débito fornecidas a cada fila são efectuadas pelo WFQ [36, 37 e 38].

Nos testes realizados foi avaliado o mecanismo de gestão de recursos no mapeamento dinâmico dos fluxos CL em Classes AF, na presença de fluxos *best-effort* de 100 Kbps. Foram medidos os atrasos, as perdas e o débito dos fluxos CL em função da carga na rede. Foram também contabilizados os débitos dos fluxos presentes no mapeamento, bem como o débito máximo permitido pelo mecanismo de CA à classe AF. Este valor é fornecido pelo mecanismo de controlo de admissão dinâmico que usa o mecanismo de gestão de recursos sempre que haja a remoção de reserva de um fluxo CL anteriormente mapeado.

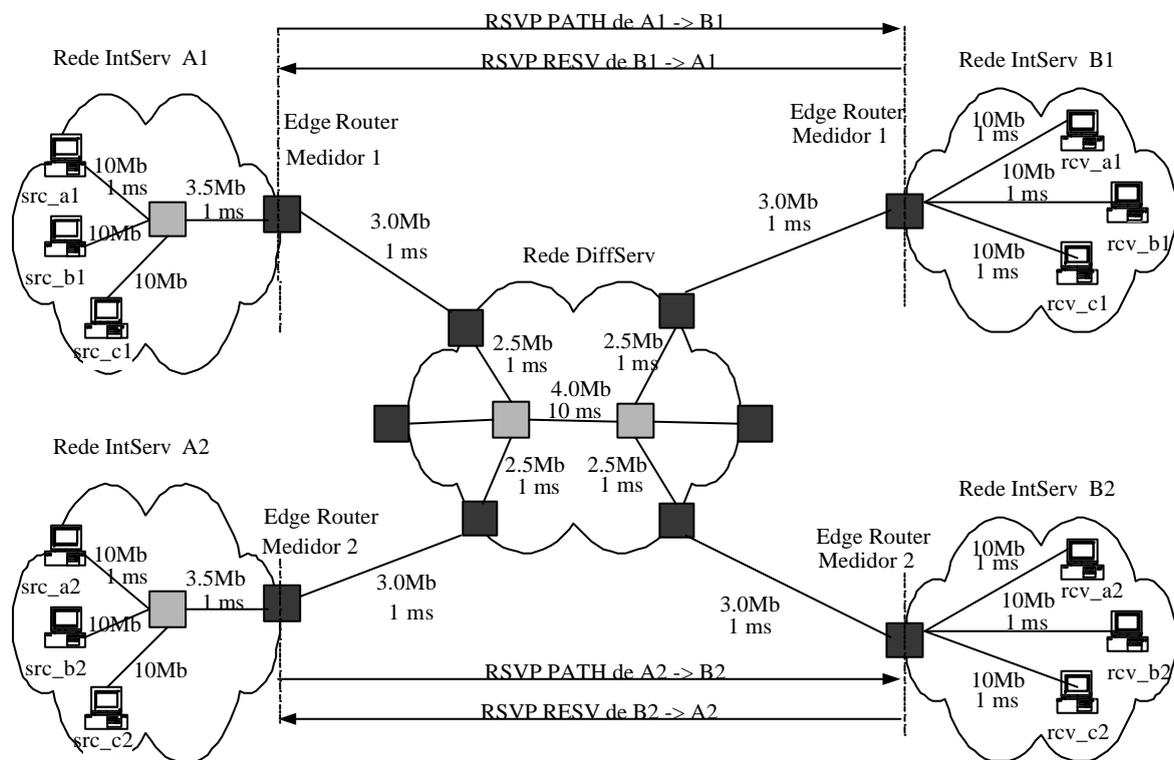


Figura 1. Cenário de simulação.

No cenário apresentado, inicialmente, cada rede IntServ, A1 e A2, gera 15 fluxos *best-effort* de 100 Kbps. Posteriormente, foram gerados pedidos de reserva para fluxos CL de 100 Kbps, de 15 segundos em 15 segundos na rede IntServ A1 e de 10 segundos em 10 segundos na rede IntServ A2. Na situação da existência de recursos em cada uma das redes IntServ e de o controlo de admissão dinâmico existente nos *Edge Router* mapeadores ERM1 e ERM2 autorizarem a reservas, os fluxos começam a ser transmitidos e mapeados à entrada do domínio DiffServ.

Após 250 segundos de simulação e depois em cada 50 segundos, as reservas dos fluxos CL, nas redes IntServ A1 e IntServ B1, são libertadas pela mesma ordem que foram criadas. Após 225 segundos de simulação e depois em cada 25 segundos, as reservas dos fluxos CL, nas redes IntServ A2 e IntServ B2, são libertadas pela mesma ordem que foram criadas. Deste modo consegue-se ter mais pedidos de reserva e consequente mapeamento do que libertação das reservas, permitindo assim testar o mecanismo de CA dinâmico. Neste cenário, a rede IntServA2 gera mais fluxos e comunica mais vezes

o estado da rede DiffServ, podendo assim utilizar uma maior fatia dos recursos da classe AF. Neste cenário, a admissão de novos fluxos aconteceu até $t = 710$ segundos. No período de tempo compreendido entre $t = 710$ segundos e $t = 810$ segundos, libertaram-se as reservas dos fluxos existentes.

As figuras 2 e 3 mostram os resultados obtidos pelos mecanismos de gestão de recursos na admissão e mapeamento de fluxos CL numa classe AF. Estas figuras mostram que os fluxos foram admitidos até ao débito suportado pelos perfis previamente definidos. Depois deste débito ter sido atingido, os fluxos passaram a ser admitidos unicamente após a libertação da reserva de um fluxo anteriormente mapeado para as redes IntServ e só se esse fluxo não tivesse sofrido qualquer degradação de QoS. De acordo com o algoritmo, nesta situação, o valor do débito máximo (Deb_Max) foi incrementado 10%.

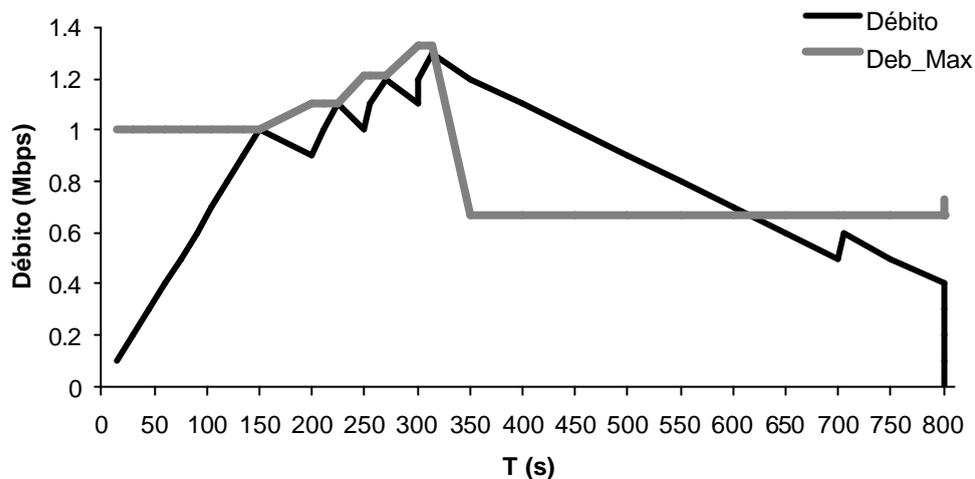


Figura 2. Fluxos CL da rede IntServ A1 admitidos na rede DiffServ pelo CA dinâmico.

As figuras mostram também que os recursos existentes para a rede IntServ A2 são mais vezes actualizados. Tal acontece, uma vez que existem mais libertação de reservas nas redes IntServ A2 e IntServ B2.

Quando o fluxo libertado sofre degradação de QoS, os recursos da classe permitidos para a rede IntServ A1 são decrementados de acordo com o valor definido pelo algoritmo. Esta situação acontece em $t = 350$ s, para as duas redes pois ocorreu a libertação de reserva neste instante. Neste caso, o Deb_Max é decrementado do valor definido no algoritmo (50% do Deb_Max existente). Deste modo, permite-se que a classe AF recupere da degradação sofrida. Nesta situação, o Deb_Max só volta a ser actualizado em $t = 800$ segundos, depois de verificado o estado da rede após a degradação. Este estado só é conhecido aquando da libertação da reserva de fluxo admitido em $t = 705$ s, após a ocorrência de degradação de QoS. Se o fluxo sofreu degradação de QoS, o Deb_Max volta a ser decrementado. Se não sofreu degradação de QoS, este valor é incrementado repetindo-se a situação descrita inicialmente.

A mesma situação descrita no parágrafo anterior acontece na rede IntServ A2. A comunicação da degradação acontece em $t = 350$ s, o débito máximo é decrementado em 50%, sendo retirados todos os fluxos existentes da tabela de probing pois sofreram degradação. Só em $t = 530$ s é que volta a ser admitido um novo fluxo. Esta situação acontece quando o somatório dos débitos dos fluxos presentes e do novo fluxo a admitir não exceder o débito máximo permitido pelo algoritmo para a classe AF no

ERM2. Este fluxo vai servir de *probing* ao estado da rede DiffServ e só serão admitidos novos fluxos quando este novo fluxo comunicar o estado da rede e se só se não tiver sofrido qualquer degradação, o que acontece em $t = 725s$.

A Tabela 1 apresenta a informação recolhida pelo *Edge Router* Mapeador ERM1 quando um fluxo termina e que serve de base à decisão de mapeamento do próximo fluxo. Esta informação é constituída pelo número de pacotes dos fluxos CL da rede IntServ A1 enviados para a região DiffServ e pelo número de pacotes recebidos à saída desta. Pela tabela verifica-se que os fluxos CL1 a CL3 não sofreram degradação, tendo servido de *probing* à classe AF mapeada e, conseqüentemente, contribuído para o incremento do débito máximo permitido pelo algoritmo e admissão de novos fluxos. O fluxo CL4 serviu de *probing* mas como sofreu perdas, indicou que a classe AF tinha sido degradada. Esta situação teve como consequência o decremento do débito máximo permitido para os fluxos CL na classe AF. Assim, os fluxos CL5 a CL16, já admitidos e que também sofreram degradação, foram retirados da tabela de *probing*. O fluxo CL17, posteriormente admitido serviu de *probing* ao estado da rede, mais precisamente à classe AF mapeada.

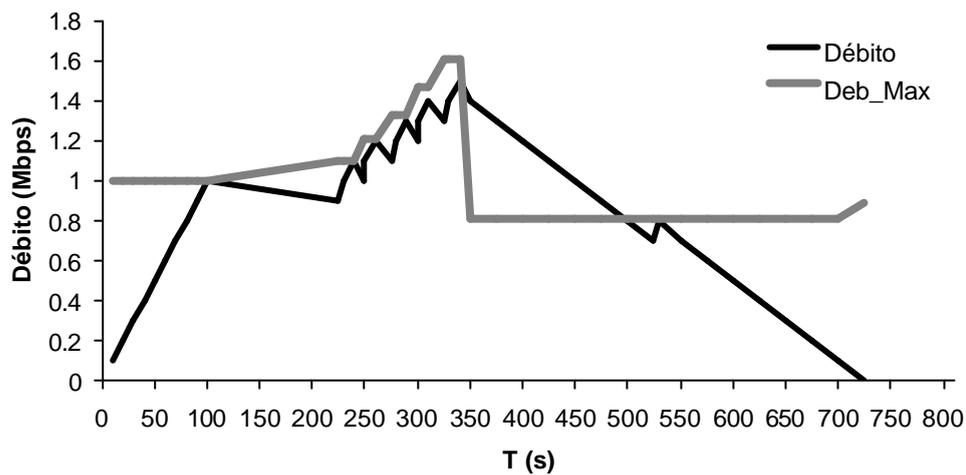


Figura 3 - Fluxos CL da rede IntServ A2 admitidos na rede DiffServ pelo CA dinâmico.

Fluxo	Enviados	Recebidos
CL1	2312	2312
CL2	2755	2755
CL3	3187	3187
CL4	3628	3621
CL5	4061	4055
CL6	4499	4488
CL7	4936	4928
CL8	5377	5365
CL9	5808	5804
CL10	6242	6234
CL11	6125	6120
CL12	6562	6556
CL13	6832	6825
CL14	6645	6642
CL15	6271	6262
CL16	6082	6078
CL17	1207	1207

Tabela 1 - Informação recolhida pelo ERM1

Fluxo	Enviados	Recebidos
CL21	2687	2687
CL22	2880	2880
CL23	3064	3064
CL24	3247	3247
CL25	3436	3436
CL26	3627	3620
CL27	3810	3806
CL28	4003	3994
CL29	4191	4187
CL30	4370	4365
CL31	3062	3053
CL32	3249	3240
CL33	3433	3424
CL34	3624	3616
CL35	3689	3685
CL36	3870	3864
CL37	4064	4057
CL38	4246	4243
CL39	4311	4304
CL40	4499	4493
CL41	2439	2439

Tabela 2 - Informação recolhida pelo ERM2

Da análise da Tabela 2, que apresenta a informação recolhida pelo ERM2, verifica-se que os fluxos CL21 a CL25 foram responsáveis pelo incremento do débito e conseqüente admissão de novos fluxos. O CL26, que foi degradado, foi o responsável pelo decréscimo. Os fluxos CL27 a CL40 foram retirados da lista de *probing*, uma vez que foram degradados e assim sendo já não podiam informar convenientemente caso a classe voltasse a sofrer degradação. O novo fluxo CL41 vai inferir se a rede está ou não congestionada. Este fluxo só é admitido quando o CA do ERM2 o permitir, que acontece quando o somatório dos débitos dos fluxos presentes e do novo fluxo a admitir não exceder o débito máximo permitido pelo algoritmo para a classe AF no *Edge Router* Mapeador ERM2.

Os resultados obtidos extremo-a-extremo para o débito, atraso e perdas pelos fluxos UDP, CL e BE, da rede IntServ A2 são apresentados, respectivamente nas figuras 4, 5 e 6. Os resultados obtidos por simulação para os fluxos gerados na rede IntServ A1 têm um comportamento semelhante.

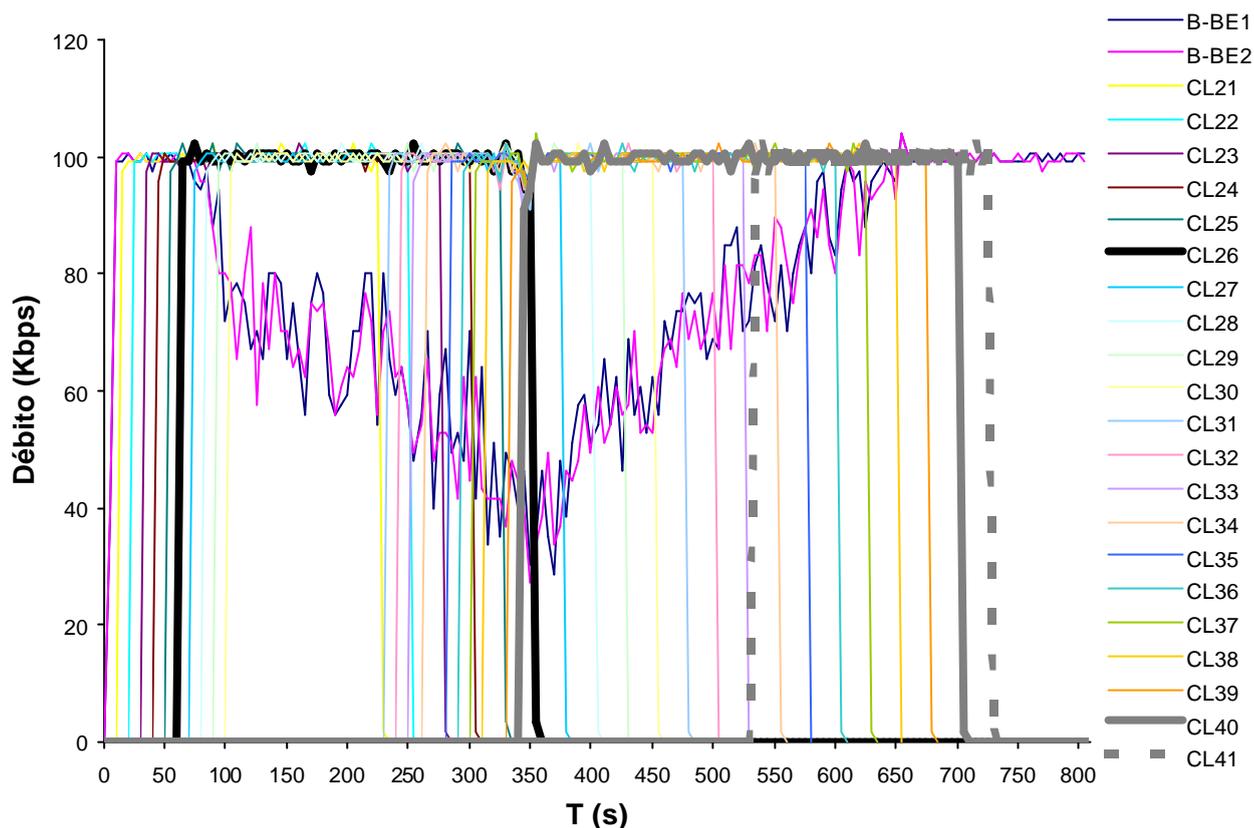


Figura 4 – Débito dos fluxos CL e BE

Pelas figuras referidas, constata-se que até $t = 310s$, o mecanismo de gestão de recursos usado no mapeamento dinâmico, permite o aproveitamento dos recursos disponíveis na rede, pela classe AF mapeada. Nesta situação, não existem perdas, o débito dos fluxos CL é o reservado e o atraso sobe ligeiramente com a admissão dos novos fluxos. Os fluxos BE são degradados, em termos de atraso, débito e perdas, à medida que vão sendo admitidos novos fluxos CL. Após a admissão do fluxo CL40, em $t = 340s$, verifica-se a ocorrência de degradação da QoS dos fluxos mapeados e, consequentemente, da QoS da classe. Esta degradação é detectada aquando da libertação da reserva do fluxo CL26 em $t = 350s$, que disponibiliza informação relativa ao estado da “sua” classe AF, na rede DiffServ. No gráfico das perdas, verifica-se que estas só ocorrem num pequeno período de tempo, entre $t = 320$ segundos e $t = 350$ segundos. Nesta situação, verifica-se que o mecanismo proposto permitiu a recuperação da QoS da classe. Ao analisar o gráfico dos atrasos também se verifica que o atraso aumenta com a ocorrência da degradação e volta aos valores anteriores logo que esta é detectada.

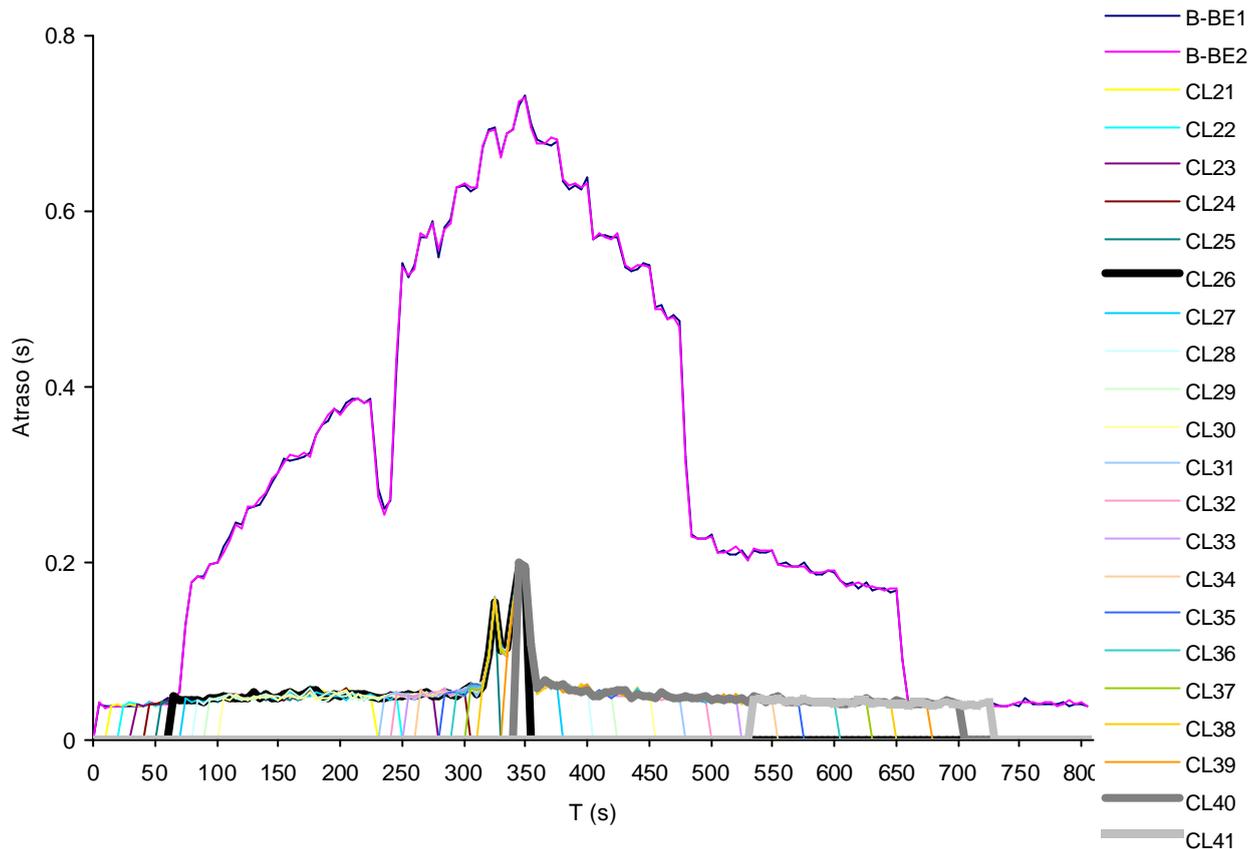


Figura 5 - Atraso dos fluxos CL e BE

A quebra em termos de perdas e atrasos em $t = 325s$, está relacionada com a libertação da reserva do fluxo CL25, o que permite aos fluxos presentes partilharem entre si o débito do fluxo libertado.

A informação disponibilizada pelo fluxo CL26, que terminou em $t = 325$, não indicou a existência de qualquer degradação na classe AF. Assim, o débito máximo foi incrementado, possibilitando a admissão de novos fluxos. Contudo, verifica-se que no instante anterior $t = 325$, três fluxos (CL27, CL32 e CL36) sofreram degradação. Esta degradação não atingiu qualquer dos outros fluxos presentes, concluindo-se pois que esta situação terá ocorrido devido ao mecanismo aleatório de descarte das filas RIO.

Os resultados obtidos na simulação com um mecanismo de mapeamento estático mostram que a funcionalidade das redes IntServ pode ser estendida através das redes DiffServ sem degradação perceptível de QoS. Foi também verificado o efeito da reserva de recursos e a protecção das características de QoS dos fluxos CL na presença de fluxos *best-effort*.

Por outro lado, os resultados obtidos mostram que o uso do mecanismo de gestão de recursos pelo controlo de admissão dinâmico reflecte o estado da rede e permite o aproveitamento dos recursos disponíveis por uma determinada classe AF.

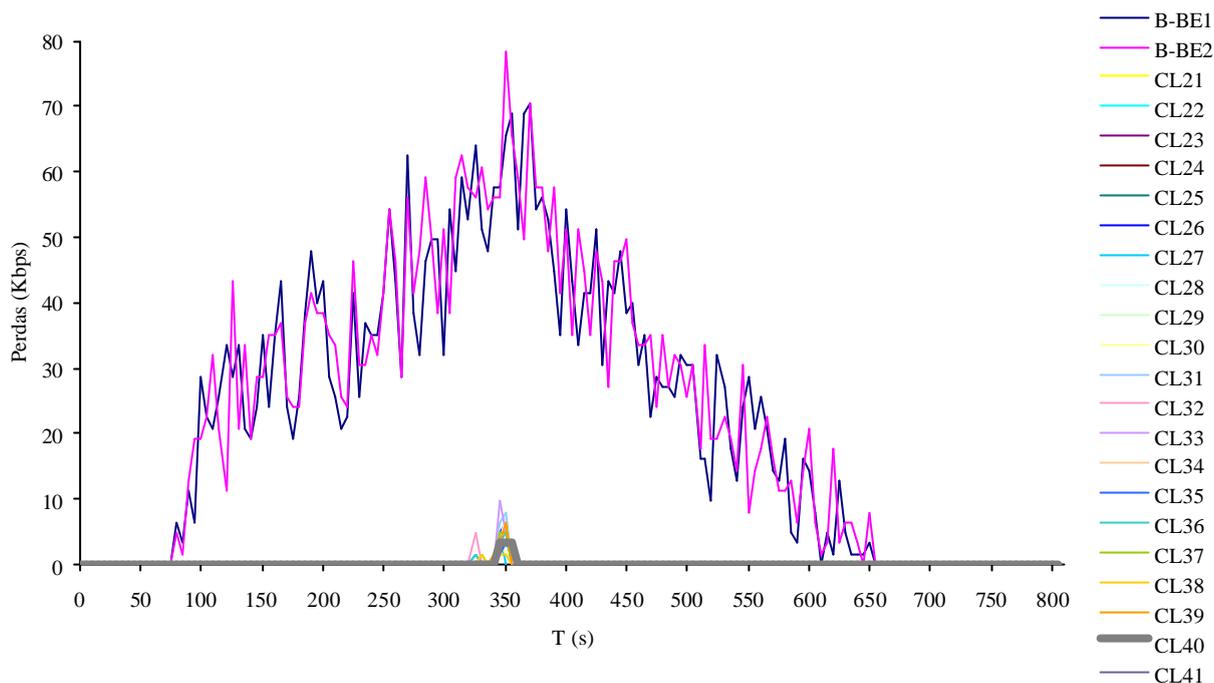


Figura 6 – Perdas dos fluxos CL e BE

5. Conclusão e trabalho futuro

Neste trabalho foi apresentado um mecanismo de gestão de recursos para ser usado no mapeamento dinâmico entre o serviço *Controlled-Load* (CL) do modelo IntServ e o grupo de *Per-Hop-Behaviours* (PHBs) *Assured Forward* (AF) do modelo DiffServ.

O algoritmo proposto, tem em conta o tratamento obtido anteriormente pelos fluxos CL para a mesma rede IntServ destino. Baseado neste comportamento, o algoritmo calcula os recursos para as classes AF. Se não ocorrer nenhuma degradação de QoS, os recursos (débito) sofrem um incremento aditivo, caso contrário, sofrem um decremento multiplicativo.

Os resultados obtidos por simulação mostram que o algoritmo proposto aproveita os recursos disponíveis, em termos de largura de banda, para uma determinada classe AF. Estes resultados permitem ainda verificar que os mecanismos de mapeamento detectam a ocorrência de degradação de QoS e uma vez detectada, o algoritmo permite o restabelecimento da QoS da Classe.

Como trabalho futuro (já em curso) será efectuada uma validação do mecanismo de mapeamento dinâmico com este mecanismo de gestão de recursos, em cenários mais exigentes, na presença de mais classes de tráfego AF e com diferentes tipos de tráfego a ser gerado na rede IntServ.

Agradecimentos

Trabalho parcialmente financiado pelo programa de investigação POSI do Ministério da Ciência e Tecnologia (Projecto QoSII) e pelo programa de formação avançada de Docentes do Ensino Superior – PRODEPIII Medida 5 / Acção 5.3.

Referências

- [1] D. Black et al., An Architecture for Differentiated Services, RFC 2475, December 1998.
- [2] R. Braden et al., Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview, RFC 1633, June, 1994.
- [3] S. Shenker et al., General Characterization Parameters for Integrated Service Network Elements, RFC 2215, September 1997.
- [4] IntServ workgroup charters, <http://www.ietf.org/html.charters/IntServ-charter.html>.
- [5] DiffServ workgroup charters, <http://www.ietf.org/html.charters/DiffServ-charter.html>.
- [6] J. Wroclawski, The Use of RSVP with IETF Integrated Services, RFC 2210, September 1997.
- [7] R. Braden et al, Resource Reservation Protocol (RSVP) – Version 1 Functional Specification, RFC 2205, September 1997.
- [8] S. Shenker et al, Specification of Guaranteed Quality of Service, RFC 2212, September 1997.
- [9] J. Wroclawski, Specification of the Controlled-load Network Element Service, RFC 2211, September 1997.
- [10] K. Nichols et al., Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers, RFC 2474, December 1998.
- [11] B. Davie et al, An Expedited Forwarding PHB, RFC 3246, March 2002.
- [12] J. Heinanen et al, Assured Forwarding PHB Group, RFC 2597, June 1999.
- [13] ISSLL workgroup charters, <http://www.ietf.org/html.charters/issll-charter.html>.
- [14] Y. Bernet et al, A Framework for Integrated Services Operation over DiffServ Networks, RFC 2998, November 2000.
- [15] G. Houston, Next Steps for the IP QoS Architecture, RFC 2990, November 2000.
- [16] D. Lourenço et al, “Definição do Mecanismo de Controlo de Admissão para o Modelo de serviços de LCT-UC”, in Proceedings of 3rd National Conference on Computer Networks - Technologies and Applications, FCCN, Viseu, Portugal, November 16-17, 2000.
- [17] E. Monteiro, et al, “A Scheme for Quantification of Congestion in Communication Services and Systems”, in Proceedings of SDNE'96, IEEE Computer Society, Macau, 3 - 4 June 1996.
- [18] G. Quadros, et al, “A QoS Metric for Packet Networks”, in Proceedings of SPIE International Symposium on Voice, Video, and Data Communications Conference, Boston, USA, 1-5 November 1998.
- [19] G. Quadros, et al, “Approach to the Dynamic Forwarding of Packets in a Differentiated Service Based Router”, in Proceedings of SPIES's symposium on Voice, Video, and Data Communications conference on Quality of Service Issues Related to Internet II, Boston, USA, September 19-22, 1999.
- [20] G. Quadros, et al, “An Approach to Support Traffic Classes in IP Networks”, in Proceedings of QoS'2000 - The First International Workshop on Quality of future Internet Services, Berlin, Germany, September 25-26, 2000.

- [21] G. Quadros, et al, "The Role of Packet-dropping Mechanisms in QoS Differentiation", in Proceedings of ICON'2000 - IEEE International Conferences on Networks, National University of Singapore, Singapore, September 05-08, 2000.
- [22] L. Breslau et al, "Endpoint Admission Control: Architectural Issues and Performance", in Proceedings of ACM SIGCOM 2000, Stockolm, Sweden, August 2000.
- [23] V. Eleck et al, "Admission Control Based on End-to-End Measurements", in Proceedings of IEEE Infocom 2000, Tel Aviv, Israel March 2000.
- [24] G. Bianchi et al, A migration Path to provide End-to-End QoS over Stateless networks by Means of a probing-driven Admission Control, Internet Draft, draft-bianchi-blefari-end-to-end-qos-01.txt, July 2001.
- [25] F. Baker et al, Aggregation of RSVP for IPv4 and IPv6 Reservations, RFC3175, September 2001.
- [26] Y. Bernet, Format of the RSVP DCLASS Object, RFC2996, November 2000.
- [27] Z. Zhang et al. "Decoupling QoS Control from Core Routers: A Novel Bandwidth Broker Architecture for Scalable Support of Guaranteed Services", in Proceedings of ACM SIGCOM 2000, Stockolm, Sweden, August 2000.
- [28] J. Wroclawski et al, Integrated Services Mappings for Differentiated Services Networks, Internet Draft, draft-ietf-issll-ds-map-01.txt, February 2001.
- [29] Network Simulator – NS (version 2), <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [30] J. F. Rezende, "Assured Service Evaluation", IEEE Global Telecommunications Conference, Globecom'99, pp. 100-104, Rio de Janeiro, Brasil, Dezembro 1999.
- [31] D. Clark et al, "Explicit Allocation of Best Effort Packet Delivery Service", IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 6, no 4, Agosto de 1998.
- [32] H. Zhang, "Service Disciplines for Guaranteed Performance Service in Packet-Switching Networks," Proc. IEEE, vol. 83, no 10, October 1995.
- [33] A. Pereira, E. Monteiro, "Interligação IntServ DiffServ: Mapeamento do Serviço CL no PHB AF", in Actas da CRC2002, FCCN, Faro, Portugal, September-2002
- [34]. A. Pereira, E. Monteiro, "Dynamic mapping between the Controlled-Load IntServ service and the Assured Forward DiffServ PHB", in Proc. of the HSNMC2003, pp. 1-10, Portugal, July-2003
- [35] M. Greis, "RSVP/ns: An Implementation of RSVP for the Network Simulator ns-2", <http://titan.cs.uni-bonn.de/~greis/rsvpns/index.html>.
- [36] - A. Demers, S. Keshav, S. Shenker, "Analysis and simulation of a fair queuing algorithm", Proc. ACM SIGCOMM 89, Vol. 19, N° 4, pp. 1-12, September 1989.
- [37] A. K. Parekh, R.G. Gallager, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Single Node Case", IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 1, N° 3, pp. 344-347, June 1993.

[38] A. K. Parekh, R. G. Gallager, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Multiple Node Case", IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 2, No. 2, pp. 137-150, April 1994.