

Interligação IntServ DiffServ: Mapeamento do Serviço CL no PHB AF

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

Edmundo Monteiro ²
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.iplei.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

Para combinar a superior escalabilidade do modelo *Differentiated Services* (DiffServ) com a capacidade de suporte de QoS por fluxo do modelo *Integrated Services* (IntServ) o *Internet Engineering Task Force* (IETF) tem vindo a promover o estudo da integração entre estas duas arquiteturas. Esta interligação permitirá conjugar a superior funcionalidade do modelo IntServ com a escalabilidade fornecida pelo modelo DiffServ no suporte, extremo-a-extremo, de aplicações com necessidades de qualidade de serviço (QoS).

Este trabalho aborda a interligação ente os modelos IntServ e DiffServ. Concretamente, são analisados os mecanismos de mapeamento entre o serviço *Controlled-Load* (CL) do modelo IntServ e o grupo de *Per-Hop-Behaviours* (PHBs) *Assured Forward* (AF) do modelo DiffServ sendo propostos mecanismos de mapeamento para esta situação concreta.

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 sendo tido em conta o estado da rede e o tratamento obtido pelos fluxos anteriores para a mesma rede IntServ destino.

Embora de natureza preliminar, os resultados obtidos na avaliação por simulação de um mecanismo de mapeamento estático, mostram que a funcionalidade das redes IntServ pode ser estendida através das redes DiffServ sem degradação perceptível de QoS.

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: serviço *Guaranteed* (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 Issll (*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 taxação 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 Issll do IETF [28].

Neste trabalho é proposto um mecanismo de mapeamento entre o serviço *Controlled-Load* do modelo IntServ e o grupo de PHBs *Assured Forwarding* do modelo DiffServ. A proposta inclui um mecanismo dinâmico de controlo de admissão capaz de reflectir o estado da rede, sendo a decisão de mapear e admitir um novo fluxo na rede DiffServ baseada no comportamento de um fluxo anterior para a mesma rede IntServ destino.

Para além da presente secção de carácter introdutório, o artigo tem a seguinte estrutura. Na Secção 2 é feita uma abordagem da problemática relativa à interligação dos modelos IntServ e DiffServ. Na Secção 3 é apresentada a proposta para o mapeamento estático e dinâmico. Esta proposta inclui a arquitectura e o algoritmo de mapeamento e controlo de admissão desenvolvido. 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. Interligação dos modelos IntServ e DiffServ

A interligação dos modelos IntServ e DiffServ tem por principal objectivo o suporte de QoS às aplicações, extremo-a-extremo, num cenário em que as redes periféricas utilizem IntServ e as redes de *core* utilizem DiffServ. Neste cenário a escalabilidade do modelo DiffServ ajuda a estender e a generalizar a maior funcionalidade do modelo IntServ [25]. Os domínios DiffServ intervenientes neste cenário de interligação são vistos pelos domínios IntServ como ligações virtuais, ou túneis, entre os últimos.

No cenário descrito, os sistemas terminais e *routers* que constituem as redes periféricas IntServ sinalizam entre si, de uma forma transparente, os pedidos de reserva de recursos através da rede DiffServ. Nas fronteiras entre os dois domínios as mensagens RSVP são processadas e submetidas a um controlo de admissão baseado na disponibilidade dos recursos apropriados dentro da rede DiffServ.

A Figura 1 ilustra o cenário de interligação IntServ DiffServ. Neste cenário o estabelecimento do fluxo de comunicação extremo-a-extremo desenrola-se nas seguintes fases:

1. O emissor, localizado numa rede IntServ, gera uma mensagem RSVP PATH, destinada ao receptor localizado na rede IntServ remota, identificando e caracterizando o tráfego da sua aplicação;
2. No atravessamento das regiões IntServ a mensagem RSVP PATH é processada normalmente, na região DiffServ a mensagem é transportada de uma forma transparente;
3. Quando a mensagem chega ao receptor é processada dando origem a uma mensagem RSVP RESV com a especificação da QoS pretendida;
4. A mensagem RSVP RESV é enviada com destino ao emissor através da rede DiffServ, podendo vir a ser rejeitada nas regiões IntServ caso os recursos sejam insuficientes para satisfazer a QoS pretendida;

5. Quando a mensagem RSVP RESV chega ao *edge router 1* da região IntServ onde está localizado o emissor, os mecanismos de controlo de admissão deverão actuar com base nos recursos especificados no *Traffic Conditioning Agreement (TCA)*;
6. Após o controlo de admissão deverão actuar os mecanismos de mapeamento do serviço IntServ pretendido, com as características de QoS especificadas, na classe de serviço DiffServ;
7. Após a actuação dos mecanismos de mapeamento a mensagem RSVP RESV é encaminhada para o emissor na rede IntServ, sendo actualizada, no *edge router 1*, a entrada correspondente à classe de serviço Diffserv mapeada no fluxo IntServ.
8. Durante a comunicação, ou enquanto as reservas RSVP forem renovadas com sucesso, o *edge router 1* marca os pacotes do fluxo IntServ com o DSCP correspondente à CoS DiffServ atribuída, recebendo assim o fluxo o serviço apropriado da rede DiffServ.

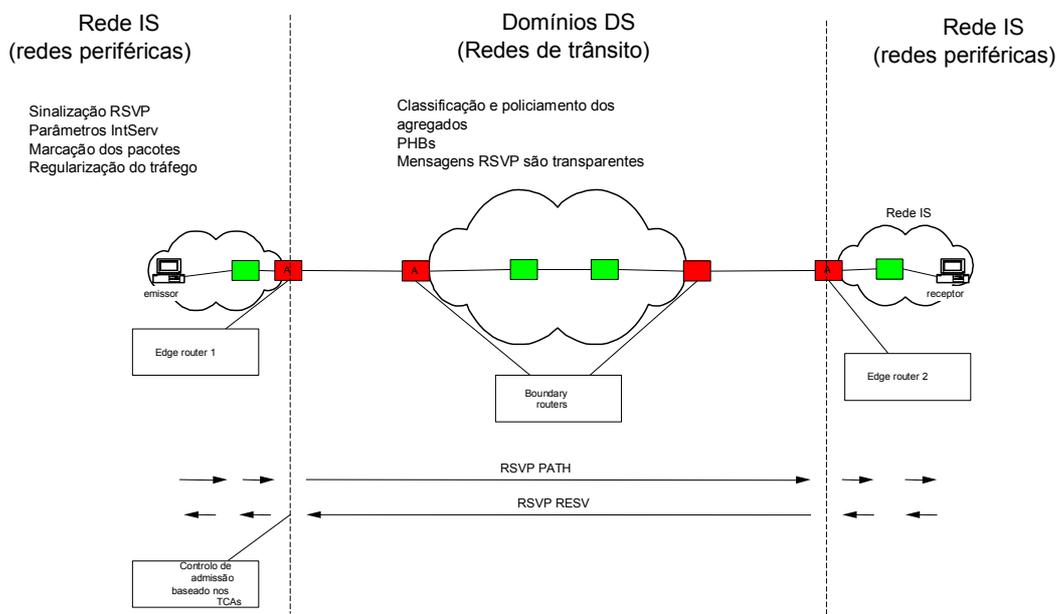


Figura 1. Interligação de redes IntServ através de redes DiffServ.

No cenário descrito, o funcionamento dos mecanismos de mapeamento e controlo de admissão é crucial para a manutenção da QoS extremo-a-extremo aos fluxos das aplicações. Estas questões estão ainda em aberto no IETF e são o objecto das propostas contidas neste trabalho, apresentadas na secção seguinte.

3. Solução proposta

Como foi já referido, 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.

Neste trabalho optou-se por abordar primeiro o mapeamento entre o serviço CL e o PHB AF. Esta opção deveu-se, por um lado, à previsível menor dificuldade deste problema quando comparado com o mapeamento entre o serviço 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 serviço CL é caracterizado por um comportamento idêntico ao serviço *best-effort* (BE) numa situação de pouco tráfego [9]. O tráfego CL é especificado através de um *TSpec* que é caracterizado pelos parâmetros do *token bucket* [2]. Segundo as especificações do serviço, quando o tráfego não viola os valores definidos em *TSpec*, o atraso médio de um pacote na fila de espera não deve exceder o *burst time* do fluxo. O *burst time* é definido como o tempo necessário para transmitir um *burst* de tamanho b a um débito r , sendo obtido calculando b/r . O serviço CL não inclui especificações de limites de atraso ou de perdas.

No PHB AF o tráfego tem uma elevada probabilidade de ser transmitido desde que seja conforme à exemplificação, isto é; desde que esteja dentro do perfil [12]. O grupo de PHBs AF define quatro classes de tráfego, contendo, cada classe, três níveis de probabilidade de descarte (*drop precedence*). A cada classe é atribuída uma quantidade específica de Largura de Banda e de espaço de armazenamento (*buffer*).

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 proposto neste trabalho, 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.

Depois de admitidos, os fluxos CL devem ser policiados à entrada do domínio DiffServ, de forma a evitar que o tráfego excedente não degrade a QoS das classes presentes. Esse policiamento é efectuado com base no valor agregação dos *TSpec* do tráfego admitido sendo considerada a soma dos *TSpec* de cada um dos fluxos, conforme recomendado na RFC 2211 [9].

3.1 Arquitectura do sistema de mapeamento

A estratégia que está na base à proposta para o 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* fará o mapeamento dos fluxos CL na classe AF que melhor suporte 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.

Mecanismo mapeador

O mecanismo mapeador interage com o módulo de sinalização do modelo IntServ e com os módulos de classificação e de condicionamento de tráfego do modelo DiffServ. A coexistência dos dois modelos no mesmo elemento de rede é necessária para o funcionamento do módulo mapeador. Este módulo é responsável pela escolha da classe AF mais adequada ao fluxo CL, pela admissão do fluxo, pela configuração do classificador *Multi-Field* [1] e pelo tratamento da informação da QoS dos fluxos.

Na Figura 2 é ilustrada a integração do mecanismo mapeador com os módulos IntServ e DiffServ. O módulo medidor representado na Figura 2 pertence ao modelo DiffServ e não deve ser confundido como o mecanismo medidor proposto. Este módulo, para além de efectuar a medição necessária ao funcionamento da rede DiffServ, contabiliza também, por fluxo, os pacotes marcados com determinado DSCP. Esta informação em conjunto com a enviada pelo mecanismo medidor do *edge router* de saída permite avaliar o comportamento do fluxo na região DiffServ.

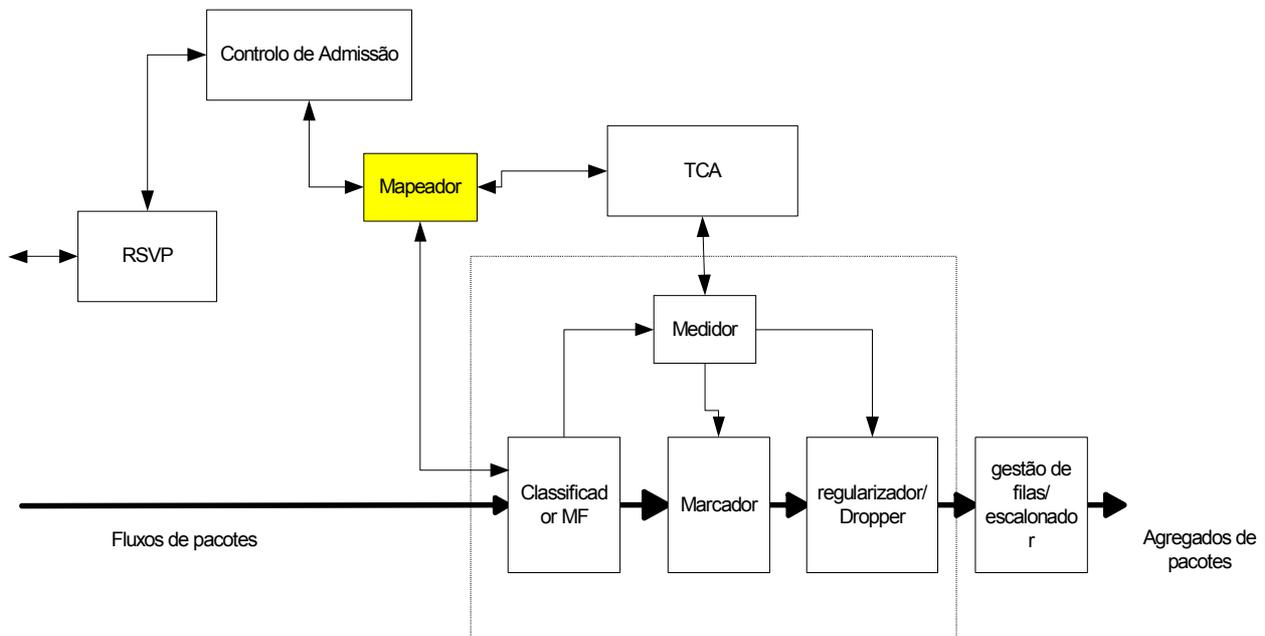


Figura 2. Mecanismo mapeador.

Mecanismo medidor

O mecanismo medidor, ilustrado na Figura 3, relaciona-se com os módulos do modelo IntServ, e com o módulo medidor do modelo DiffServ 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.

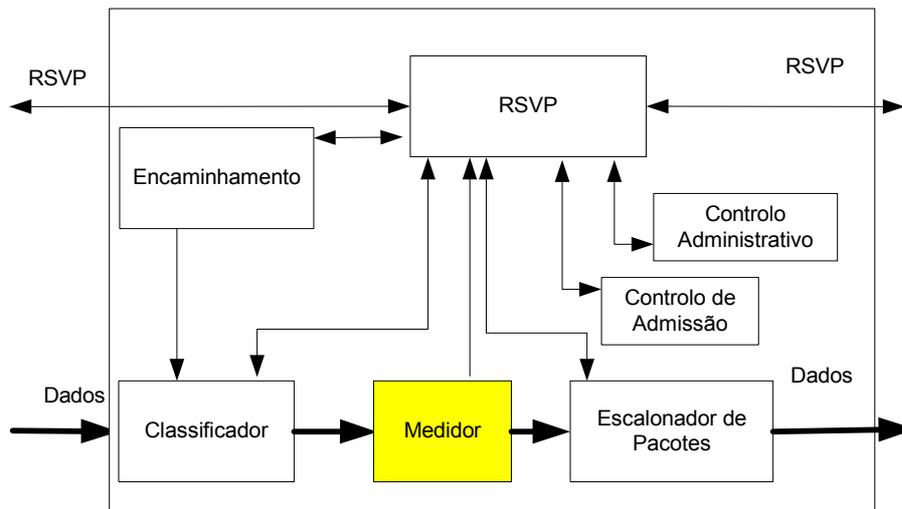


Figura 3. Mecanismo medidor.

3.2 Algoritmo de mapeamento

O algoritmo do mecanismo mapeador é ilustrado na Figura 4. Este algoritmo é activado no *edge router* de ingresso pelas mensagens RSVP_RESV que efectuem o pedido de estabelecimento da reserva. Nesta mensagem são identificados o *filterspec* e o *flowspec*. O *filterspec* especifica o fluxo sendo usado na configuração do classificador *Multi-Field*. O *flowspec* especifica as características de QoS pretendidas para o fluxo e é usado na actualização de recursos disponíveis. Na situação de mapeamento dinâmico o *flowspec* também é usado na determinação do *burst time* do fluxo.

Após a identificação do fluxo e das características de QoS pretendida, o mecanismo mapeador do *edge router* verifica a existência de uma tabela com o mapeamento estático definido para esse fluxo. Caso seja detectado na tabela, e se existir o DSCP correspondente, são actualizados os recursos disponíveis no TCA. Por último é configurado o classificador de pacotes e enviada uma mensagem RSVP_RESV para o *router* que se encontra a montante na rede IntServ. Caso não exista TCA correspondente, ou não existam recursos nesse TCA, é enviada uma mensagem RSVP_ERR para os *routers* IntServ a jusante para que estes efectuem a remoção da reserva.

No caso de não existir mapeamento estático definido, o *edge router* efectua o mapeamento de forma dinâmica. Para tal calcula o *burst time* do fluxo e identifica, se existir, a classe AF que melhor garanta que este *burst time* não é excedido. Depois verifica se pode mapear o fluxo com base no que aconteceu aos fluxos mapeados anteriormente para mesma rede destino identificada pelo NHOP da mensagem. Caso consiga efectuar esse mapeamento são actualizados os recursos disponíveis, configurado o classificador de pacotes e enviada uma mensagem RSVP_RESV para

o *router* a montante. Se não existir classe AF definida ou se a rede estiver congestionada, é enviada uma mensagem RSVP_ERR.

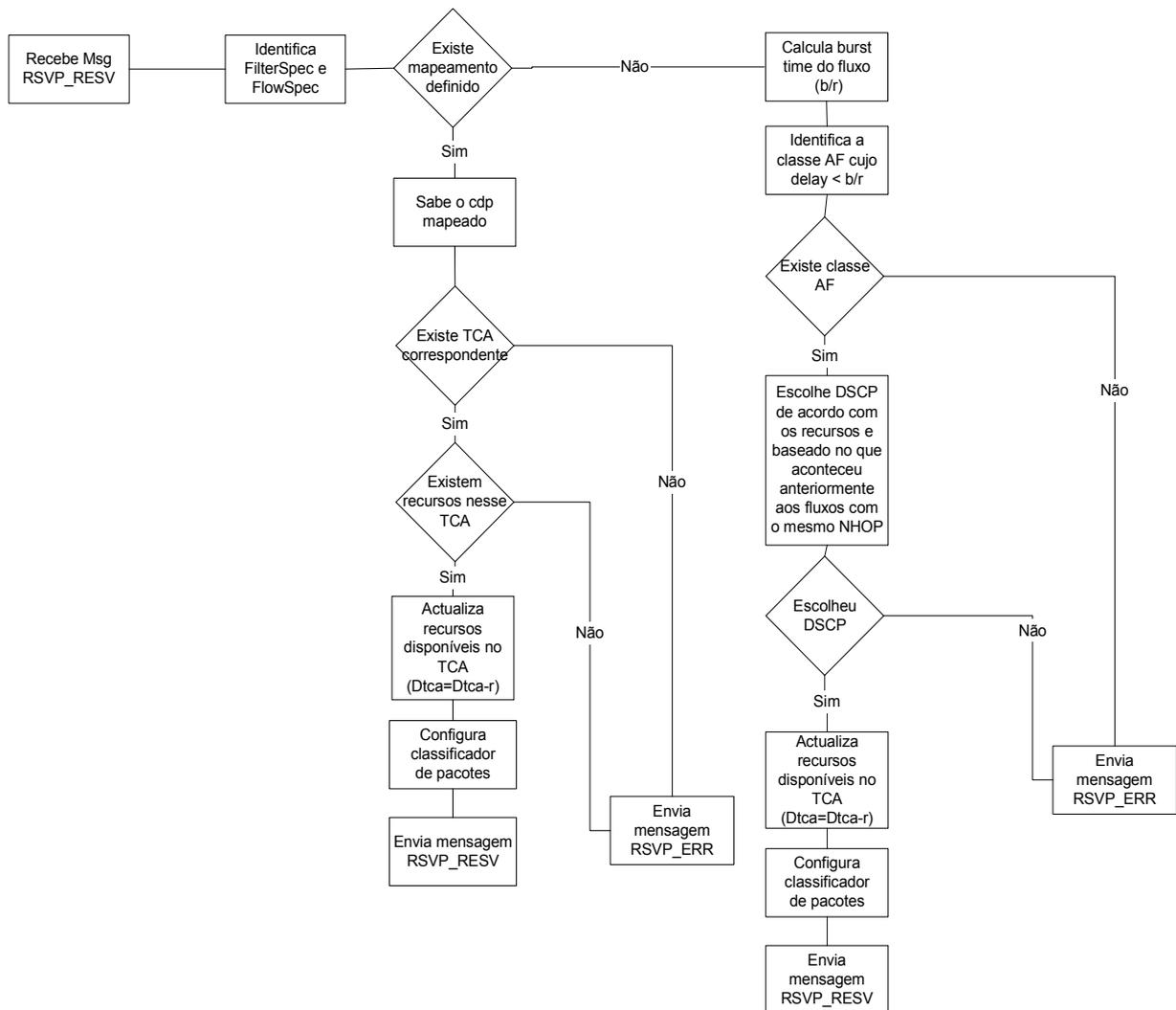


Figura 4. Algoritmo de mapeamento.

No mecanismo medidor no *edge router* de saída, o envio de informação sobre o fluxo (número de pacotes recebidos por cada DSCP) é desencadeado por uma mensagem de remoção de reserva (RSVP_TEAR, por exemplo). Esta informação é inserida num novo objecto RSVP – DIFFSERV_STATUS – e adicionada à mensagem que posteriormente vai ser enviada para o mecanismo mapeador do *edge router* de ingresso, identificado pelo campo PHOP aquando da recepção da mensagem RSVP_PATH.

4. Avaliação da proposta

Para a avaliação dos mecanismos de mapeamento foram desenvolvidos os módulos de mapeamento no *Network Simulator* versão 2 (NS2) [29] e integrados com os módulos já disponíveis em NS dos modelos IntServ e DiffServ [30]. Nesta secção, é feita a avaliação do mecanismo de mapeamento estático de fluxos CL em classes AF. A avaliação do mecanismo dinâmico encontra-se em curso.

O objectivo desta avaliação foi verificar se os mecanismos propostos estendem, de forma razoável, a funcionalidade da rede IntServ através da rede DiffServ, ou seja, verificar se na presença de vários fluxos de tráfego *best-effort* as características de QoS dos fluxos CL não são degradadas. O cenário usado na simulação é ilustrado na Figura 5.

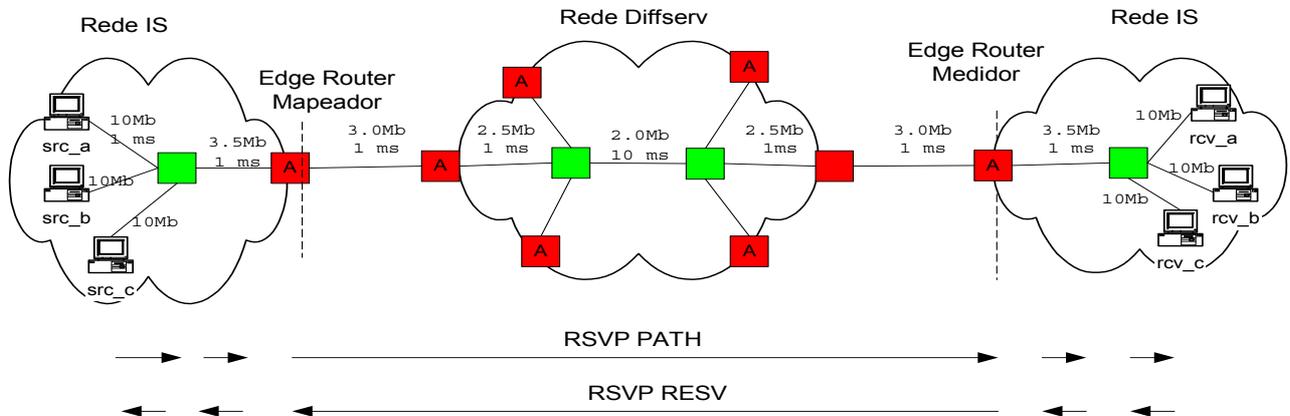


Figura 5. Cenário de simulação.

O cenário de simulação apresenta um estrangulamento da largura de banda no *backbone* DiffServ para permitir verificar se o excesso de tráfego *best-effort* afecta o mapeamento dos fluxos. 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 DiffServ. A fila de tráfego BE é do tipo FIFO (*First In First Out*). A fila de tráfego AF é do tipo RIO (*Random Early Detection with In and Out*) [31], sendo esta configurada de acordo com os valores obtidos no estudo efectuado em [30]. Ambas as filas são servidas pelo escalonador de tráfego WFQ (*Weighted Fair Queueing*) [32] configurado de modo a assegurar o perfil definido para a classe AF.

Nos testes realizados foi avaliado o mapeamento de 2 fluxos CL no PHB AF, na presença de fluxos *best-effort* de 500 Kbps. Foram medidos os atrasos, as perdas e o débito dos fluxos CL em função da carga na rede. Os resultados das simulações relativos ao débito são apresentados na Figura 6.

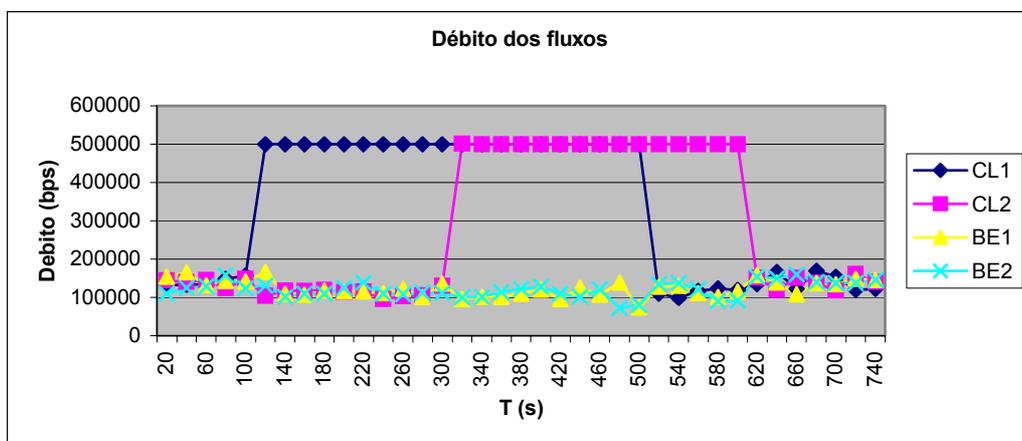


Figura 6. Débito obtido pelos fluxos CL e *best-effort* (BE).

Nos primeiros 120 segundos de simulação foram introduzidos 14 fluxos *best-effort* de 500 K na rede. Como pode ser observado na Figura 6, os fluxos partilham o estrangulamento de largura de banda que encontram no percurso desde o emissor até ao receptor. Assim, o débito conseguido por cada fluxo foi de 2/14 Mbps.

Após os 120 segundos foi efectuada uma reserva, na rede IntServ, para um fluxo CL. À entrada da rede DiffServ este fluxo foi mapeado na classe AF devido à disponibilidade de recursos no perfil inerente à classe. Com este mapeamento, o fluxo não teve perdas e os restantes fluxos *best-effort* partilharam a LB disponível entre si.

Após terem decorrido 300 segundos foi repetida a mesma operação para um outro fluxo CL. Esta operação afectou novamente os fluxos *best-effort* em termos de débito, mas não o fluxo CL que tinha sido anteriormente mapeado. O débito obtido pelo novo fluxo mapeado foi idêntico ao anterior e de acordo com a reserva efectuada.

Aos 500 segundos foi libertada a reserva do primeiro fluxo CL tendo-se verificado numa situação idêntica à do período de simulação entre os 100 e os 300 segundos. A largura de banda disponível foi ocupada pelos fluxos *best-effort*.

Finalmente, aos 600 segundos, foi libertada a reserva do segundo fluxo tendo ficado activos apenas os fluxos *best-effort*. O comportamento observado foi idêntico ao período de simulação até aos 100 segundos.

Os resultados medidos relativamente a perdas e atrasos confirmaram, no geral, os resultados aqui apresentados e discutidos relativamente ao débito.

Embora de natureza preliminar, 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*.

5. Conclusão e trabalho futuro

Neste trabalho foi estudada a interligação entre os modelos IntServ e DiffServ, tendo o estudo sido focado na situação concreta da interligação de fluxos CL através de classes de tráfego do grupo de PHBs AF.

Do estudo resultou a proposta de um mecanismo para o mapeamento entre estes dois modelos, baseado em controlo de admissão dinâmico no qual os fluxos activos servem de *probing* aos seguintes, reflectindo o estado de congestão da rede DiffServ na decisão de admissão e mapeamento de novos fluxos IntServ.

Os resultados da avaliação do mecanismo de mapeamento estático, embora num cenário limitado, mostram que a funcionalidade das redes IntServ pode ser estendida através das redes DiffServ. Foi também verificado o efeito positivo da reserva de recursos no modelo IntServ e a protecção das características de QoS dos fluxos CL na presença de fluxos *best-effort*.

Como trabalho futuro (já em curso) será efectuada uma validação do mecanismo de mapeamento dinâmico em cenários mais exigentes, na presença de mais classes de tráfego AF e com diferentes tipos de tráfego a ser gerado na rede IntServ. Serão também estudados cenários que incluam mais redes IntServ na periferia e mais redes DiffServ no núcleo.

Numa segunda fase, o comportamento dos mecanismos de mapeamento dinâmico propostos, será avaliado em redes DiffServ mal dimensionadas, na presença de tráfego não conforme e em situações de congestão forçada.

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, IETF, Dezembro, 1998.
- [2] R. Braden et al., Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview, RFC 1633, IETF, Junho, 1994.
- [3] S. Shenker et al., General Characterization Parameters for Integrated Service Network Elements, RFC 2215, IETF, Setembro, 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, IETF, Setembro, 1997.
- [7] R. Braden et al., Resource Reservation Protocol (RSVP) – Version 1 Functional Specification, RFC 2205, IETF, Setembro, 1997.
- [8] S. Shenker et al, Specification of Guaranteed Quality of Service, RFC 2212, IETF, Setembro, 1997.
- [9] J. Wroclawski, Specification of the Controlled-load Network Element Service, RFC 2211, IETF, Setembro, 1997.
- [10] K. Nichols et al., Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers, RFC 2474, IETF, Dezembro, 1998.
- [11] B. Davie et al, An Expedited Forwarding PHB, RFC 3246, Março, 2002.
- [12] J. Heinanen et al, Assured Forwarding PHB Group, RFC 2597, IETF, Junho, 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, IETF, Novembro 2000.
- [15] G. Houston, Next Steps for the IP QoS Architecture, RFC 2990, IETF, Novembro, 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, 16-17 Novembro, 2000.
- [17] 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 Novembro, 1998.
- [18] G. Quadros, et al, “Measuring Quality of Service in Packet Networks”, in Proceedings of the 2nd Conference on Telecommunications, Instituto de Telecomunicações (Portugal), Sesimbra, Portugal, 15-16 Abril, 1999.
- [19] G. Quadros, et al, “Approach to the Dynamic Forwarding of Packets in a Differentiated Service Based Router”, in Proceedings of SPIES Symposium on Voice, Video, and Data Communications conference on Quality of Service Issues Related to Internet II, Boston, USA, 19-22 Setembro, 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, 25-26 Setembro, 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, Singapura, 05-08 Setembro, 2000.
- [22] L. Breslau et al, “Endpoint Admission Control: Architectural Issues and Performance”, in Proceedings of ACM SIGCOM 2000, Stockolm, Suécia, Agosto, 2000.
- [23] V. Eleck et al, “Admission Control Based on End-to-End Measurements”, in Proceedings of IEEE INFOCOM 2000, Tel Aviv, Israel, Março, 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, Julho, 2001.
- [25] F. Baker et al, Aggregation of RSVP for IPv4 and IPv6 Reservations, RFC3175, IETF, Setembro, 2001.
- [26] Y. Bernet, Format of the RSVP DCLASS Object, RFC2996, IETF, Novembro, 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, Suécia, Agosto, 2000.
- [28] J. Wroclawski et al, Integrated Services Mappings for Differentiated Services Networks, Internet Draft, draft-ietf-issll-ds-map-01.txt, Fevereiro, 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, 1998.
- [32] H. Zhang, “Service Disciplines for Guaranteed Performance Service in Packet-Switching Networks,” Proc. IEEE, vol. 83, no 10, Outubro, 1995.