VOZ SOBRE SERVIÇOS DIFERENCIADOS NA INTERNET

por

Artur Ziviani

UFRJ

Tese submetida para a obtenção do título de

Mestre em Ciências em Engenharia Elétrica

ao Programa de Pós-Graduação de Engenharia Elétrica

da COPPE/UFRJ

VOZ SOBRE SERVIÇOS DIFERENCIADOS NA INTERNET

Artur Ziviani

TESE SUBMETIDA AO CORPO DOCENTE DA COORDENAÇÃO DOS PROGRAMAS DE PÓS-GRADUAÇÃO DE ENGENHARIA DA UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO DE JANEIRO COMO PARTE DOS REQUISITOS NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE MESTRE EM CIÊNCIAS EM ENGENHARIA ELÉTRICA.

Aprovada por:

Prof. Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte, Dr.Ing.

Prof. José Ferreira de Rezende, Dr.

Prof. Aloysio de Castro Pinto Pedroza, Dr.

Prof. Luiz Fernando Gomes Soares, D.Sc.

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL

SETEMBRO DE 1999

ZIVIANI, ARTUR

Voz sobre Serviços Diferenciados na Internet [Rio de Janeiro] 1999

XIV, 77 p. 29,7 cm (COPPE/UFRJ, M.Sc., Engenharia Elétrica, 1999)

Tese - Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE

1. Qualidade de Serviço
2. Diferenciação de Serviços
3. Tráfego de Voz
4. Internet

I. COPPE/UFRJ II. Título (Série)

Aos meus pais.

Agradecimentos

Aos meus pais, Cilio e Angela, e demais familiares pelo apoio e incentivo ao longo de toda a minha vida.

Aos professores Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte e José Ferreira de Rezende, meus orientadores, pela orientação oportuna e sincera.

Aos professores Aloysio de Castro Pinto Pedroza e Luiz Fernando Gomes Soares por terem aceito participar da banca examinadora.

Aos amigos Falcão, Ana Paula, Júnior e Shunsuke pelos bons momentos compartilhados ao longo de anos de convívio.

Aos amigos do Grupo de Teleinformática e Automação (GTA) da COPPE/UFRJ: Alexandre, Baiano, Belem, Daniel, Emerson, Flavio, Fred, Gardel, ICs (Bernardo, DOC, Eric, Fred-2, Ingrid, PVelloso, ZVelloso), Jonny, Luis Henrique, Marcial, Marcio, Marcos, Paulo André, Renata, Roman, Ronaldo, Rubi, Saulo, Sílvia, Valentim e Vidal.

Às funcionárias do Programa de Engenharia Elétrica da COPPE/UFRJ, Solange e Bia, pela presteza no atendimento na secretaria do Programa.

À CAPES e à FAPERJ pelo apoio financeiro que possibilitou a realização deste trabalho.

Resumo da Tese apresentada à COPPE/UFRJ como parte dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Mestre em Ciências (M.Sc.)

VOZ SOBRE SERVIÇOS DIFERENCIADOS NA INTERNET

Artur Ziviani

Setembro/1999

Orientadores: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte
José Ferreira de Rezende
Programa: Engenharia Elétrica

A atual arquitetura da Internet não possibilita a provisão da Qualidade de Serviço (*Quality of Service* – QoS) exigida por diferentes fluxos de aplicações multimídias heterogêneas. Essa incapacidade sinaliza a necessidade de serviços adicionais a serem oferecidos pela Internet, possivelmente com tarifas diferenciadas. A arquitetura de Serviços Diferenciados propõe-se a oferecer QoS de forma escalável às novas aplicações multimídias surgidas na Internet.

Esta tese avalia o desempenho de alguns mecanismos propostos para a Diferenciação de Serviços em cenários que contêm tráfegos de voz. A primeira seqüência de simulações avalia o desempenho dos serviços oferecidos ao tráfego gerado por fontes do tipo atividade-silêncio (*On-Off*) e de taxa constante (*Constant Bit Rate* – CBR) pelo esquema de Encaminhamento Expresso (*Expedited Forwarding* – EF). A segunda seqüência de simulações analisa os serviços prestados para o transporte de tráfegos de voz pelos esquemas de Encaminhamento Expresso e Encaminhamento Assegurado (*Assured Forwarding* – AF) quando estes são implementados simultaneamente na arquitetura de Diferenciação de Serviços.

Os resultados para o Encaminhamento Expresso indicam que fontes do tipo atividade-silêncio podem usar mais eficientemente uma banda passante excedente. Os resultados para a implementação simultânea de Encaminhamento Expresso e Assegurado demonstram ser possível obter um ganho estatístico de até 70% preservando-se a qualidade nos fluxos de voz quando há o transporte combinado de pacotes de voz e de melhor esforço.

Abstract of Thesis presented to COPPE/UFRJ as a partial fulfillment of the requirements for the degree of Master of Science (M.Sc.)

VOICE OVER DIFFERENTIATED SERVICES IN THE INTERNET

Artur Ziviani

September/1999

Advisors:	Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte
	José Ferreira de Rezende
Department:	Electrical Engineering

The current Internet architecture does not allow the provision of the Quality of Service (QoS) demanded by different flows from heterogeneous multimedia applications. This incapacity indicates the need of additional services to be offered in the Internet, with the presumption that they will be differentially priced. The Differentiated Services architecture proposes to offer QoS in a scalable manner to the new multimedia applications in the Internet.

This dissertation evaluates the performance of some mechanisms proposed for Services Differentiation in scenarios that include voice traffic. The first sequence of simulations evaluates the services provided to traffic generated by On-Off and Constant Bit Rate (CBR) sources in a Expedited Forwarding (EF) scheme. The second sequence of simulations analyzes the performance achieved by voice traffic when using the Expedited and Assured Forwarding when implemented together by the Differentiated Services architecture.

The results for the Expedited Forwarding indicate that the On-Off sources can use more efficiently an extra allocated bandwidth. The results for the simultaneous implementation of Expedited and Assured Forwarding demonstrate that when voice and best-effort traffic are mixed, a statistical gain up to 70% can be achieved, while preserving the QoS required by the voice flows.

Palavras-chave

Qualidade de Serviço

Diferenciação de Serviços

Tráfego de Voz

Internet

Glossário

ACK : Reconhecimento positivo (*positive acknowledgement*).

AF : Encaminhamento Assegurado (*Assured Forwarding*).

DS : Serviços Diferenciados (*Differentiated Services*).

EF : Encaminhamento Expresso (*Expedited Forwarding*).

IETF : *Internet Engineering Task Force*.

IP : *Internet Protocol*.

MPLS : *Multiprotocol Label Switching*.

NS : *Network Simulator*.

PHB : Comportamento por nó (*Per-Hop Behavior*).

PRR : Round-robin com prioridades (*Priority round-robin*).

QoS : Qualidade de Serviço (*Quality of Service*).

RTT : Tempo de ida-e-volta (*Round-Trip Time*).

SLA : Acordo de Nível de Serviço (*Service Level Agreement*).

TCA : Acordo de Condicionamento de Tráfego (*Traffic Conditioning Agreement*).

TCP : *Transmission Control Protocol*.

UDP : *User Datagram Protocol*.

WRR : Round-robin ponderado (*Weighted round-robin*).

Sumário

Lista de Figuras

Lista de Tabelas

Capítulo 1

Introdução

ATUALMENTE, a Internet apresenta-se como uma das infra-estruturas de base de uma sociedade de informação global. As decisões de projeto realizadas para a Internet não mais afetam apenas uma pequena comunidade técnica, mas podem causar impacto sobre o público em geral. Tais decisões podem influenciar, juntamente com fatores sociais e econômicos, o futuro da infra-estrutura de telecomunicações [1]. A compreensão de algumas limitações da Internet atual justifica a contemplação de alterações em sua arquitetura.

Apesar do enorme sucesso da Internet, a sua atual arquitetura não atende satisfatoriamente as exigências de Qualidade de Serviço (*Quality of Service* - QoS) das novas aplicações multimídias [2]. O serviço de melhor esforço oferecido pelo protocolo IP processa o tráfego da maneira mais rápida possível, porém não fornece nenhuma garantia de atraso ou perda de pacotes. Os pacotes transmitidos são tratados sem distinção ao longo de sua rota pelo interior da rede. Assim sendo, os pacotes pertencentes às aplicações que podem tolerar perdas de pacotes, atrasos ou variações no atraso competem pelos recursos em igualdade com pacotes de aplicações sensíveis a estes parâmetros. Além dessa característica, a Internet atual experimenta um crescimento vertiginoso em relação ao número de estações conectadas, quantidade de informações disponíveis e, conseqüentemente, no tráfego transportado. Logo, as novas propostas que ofereçam garantias de QoS devem possuir mecanismos escaláveis para permitir a sua adoção de forma abrangente na Internet. O advento de novas aplicações multimídias, com requisitos diferentes das aplicações tradicionais e rígidos em relação aos parâmetros de QoS, sinaliza a necessidade de serviços adicionais a serem oferecidos pela Internet, possivelmente com tarifação diferenciada para estes serviços discriminados [3, 4, 5].

Constata-se que uma gama de classes de serviço deve ser oferecida para atender a diversidade das aplicações em desenvolvimento. Uma classe de serviço pode prover o suporte necessário para empresas que realizam negócios pela rede. Tais empresas podem ter interesse em pagar um determinado preço por serviços confiáveis e que dêem a seus usuários uma impressão de maior rapidez no acesso a seus *sites* na rede. Este tipo de serviço pode conter uma única classe ou várias classes com diferentes níveis de qualidade. Outra classe de serviço pode fornecer um baixo atraso e baixa variação no atraso (*jitter*) para aplicações como telefonia IP e videoconferência. Empresas podem interessar-se em pagar por um serviço diferenciado que suporte uma vídeoconferência com qualidade, economizando tempo de deslocamento e reduzindo custos. Por último, o serviço de melhor esforço pode ser oferecido para aqueles que desejarem somente conectividade.

Um ponto polêmico é a discussão se mecanismos de gerenciamento de tráfego para a provisão de QoS são realmente necessários ou não [6]. Alguns argumentam que a utilização de fibras óticas em conjunto com a tecnologia de Multiplexação por Divisão de Comprimentos de Onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM) tornará a oferta de banda passante tão abundante e barata que a QoS para qualquer aplicação estará automaticamente fornecida. Por outro lado, os defensores da adoção destes mecanismos argumentam que independentemente da quantidade de banda passante que uma rede possa ofertar, novas aplicações serão desenvolvidas para consumir toda esta banda passante. Uma maior banda passante disponível torna-se inclusive um incentivo a esse desenvolvimento. Além disso, uma grande banda passante não significa obrigatoriamente garantia de baixo retardo, pois o fator de maior influência neste parâmetro é o tempo de espera em filas que decorre da carga momentânea na rede. Ou seja, uma maior banda passante faz aumentar a dinâmica das filas, porém não garante que o tempo de permanência diminuirá caso muitos fluxos também utilizem esta fila. Caso a questão de provisão de QoS seja enfrentada somente com abundância de banda passante, há a obrigação de diminuir o retardo de todos os fluxos para o atendimento dos requisitos de apenas um fluxo. De uma forma ou de outra, a provisão de QoS na Internet, dentro de um prazo razoável, demanda a adoção de mecanismos que tratem diferenciadamente os tráfegos oriundos de aplicações com expectativas distintas de serviço. Logo, mecanismos para a provisão de QoS ainda serão necessários.

1.1 Qualidade de Serviço na Internet

Ao longo dos últimos anos, o *Internet Engineering Task Force* (IETF) desenvolveu uma série de propostas que visam enfrentar a questão de provisão de QoS na Internet. Destacam-se entre elas o *Multiprotocol Label Switching* (MPLS) [7], o Roteamento Baseado em Restrições (*Constraint-Based Routing*) [8], a Integração de Serviços [9] e a Diferenciação de Serviços [10]. A seguir serão apresentadas as principais características dessas propostas.

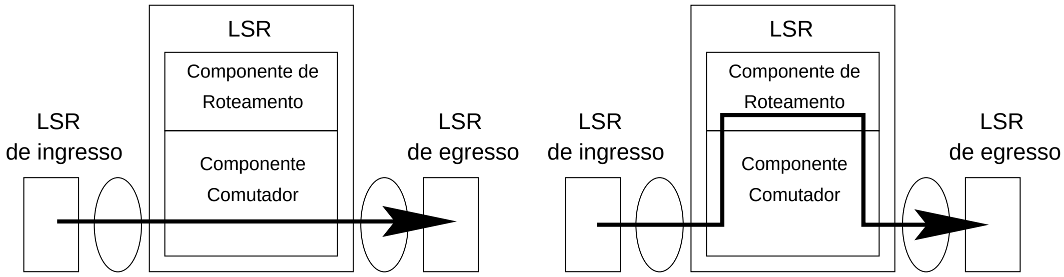
1.1.1 MPLS

Quando um pacote é encaminhado pela rede, cada roteador decide, independentemente dos demais, qual o próximo roteador ao qual o pacote deve ser enviado para que este alcance seu destino. Para isso, cada roteador analisa as informações contidas no cabeçalho da camada de rede do pacote e busca em uma tabela de roteamento qual deve ser o próximo salto. Essa tabela é construída por algum algoritmo de roteamento. No entanto, o cabeçalho da camada de rede de um pacote contém mais informações do que o necessário para simplesmente selecionar um próximo salto. Assim, o paradigma de encaminhamento *Multiprotocol Label Switching* (MPLS) [7] propõe que a decisão de selecionar o próximo salto seja decomposta em duas funções. A primeira função classifica todo o conjunto de pacotes em um conjunto de Classes de Encaminhamento Equivalente (*Forwarding Equivalence Classes* – FECs). A segunda função mapeia cada FEC em um próximo salto. Portanto, o mecanismo de seleção de rotas para encaminhamento que utiliza essa segunda função, não distingue pacotes diferentes que sejam classificados em um mesmo FEC.

Um conjunto de nós contíguos que implementem a proposta de MPLS e estejam sob a mesma administração é definido como um domínio MPLS. A associação de um pacote a um determinado FEC é realizada somente quando o pacote entra no domínio MPLS. Quando um pacote é encaminhado para o seu próximo salto, o FEC ao qual ele está associado determina o rótulo (*label*) que é enviado com ele. A arquitetura MPLS independe do protocolo de rede adotado. Na realidade, o rótulo é usado como um índice em uma tabela que especifica o próximo salto e um novo rótulo. O novo rótulo substitui o antigo e o pacote é então encaminhado ao próximo salto. Este processo de troca de rótulos é similar ao processamento de VCI/VPI em redes ATM [11].

Com base nos rótulos distribuídos são estabelecidas Caminhos de Comutação de Rótulos (*Label Switched Paths* – LSPs). Um LSP é similar a um Circuito Virtual (*Virtual Circuit* - VC) de ATM e é unidirecional do transmissor para o receptor. Um LSP pode ser visto como um túnel. Quando um pacote chega ao ponto de entrada desse túnel, sua trajetória até o final do túnel já está completamente determinada. O pacote é encapsulado na estrutura proposta pela arquitetura MPLS e somente é desencapsulado ao final do túnel.

O roteador compatível com a proposta de MPLS é chamado de Roteador de Comutação de Rótulos (*Label Switch Router* – LSR). Na inicialização de um domínio MPLS, os LRSs de ingresso, egresso e interiores utilizam algoritmos convencionais de roteamento para determinar as rotas existentes no interior do domínio. Às rotas entre qualquer par de componentes é associado um rótulo. A cada conjunto de rótulos que representa uma rota explícita no interior do domínio MPLS é associado um FEC que agrega um conjunto de pacotes com características comuns. Após o estabelecimento dos FECs, quando um pacote chega a um LSR de ingresso na fronteira de um domínio MPLS, este é classificado e recebe o rótulo correspondente ao FEC adequado. O processo de encaminhamento de pacotes a cada LSR em uma arquitetura MPLS pode ser ilustrado pela figura 1.1, que apresenta duas situações. Nos LSRs do interior da rede, quando um pacote é recebido, ele é classificado com



(a) Comutação de rótulos. (b) Roteamento convencional.

Figura 1.1: Encaminhamento de um pacote em MPLS.

base em seu rótulo e comutado, sem a necessidade do pacote subir à camada de rede para roteamento, como ilustrado na figura 1.1(a). No caso de um pacote não possuir um rótulo, ele é roteado de maneira convencional como mostrado na figura 1.1(b).

Dentro de um domínio MPLS, o encaminhamento de pacotes, a classificação e a QoS são determinados pelos rótulos atribuídos a cada pacote. Com esta estrutura, no interior de um domínio que implemente MPLS, os pacotes podem ser comutados ao longo de sua trajetória com base no rótulo associado a cada um deles, dispensando a análise do cabeçalho da camada de rede do pacote. Esta alternativa contrasta com a abordagem convencional onde há uma decisão de roteamento por pacote a cada salto. Desta forma, a classificação e o encaminhamento de pacotes em um domínio MPLS é agilizado. A comutação baseada em rótulos é mais rápida do que o roteamento a cada salto que baseia-se na procura completa em tabelas de roteamento pela entrada que mais se aproxime do endereço de destino do pacote. No entanto, a maior velocidade não é a maior motivação para a adoção de uma arquitetura baseada em comutação de rótulos [12]. O paradigma da comutação baseada em rótulos permite a integração de tecnologias, provendo meios para a transporte de pacotes multiprotocolo de tamanhos variados através de um núcleo de rede que combina roteador e ATM. A comutação baseada em rótulos possibilita o aproveitamento das noções de roteamento escalável de pacotes com tamanho variado baseado na topologia da rede proveniente do mundo de comutação de pacotes em combinação com a QoS, a rotulação e engenharia de tráfego do mundo ATM.

1.1.2 Roteamento Baseado em Restrições

No roteamento tradicional, dados uma origem e um destino, a rota selecionada para a transmissão de todos os pacotes que compartilhem este par origem-destino será sempre a mesma, a menos que haja alterações nos nós da rede ou implementação de balanceamento de carga. Apesar do protocolo IP possuir o octeto TOS (*Type of Service*) para denotar diferentes tipos de serviço requeridos pelo pacote IP, este não é utilizado de forma abrangente pelos roteadores que preocupam-se somente em entregar o pacote ao seu destino sem oferecer quaisquer garantias de QoS. A primeira abordagem visando uma seleção de rotas que considere parâmetros de QoS foi o Roteamento TOS (*TOS Routing*) [13]. Essa proposta divide o octeto TOS em três campos. Os 3 bits mais significativos formam o campo de precedência e indicam a importância relativa do pacote. Os 4 bits seguintes (TOS bits) indicam os compromissos entre o atraso, a vazão, a confiabilidade e o custo, como ilustrado na tabela 1.1. O bit menos significativo não é definido e deve ser estabelecido em zero. Baseado na diretiva indicada pelo campo TOS, um algoritmo de roteamento pode selecionar a rota mais conveniente para atender a esta diretiva. A especificação considera que somente uma diretiva pode ser requisitada.

Tabela 1.1: Campo TOS (*Type of Service*).

Valor	**Diretiva**
1000	Minimizar atraso
0100	Maximizar vazão
0010	Maximizar confiabilidade
0001	Minimizar custo financeiro
0000	Serviço normal

Uma evolução do Roteamento TOS é o Roteamento com QoS [14, 15], onde a seleção de uma rota é baseada em diferentes métricas possíveis para cada enlace. Métricas comuns são custo, número de saltos, banda passante, confiabilidade, atraso e *jitter*. Nessa proposta, a seleção das rotas deve otimizar a combinação de uma ou mais dessas métricas [16]. Sob um esquema de roteamento que considera parâmetros de QoS, pacotes com o mesmo par origem-destino, podem ser encaminhados por rotas distintas de acordo com os requisitos de QoS do fluxo ao qual pertençam. Desta forma, uma aplicação de videoconferência pode ter seus pacotes transmitidos pela rota 2 na figura 1.2, enquanto os pacotes pertencentes a um fluxo de transferência de arquivos possivelmente seriam encaminhados pela rota 1. Deve-se considerar que uma aplicação de videoconferência possui requisitos muito mais restritivos de atraso e banda passante do que uma transferência de arquivos.

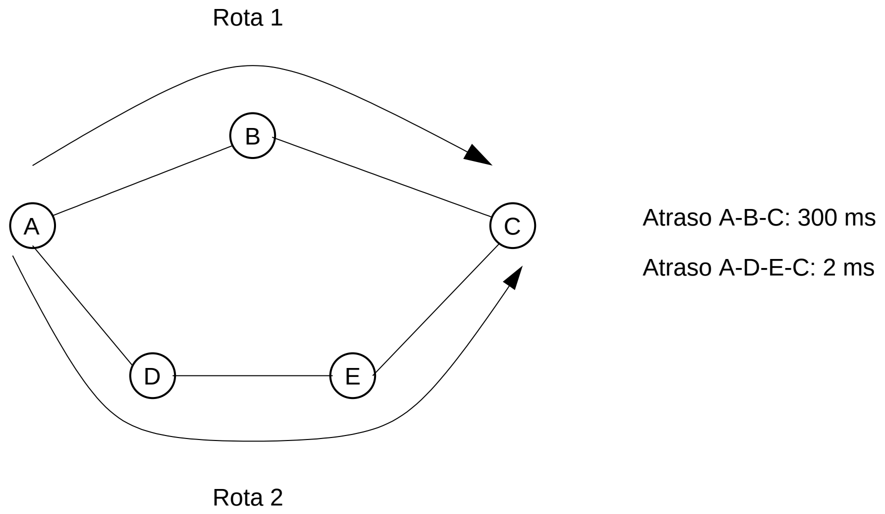


Figura 1.2: Exemplo de Roteamento Baseado em Restrições.

Recentemente, a proposta de Roteamento Baseado em Restrições (*Constraint-Based Routing*) [8] estendeu os conceitos de Roteamento com QoS. Ao determinar uma rota, essa proposta considera não somente a topologia da rede, como no roteamento tradicional, e os requisitos de QoS do fluxo e a disponibilidade de recursos dos enlaces, como no Roteamento com QoS, mas também políticas administrativas de roteamento. Por exemplo, tais políticas podem restringir o acesso a determinadas rotas somente a pacotes oriundos de um conjunto restrito de endereços. Essencialmente, essa abordagem cria um nível superior de decisão baseado em restrições sobre os esquemas tradicionais de roteamento com busca do caminho mais curto através do estado dos enlaces (*link state*). Ele difere dos esquemas de Roteamento com QoS anteriormente propostos, como o QOSPF, que baseiam-se em extensões de QoS de protocolos específicos de estado dos enlaces [17, 18]. A proposta de um nível superior de decisão possui as seguintes vantagens. Primeiro, as mudanças no Roteamento Baseado em Restrições podem ser projetadas independentemente do esquema de roteamento por estado dos enlaces que esteja abaixo. Segundo, com a exceção de uma interface bem definida entre o esquema de roteamento baseado em estado do enlace que esteja abaixo e o esquema de Roteamento Baseado em Restrições, não é necessário o desenvolvimento de aspectos específicos de QoS para cada esquema de roteamento baseado em estado dos enlaces.

1.1.3 Integração de Serviços

A proposta, desenvolvida pelo *Internet Engineering Task Force* (IETF), de um novo conjunto de serviços para diferentes fluxos de dados foi denominada de Serviços Integrados na Internet (*Internet Integrated Services* - IIS) [9, 19]. Em um modelo de integração de serviços, um roteador deve suprir uma determinada QoS para cada fluxo, de acordo com seu modelo de serviço. Essa função é realizada pelo controle de tráfego que se divide em três componentes: o escalonador de pacotes, o classificador de pacotes e o controle de admissão. A estrutura proposta é ilustrada na figura 1.3. O escalonador de pacotes gerencia um conjunto de filas decidindo qual fila (classe) deve ter seu pacote encaminhado adiante. Essa decisão baseia-se em um estimador que atribui prioridades entre as várias filas de acordo com o modelo de serviços adotado. O classificador realiza o mapeamento dos pacotes que chegam em uma determinada classe de serviço. Todos os pacotes de uma mesma classe recebem o mesmo tratamento pelo escalonador de pacotes. O mesmo pacote pode ser classificado diferentemente por roteadores distintos ao longo de sua rota. Por sua vez, o controle de admissão verifica se é possível fornecer os requisitos de QoS a um determinado fluxo sem comprometer o serviço provido aos fluxos de sessões que já estejam em andamento.

Duas propostas de novos serviços surgiram no contexto de Integração de Serviços. O serviço de Carga Controlada (*Controlled-Load Service* - CL) [20] objetiva atender às aplicações que podem tolerar atrasos ou perdas de pacotes até um determinado limite. Aplicações de tempo real adaptativas encontram-se nessa categoria. Este

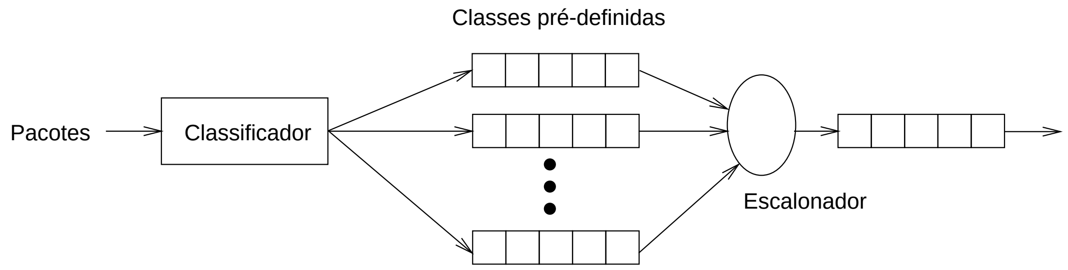


Figura 1.3: Estrutura de Integração de Serviços.

serviço equivale ao serviço de melhor esforço quando há uma baixa carga na rede. Se o fluxo for aceito para o serviço de Carga Controlada, o compromisso do roteador é manter essa característica para o usuário contratante independentemente da carga real na rede. A diferença para o o serviço de melhor esforço é que este último se degrada com o aumento da carga na rede, ou seja, há maiores atrasos e perdas.

A segunda proposta é o Serviço Garantido (*Guaranteed Service* - GS) [21]. Esse serviço oferece uma garantia determinística à aplicação contratante quanto a um limite no atraso fim-a-fim e nenhum descarte de pacotes que estejam de acordo com as características de tráfego contratadas. Esta classe de serviço objetiva atender aplicações com requisitos rígidos de tempo real, como as de áudio e vídeo com buffers de apresentação (*playback*), que podem considerar inútil um pacote que chegue após o ponto de apresentação. Cada roteador caracteriza o Serviço Garantido para um determinado fluxo pela alocação de uma banda passante R e um espaço em *buffer* B que este fluxo pode consumir. O objetivo é aproximar-se de um modelo fluido de serviço [22, 23], de forma que para o fluxo, a rede se apresente como uma linha dedicada de banda passante R. Para tanto, uma mensagem enviada do transmissor para o receptor leva consigo as características do tráfego e, ao longo deste caminho, informações sobre desvios do modelo fluido são acumuladas. A partir dessas informações sobre os desvios acumulados e das características do tráfego, o receptor pode calcular a banda passante e o espaço em *buffer* [22, 23] a serem reservados em cada roteador para garantir um atraso máximo e nenhuma perda de pacotes. Após o cálculo, o receptor envia o seu pedido de reserva contendo os parâmetros R e B aos roteadores intermediários para que estes reservem os recursos necessários ao Serviço Garantido.

A arquitetura de Integração de Serviços recomenda a utilização do protocolo RSVP (*Resource ReSerVation Protocol*) [24, 25, 26, 27] para a sinalização da reserva dos recursos necessários ao atendimento dos requisitos de QoS de uma determinada sessão. Esse protocolo é orientado ao receptor, ou seja, os receptores decidem qual o nível de recursos reservados e são responsáveis por estabelecer e manter ativa a reserva enquanto desejarem receber dados. As reservas nos roteadores são mantidas por estados voláteis (*soft-states*) que precisam ser renovados periodicamente para permanecerem ativos. A abordagem de estados voláteis fornece ao RSVP tanto adaptatividade quanto robustez, pois permite um reestabelecimento automático das reservas no caso de mudanças de rota. O RSVP define diferentes estilos de reserva através de filtros. A reserva de recursos controla a quantidade de recursos reservados, enquanto o filtro associado a esta reserva controla quais pacotes podem usar estes recursos. Por ser orientado ao receptor, o RSVP necessita assegurar que as mensagens de reserva de recursos do receptor sigam exatamente a mesma rota dos fluxos de dados provenientes das fontes. Para tanto, o transmissor envia mensagens de caminho (*path messages*) para os receptores. Essas mensagens armazenam informações sobre o caminho percorrido até os receptores. Por sua vez, os receptores enviam mensagens de reserva (*reservation messages*) com o pedido de reserva pelo caminho inverso até o transmissor. A passagem dessas mensagens renovam os estados voláteis nos roteadores intermediários.

A manutenção de um estado por fluxo e o processamento a eles associado é inviável em roteadores com grande volume de tráfego em uma rede de escala global como a Internet. A impossibilidade de ser escalável limitou a adoção da proposta de Integração de Serviços de forma intensiva na Internet. Houve propostas de agregação de estados [28] visando a redução da quantidade de estados no classificador, no escalonador de pacotes e no protocolo de sinalização (RSVP). Essa agregação de estados acarreta a perda parcial do isolamento entre os fluxos e impede o fornecimento de garantias determinísticas como as do Serviço Garantido, descaracterizando este serviço. Devido a esses problemas, atualmente, o uso de RSVP e Integração de Serviços é recomendado somente para redes pequenas e confinadas [29].

1.1.4 Diferenciação de Serviços

A partir dos estudos iniciais de integração de serviços surgiu a proposta de Serviços Diferenciados (*Differentiated Services* - DS) [10, 30] que objetiva prover serviços distintos de forma escalável sem a necessidade de manutenção de um estado por fluxo e de sinalização a cada salto. O tratamento ofertado por um nó compatível com a proposta de diferenciação de serviços é efetuado em uma agregação de fluxos, não mais em fluxos individuais. Os fluxos individuais são classificados em agregações de fluxos pré-estabelecidas, que receberão serviços diferenciados entre elas. Os pacotes que não pertencem a nenhum fluxo contratado recebem o serviço padrão que equivale ao serviço de melhor esforço atualmente oferecido pela Internet. Essa classificação e marcação de pacotes ocorre nas fronteiras de um domínio de Diferenciação de Serviços. Um domínio de Diferenciação de Serviços (domínio DS) é composto por um grupo de nós contíguos que operam um conjunto comum de serviços diferenciados. Deve-se ressaltar que a arquitetura de Diferenciação de Serviços traz as operações mais complexas para as fronteiras do domínio DS, simplificando os mecanismos no interior para aumentar o seu potencial de escalabilidade. Resumidamente, há um estado por fluxo nas fronteiras do domínio de Diferenciação de Serviços e um estado por classe de serviço oferecida nos nós localizados no interior deste domínio.

No interior do domínio DS, as agregações de fluxos serão encaminhadas por cada nó segundo um Comportamento por Nó (*Per-Hop Behavior* - PHB) selecionado através de um mapeamento entre um código que identifica uma agregação e este comportamento. O serviço fim-a-fim interno a um domínio é obtido pela combinação dos PHBs utilizados na travessia do domínio DS. A figura 1.4 compara qualitativamente os modelos de melhor esforço, Integração de Serviços e Diferenciação de Serviços em relação ao grau de distinção adotado por cada um destes modelos frente à diversidade de fluxos presentes. Esse grau de distinção é chamado aqui de granulosidade de fluxos. A comparação mostra do serviço de melhor esforço, onde a granulosidade de fluxos é nula, pois não há distinção entre os fluxos presentes, até o modelo de Integração de Serviços, onde a granulosidade de fluxos é máxima, pois os fluxos são tratados individualmente. Como ilustrado nesta figura, o serviço de melhor esforço não provê qualquer tipo de isolamento ou garantia. No extremo oposto, encontra-se a proposta de Serviços Integrados onde o tratamento das sessões pode demandar uma individualização por fluxo dependendo do estilo de reserva adotado no RSVP. A proposta de Serviços Diferenciados situa-se em um ponto intermediário. Nessa proposta, os fluxos são agrupados em agregações de fluxos e as garantias são fornecidas a estas agregações. A sinalização e reserva de recursos é duradoura, pois estas configurações sobrevivem a sessões individuais.

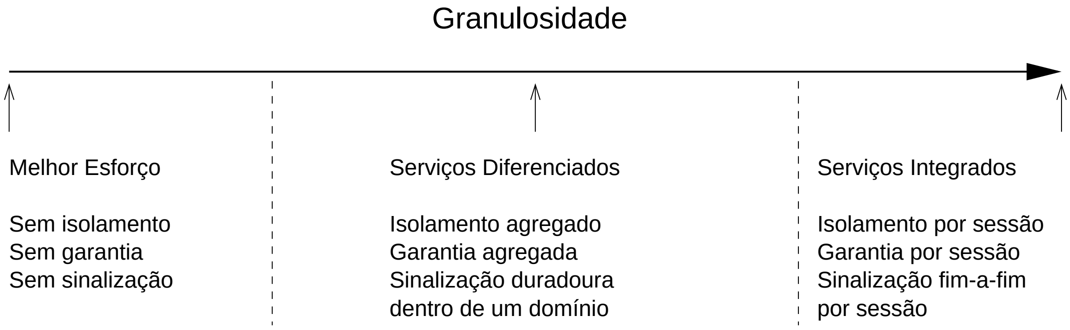


Figura 1.4: Comparação qualitativa entre modelos de serviço.

1.2 Objetivos e Organização do Texto

A arquitetura de Diferenciação de Serviços deve ser considerada como uma alternativa viável para o suporte à gama de aplicações cujos requisitos de QoS exigem mais da rede do que o serviço de melhor esforço atualmente adotado na Internet pode prover. A pesquisa nessa área está bastante ativa. Há vários componentes na arquitetura de Diferenciação de Serviços e estudos específicos sobre cada um e a interligação destes estão em andamento. Atualmente, podemos destacar estudos sobre a estratégia de marcação de pacotes [31, 32, 33], sobre justiça na marcação de pacotes [34, 35], sobre suavizadores de tráfego adaptativos [36], sobre tarifação dos serviços diferenciados [37], propondo novos serviços [38, 39] e avaliando o desempenho das propostas de serviço existentes [40, 41, 42], além dos trabalhos citados no decorrer do texto.

Outros fatores mostram que a abordagem da proposta de Diferenciação de Serviços é promissora no que concerne a provisão de QoS na Internet de forma escalável. A plataforma de testes (*testbed*) Qbone [43], desenvolvida no contexto do projeto da Internet 2, escolheu como implementação inicial a arquitetura de Diferenciação de Serviços. Nessa escolha foram fundamentais três características dessa abordagem: a flexibilidade, a escalabilidade e a interoperabilidade. A intenção desta plataforma de testes é submeter os mecanismos propostos a testes reais e com isto adquirir experiência na implementação dos mecanismo para refiná-los.

Através dos mecanismos encontrados na arquitetura de Diferenciação de Serviços, serviços distintos podem ser oferecidos. Cada classe de serviço pode estar mais apta a atender às exigências de QoS específicas provenientes de uma categoria entre a variedade de aplicações multimídias que vêm surgindo. O transporte da mídia voz desperta grande interesse nesse contexto devido ao seu potencial de aplicação. Estudos preliminares sobre o tráfego de pacotes de voz através de uma estrutura de Serviços Diferenciados na Internet estão em andamento. Naser *et al.* [44] analisam o tráfego de voz transmitido sobre a estrutura original de Serviços Diferenciados [45], onde o conceito de PHB ainda não estava definido.

O objetivo deste trabalho é um estudo de simulação sobre a transmissão de voz, primordial nas novas aplicações multimídias, através de um domínio de Diferenciação de Serviços. Nas simulações realizadas são avaliadas tanto fontes com taxa de transmissão constante (*Constant Bit Rate* - CBR) quanto fontes do tipo atividade-silêncio (*On-Off*), ambas comumente utilizadas para a modelagem de fontes de voz. Na primeira seqüência de simulações é enfocado o desempenho do PHB de Encaminhamento Expresso [46] no transporte de tráfegos de voz CBR e *On-Off*. A análise, de ambos os casos, inclui os diferentes algoritmos que podem implementar o PHB de Encaminhamento Expresso, a influência do número de fluxos presentes e quão eficientemente cada tipo de tráfego utiliza uma alocação extra de banda passante. Uma segunda série de simulações avalia o desempenho de fluxos de voz que atravessam um domínio DS que implementa tanto o PHB de Encaminhamento Expresso quanto o PHB de Encaminhamento Assegurado [47]. O objetivo principal é avaliar a interação entre esses PHBs quando implementados em uma mesma infra-estrutura.

Este trabalho está organizado da seguinte forma. O capítulo 2 apresenta a proposta de Diferenciação de Serviços do IETF, estudando os PHBs de Encaminhamento Expresso e Encaminhamento Assegurado. No capítulo 3 são descritos a configuração e os modelos utilizados nas simulações realizadas e analisados os resultados obtidos, considerando-se os requisitos de QoS para a mídia de voz. O capítulo 4 apresenta as conclusões deste trabalho.

Capítulo 2

Diferenciação de Serviços na Internet

A PROPOSTA de Diferenciação de Serviços, desenvolvida pelo Grupo de Trabalho DiffServ (*Differentiated Services*) do IETF [48], objetiva a provisão de QoS na Internet de forma escalável. Neste capítulo são apresentados os conceitos introduzidos por essa proposta e descritos os mecanismos em discussão para implementá-la.

2.1 Serviços Diferenciados

A arquitetura de Serviços Diferenciados (*Differentiated Services* – DS) [10] busca o fornecimento de uma gama de serviços de forma escalável na Internet. Um serviço pode ser caracterizado por alguns aspectos significativos relacionados à transmissão de pacotes pela rede. Essas características definem as classes de serviço de acordo com algum parâmetro de desempenho, como vazão, atraso, *jitter* ou perda de pacotes. A Diferenciação de Serviços possibilita o atendimento aos requisitos de QoS de aplicações heterogêneas e de diferentes expectativas de usuários, além de permitir uma tarifação diferenciada para serviços providos na Internet.

Os Serviços Diferenciados são oferecidos no interior de um domínio de Diferenciação de Serviços (domínio DS). Um domínio como esse é composto por um conjunto de nós compatíveis com a proposta de Diferenciação de Serviços que compartilham uma mesma política de provisão de serviços. A figura 2.1 representa um domínio DS. No entorno do domínio DS estão localizados os nós de fronteira A, D e E. Nesses nós, os fluxos são agregados e estas agregações são encaminhadas pelo nós interiores B e C. Esta arquitetura somente provê a Diferenciação de Serviços em uma única direção do fluxo de tráfego, sendo portanto assimétrica. Os nós de fronteira assumem, dependendo do sentido do tráfego tratado, o papel de nós de ingresso ou egresso. Na ilustração da figura 2.1, o nó A representa um roteador de ingresso e o nó D um roteador de egresso.

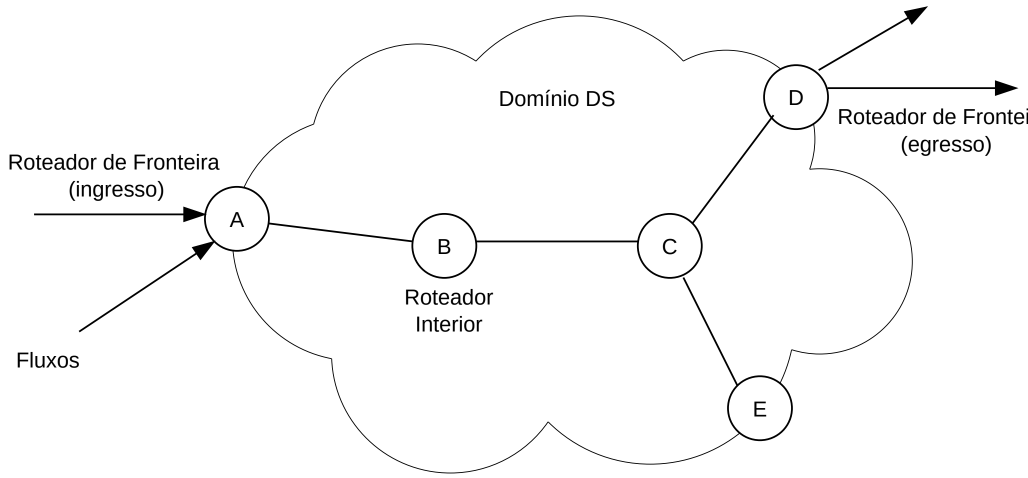


Figura 2.1: Domínio de Diferenciação de Serviços (DS).

A identificação das agregações de fluxos no interior de um domínio de Diferenciação de Serviços é efetuada através da marcação de um novo campo chamado DS (*Differentiated Services*). O campo DS é obtido pela renomeação do campo TOS (*Type of Service*), no caso de IPv4, ou do campo *Traffic Class*, no caso de IPv6 [49]. A estrutura do campo DS é mostrada na figura 2.2. Seis bits do campo DS formam o subcampo DSCP (*Differentiated Services Codepoint*), que identifica a agregação de fluxos. Os dois outros bits estão reservados para uso futuro. Em cada roteador compatível com a proposta de Diferenciação de Serviços, o código (*codepoint*) contido no subcampo DSCP é mapeado em um Comportamento por Nó (*Per-Hop Behavior* – PHB), que define o tratamento a ser recebido pelo pacote naquele roteador para o seu encaminhamento na rede.

Os roteadores de ingresso ao domínio de Diferenciação de Serviços devem possuir

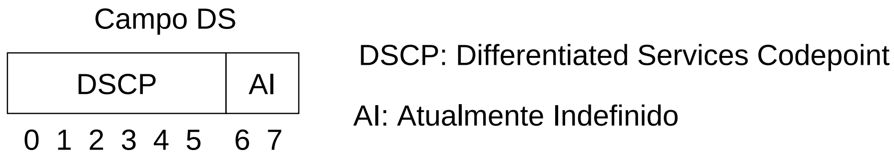


Figura 2.2: Campo DS.

informações que identifiquem um fluxo de dados individualmente. Desta forma, os pacotes pertencentes a um fluxo podem ser classificados e marcados com o código correspondente a uma determinada agregação de fluxos. Os classificadores que examinam a combinação de um ou mais campos do cabeçalho do pacote para a identificação de um fluxo, para que possam indicar a sua marcação como pertencentes a uma determinada agregação, são chamados de classificadores Multicampo (*Multi-field* – MF). Esses campos podem ser o endereço de origem, o endereço de destino, o número das portas na origem e no destino, o identificador de protocolo ou o campo DS. Os classificadores deste tipo encontram-se nos nós de ingresso de um domínio DS ou junto às fontes de tráfego.

No interior do domínio DS, a classificação dos pacotes é realizada somente pelo exame do subcampo DSCP. Os classificadores que realizam essa tarefa são chamados de classificadores de Comportamento Agregado (*Behavior Aggregate* – BA). A cada nó do domínio DS é associada uma tabela de mapeamento de fluxos para códigos, no caso de classificadores MF, ou de códigos para novos códigos, no caso de classificadores BA. Portanto, os classificadores BA permitem a remarcação do código associado aos pacotes. Resumidamente, como os códigos identificam as agregações, há um estado por fluxo nos nós de ingresso e um estado por agregação nos demais nós pertencentes ao domínio DS. O objetivo da agregação dentro do domínio DS é aumentar a escalabilidade pela manutenção de um menor número de estados.

Além das funções de classificação de pacotes, a arquitetura DS prevê a adoção de um conjunto de elementos funcionais implementados em seus nós. Esses elementos são responsáveis pelo condicionamento do tráfego a ser atendido pela arquitetura DS. A política de condicionamento de tráfego integra o Acordo de Condicionamento de Tráfego (*Traffic Conditioning Agreement* – TCA) junto com as regras de classificação

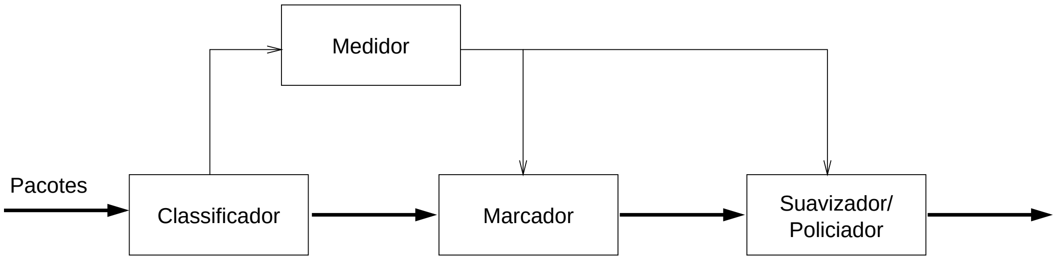


Figura 2.3: Funções de condicionamento de tráfego.

adotadas pelo domínio DS. O TCA também estabelece o perfil de tráfego contratado, que especifica as características do tráfego selecionado pelo classificador para compor uma agregação de fluxos.

Os elementos funcionais de condicionamento de tráfego incluem medidores, marcadores, suavizadores e policiadores. Os medidores são responsáveis por verificar a conformidade do tráfego ao perfil de tráfego contratado estabelecido no TCA. O seu resultado influencia as ações dos demais elementos. O marcador estabelece o código no campo DSCP do pacote, acrescentando este pacote a uma determinada agregação. Quando um marcador altera o código de um pacote, é dito que o pacote foi remarcado. O suavizador de tráfego retém um ou mais pacotes até que estes estejam em conformidade com o perfil contratado e possam ser encaminhados na rede. O *buffer* utilizado por um suavizador possui tamanho limitado. Portanto, eventualmente, pacotes podem ser descartados quando o tamanho do *buffer* é insuficiente. O policiador descarta os pacotes que excedem o perfil contratado e equivale a um suavizador cujo tamanho do *buffer* seja igual a zero. O relacionamento entre estes elementos está ilustrado na figura 2.3. Os pacotes fora de perfil podem ser tratados de formas distintas. Eles podem ser descartados, suavizados ou remarcados para uma outra agregação que possua um serviço inferior. Essa decisão deve estar especificada no TCA.

As funções de condicionamento de tráfego, normalmente, estão localizadas nos nós de ingresso e egresso de um domínio DS. Contudo, essas funções podem também estar em nós interiores ao domínio DS, ou mesmo em nós não-DS. Nesses casos, os condicionadores podem estar no domínio da fonte de tráfego. Desta forma, essa fonte pode realizar uma marcação inicial ou pré-marcação em seus pacotes antes destes alcançarem o domínio DS. Essa alternativa possui algumas vantagens. A marcação torna-se mais simples, pois as regras de classificação são reduzidas. As aplicações que geram o tráfego possuem melhores condições de marcar adequadamente os pacotes de seus fluxos de acordo com as características destes. Por desconhecer as características do tráfego, um mecanismo de condicionamento no roteador de ingresso pode marcar pacotes essenciais à qualidade do tráfego como fora do perfil e comprometer o resultado da transmissão. Assim, as fontes, cientes do conteúdo de seus fluxos de tráfego, podem pré-marcar seus pacotes e evitar a marcação indiscriminada dos roteadores de fronteira. Deve-se ressaltar que o condicionamento nas fontes não dispensa a monitoração do tráfego na fronteira do domínio DS.

O serviço de encaminhamento oferecido a um cliente por um provedor de serviços deve estar estabelecido em um Acordo de Nível de Serviço (*Service Level Agreement* – SLA). Um cliente pode ser um indivíduo ou uma organização. O SLA especifica os detalhes do TCA e define o conjunto de critérios mensuráveis a serem utilizados para validar o recebimento do serviço contratado. SLAs tornaram-se necessários com o grande custo decorrente de falhas ou queda de desempenho na rede para as novas empresas que dependem dela para seus negócios. Dessa forma, um SLA estabelecido entre um cliente e um mantenedor de um domínio DS pode determinar que o atraso fim-a-fim máximo neste domínio para 99% dos pacotes oriundos deste cliente estarão limitados a um certo valor. Caso o mantenedor não cumpra essa expectativa de serviço, meios de compensação, também definidos no SLA, podem ser acionados pelo cliente. No caso de Diferenciação de Serviços, o serviço de encaminhamento recebido é determinado pela seqüência de PHBs que atenderam a agregação em sua trajetória através do domínio.

Atualmente, existem duas propostas de PHB para a implementação de Serviços Diferenciados: o Encaminhamento Expresso (*Expedited Forwarding* – EF) [46] e o Encaminhamento Assegurado (*Assured Forwarding* – AF) [47]. O primeiro oferece a garantia de uma taxa mínima de transmissão pré-configurada em cada nó compatível com a proposta de Diferenciação de Serviços que o suporte. Assim, o PHB EF pode ser utilizado para a obtenção de um serviço fim-a-fim com baixa perda, baixo retardo, baixa variação do retardo (*jitter*) e banda passante assegurada através de um domínio DS. Entre os pontos finais de um domínio DS, o Serviço de Encaminhamento Expresso apresenta-se como um caminho virtual dedicado que possui a taxa de transmissão pré-configurada. O PHB de Encaminhamento Assegurado provê quatro classes, cada uma com uma certa quantidade de recursos (memória e banda passante) alocada. Em cada classe, os pacotes podem ser marcados com uma de três preferências para descarte. Havendo congestionamento, a preferência de descarte determina a importância relativa entre os pacotes de uma mesma classe. Não há o reordenamento de pacotes de um mesmo fluxo quando estes pertencem a uma mesma classe.

2.2 Encaminhamento Expresso

As filas nas quais um pacote em trânsito permanece ao longo de sua rota pelos nós da rede são as maiores responsáveis pela perda, pelo retardo e pelo *jitter* apresentados por este pacote. O PHB de Encaminhamento Expresso (*Expedited Forwarding* – EF) [46] objetiva diminuir a permanência dos pacotes pertencentes a uma determinada agregação de fluxos em filas no interior de um domínio DS. Para alcançar essa meta, o nó que oferece o PHB EF deve garantir que a agregação de fluxos contratante receba a taxa de serviço contratada, que deve ser maior que a taxa de chegada em qualquer instante. Essa garantia deve prevalecer independentemente da intensidade de outros tráfegos que cheguem ao nó.

Os roteadores de ingresso do domínio DS devem condicionar o tráfego EF de forma a assegurar que a sua taxa de chegada aos nós interiores esteja em conformidade com a taxa contratada. Essa medida protege o domínio DS de um uso abusivo e obriga as fontes de tráfego EF a suavizar o tráfego transmitido se desejarem evitar o condicionamento de seus pacotes no ingresso do domínio DS. Na realidade, conforme as agregações EF provenientes de diferentes roteadores de ingresso compõem novas agregações nos roteadores interiores ao domínio DS, estas novas agregações também precisam ser condicionadas para que a definição do PHB EF seja válida a qualquer momento por todo o trajeto. Portanto, a junção dessas agregações e também a diferença de capacidades entre os enlaces do interior de um domínio DS podem obrigar que um recondicionamento seja realizado em pontos no interior deste domínio. A implementação deste PHB é ilustrada na figura 2.4.

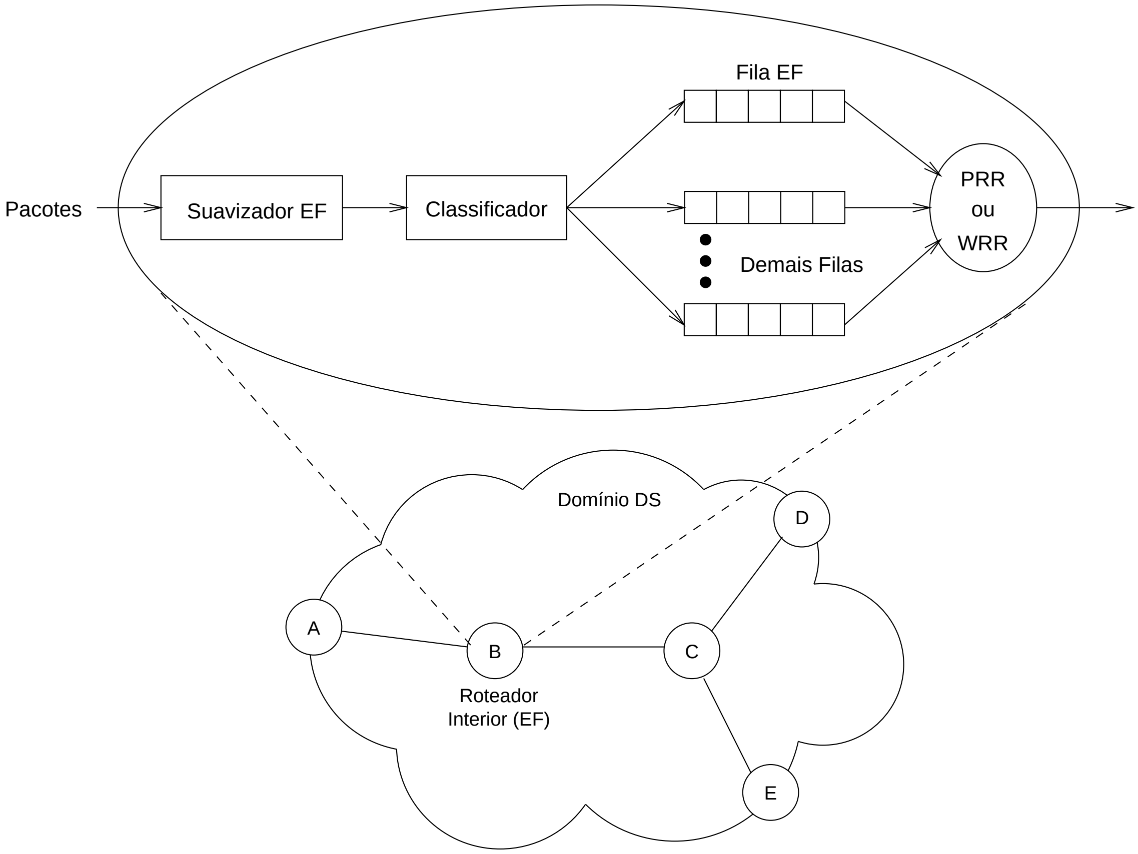


Figura 2.4: Implementação do PHB de Encaminhamento Expresso.

A implementação do PHB EF pode ser realizada por diferentes mecanismos de escalonamento de filas. Um mecanismo com uma fila prioritária (*Priority Round-Robin* - PRR) fornece o comportamento desejado. Nesse caso, torna-se especialmente importante o condicionamento de tráfego nas fronteiras do domínio DS. A ausência de tal condicionamento permitiria, em uma situação de abuso da agregação EF em relação à taxa de transmissão, a utilização de recursos não contratados em detrimento de tráfegos presentes nas demais filas. Outra possibilidade de implementação é a utilização de uma fila entre um conjunto de filas servidas por um mecanismo de Round-Robin Ponderado (*Weighted Round-Robin* - WRR) [50]. A fatia de serviço alocada à fila que atende a agregação EF deve ser correspondente a, no mínimo, a taxa de serviço contratada.

Em [46], é realizada uma análise da variação do *jitter* apresentado por um tráfego CBR quando o PHB EF é implementado por PRR ou por WRR. A definição de *jitter* adotada é o valor absoluto da diferença entre os tempos de chegada (a_i e a_j) de dois pacotes consecutivos menos a diferença entre seus tempos de partida (d_i e d_j), ou seja:

$$jitter = |(a_j - a_i) - (d_j - d_i)| \tag{2.1}$$

A conclusão demonstra que a implementação por fila prioritária é o melhor caso e a implementação por WRR o pior em relação ao *jitter*. Mostra-se ainda que se a fatia WRR configurada for escolhida para igualar exatamente as taxas de chegada e saída em cada nó, os resultados não são estáveis. Então, foi definida uma razão serviço-chegada (*service-to-arrival ratio*). A definição da razão serviço-chegada r é apresentada na equação 2.2. O valor WRR_{fatia} representa a fração da banda passante do enlace de saída (BW_{saida}) alocada à agregação EF e TP_{EF} é a taxa de pico solicitada pela agregação EF para o seu trânsito pelo domínio. O efeito resultante de uma razão serviço-chegada maior que 1 é a reserva de uma banda passante superior à solicitada pela agregação EF nos enlaces pertencentes ao domínio DS. A razão mínima para haver estabilidade é 1,03 e a adotada nas simulações foi mantida em 1,06. Ou seja, a banda passante efetivamente reservada é 6% maior do que a requisitada.

$$r = \frac{WRR_{fatia}\ BW_{saida}}{TP_{EF}} = \frac{banda\ passante\ reservada}{banda\ passante\ solicitada} \tag{2.2}$$

Como as fontes ou o domínio DS adjacente devem condicionar o tráfego para a sua entrada no domínio DS seguinte, o domínio posterior não deveria descartar nenhum pacote. Caso haja o descarte de algum pacote no nó de ingresso, recomenda-se que este descarte seja notificado como uma possível violação de segurança ou o efeito de uma configuração mal realizada [46].

2.3 Encaminhamento Assegurado

O PHB de Encaminhamento Assegurado (*Assured Forwarding* – AF) é definido em [47]. Esse modelo de serviço, ao invés de fornecer uma garantia estrita, fornece uma expectativa de serviço que será obtida por um determinado tráfego quando existirem momentos de congestionamento. Um congestionamento ocorre quando um roteador recebe uma carga de tráfego maior do que pode tratar, situação que o leva a armazenar temporariamente os pacotes que chegam em uma fila. Eventualmente, um roteador necessita descartar pacotes devido à escassez de recursos para armazená-los. O controle de admissão exerce papel importante neste modelo, pois ele é encarregado de garantir a existência dos recursos necessários (*buffers* e banda passante) durante todo o percurso da origem ao destino. Um perfil associado a cada tráfego define o serviço esperado por este. Assim, um mecanismo de condicionamento de tráfego atua nas fronteiras do domínio DS de forma a marcar os pacotes de acordo com a sua conformidade com esse perfil. Os roteadores de fronteira são responsáveis pela manutenção da granulosidade dos serviços providos à agregação de fluxos.

A garantia existente no modelo de Serviço Assegurado é que pacotes marcados como conformes são entregues com alta probabilidade enquanto o tráfego agregado não exceder a taxa contratada definida no perfil de serviço. No entanto, é permitido ao usuário exceder as taxas contratadas. Ao fazê-lo, contudo, o usuário deve estar consciente de que o tráfego excedente não terá a mesma alta probabilidade de entrega. Conforme os pacotes são transportados pela rede e agregados a outros fluxos, roteadores nas fronteiras de outros domínios somente condicionam a agregação de fluxos.

O PHB AF permite ao mantenedor do domínio DS oferecer diferentes níveis de garantia no encaminhamento de pacotes IP para um usuário de seu domínio. O PHB AF provê a entrega de pacotes IP em quatro classes independentes (classes AF), onde para cada classe são alocados uma determinada quantidade de recursos, tais como *buffers* e banda passante, em cada nó DS. Os pacotes IP devem pertencer a uma das classes AF de acordo com o contrato de serviço estabelecido de forma a usar os serviços oferecidos pelo PHB AF. A implementação das classes AF nos nós

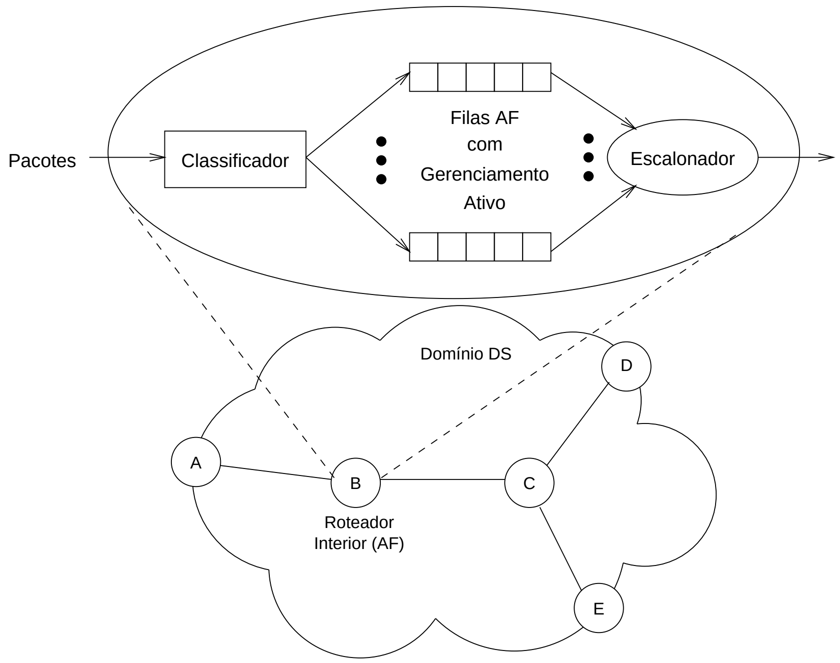


Figura 2.5: Implementação do PHB de Encaminhamento Assegurado.

do domínio DS está ilustrada na figura 2.5

Dentro de cada classe AF, um pacote IP pode ser marcado, ou pelo próprio usuário ou pelo domínio DS, com até três níveis de precedência para descarte. No caso de congestionamento dentro de uma classe AF, a precedência de descarte de um pacote determina a importância relativa daquele pacote. Um nó DS em situação de congestionamento preferencialmente descarta pacotes com um maior valor de precedência de descarte, ao mesmo tempo em que evita descartar pacotes com um valor de precedência de descarte menor. Na realidade, o Serviço Assegurado aloca 12 códigos do espaço de 64 possíveis códigos para mapeamento em PHBs do subcampo DSCP. Assim, o AF define um grupo de PHBs onde são definidas até 12 níveis de serviços AF distintos, distribuídos em 4 filas (classes) com 3 precedências de descarte cada. A configuração desses níveis a cada nó DS pode ser diferente desde que se mantenha coerente em relação às prioridades relativas entre as filas e precedências de descarte.

O nível de garantia para o encaminhamento depende da quantidade de recursos alocados para a classe AF, a carga atual de cada classe e em caso de congestionamento, o valor de precedência de descarte do pacote IP. A implementação de um PHB AF procura minimizar congestionamentos de longa duração, porém permitindo congestionamentos de curta duração, como os resultantes de rajadas de tráfego [51]. O PHB AF detecta e reage a congestionamentos de longa duração dentro de cada classe através do descarte de pacotes. Além disto, ele aceita em sua fila pacotes que causam congestionamento de curta duração. Para a realização desse procedimento é necessário um algoritmo para o gerenciamento ativo de filas.

2.4 Gerenciamento Ativo de Filas

Um mecanismo de gerenciamento ativo de filas deve conter uma função que monitore o nível de congestionamento instantâneo da fila e compute um nível de congestionamento suavizado. O algoritmo de descarte de pacotes utiliza o nível de congestionamento suavizado para determinar quando pacotes devem ser descartados. Além disto, esse algoritmo deve ser insensível às características de fluxos de curta duração. Assim, fluxos com diferentes formas de rajadas curtas, mas com taxas de transmissão de pacotes de longo prazo idênticas, tem seus pacotes descartados basicamente com a mesma probabilidade. Esse comportamento pode ser obtido pela utilização de uma função aleatória para o descarte de pacotes. Um mecanismo de gerenciamento ativo de filas com essa característica é o RED (*Random Early Detection*) [52], que é o mecanismo recomendado como *default* para o gerenciamento ativo de filas na Internet [53].

2.4.1 RED

O mecanismo de controle de congestionamento do TCP [54] permitiu à Internet a manutenção da oferta do serviço de melhor esforço mesmo em momentos de alta demanda. A idéia básica do mecanismo de controle de congestionamento do TCP é controlar a carga de tráfego da rede pela redução das taxas de transmissão das fontes de tráfego de acordo com o nível de congestionamento da rede. Ou seja, as fontes TCP devem colaborar e adaptar-se à intensidade do congestionamento da rede. Se uma fonte de tráfego TCP detecta ou observa uma perda de pacote baseada na informação dos pacotes que esta enviou, ela retrai sua taxa de transmissão para evitar perdas de mais pacotes e congestionamento. Portanto, a fonte de tráfego TCP utiliza a detecção da perda de pacotes como uma sinalização implícita de congestionamento. Caso uma fonte de tráfego TCP verifique que todos os pacotes enviados estão sendo entregues pela rede, ela gradativamente aumenta a sua taxa de transmissão de forma a melhor utilizar a capacidade da rede. O crescimento vertiginoso na utilização da Internet que existe atualmente somente é possível devido à capacidade de adaptação das aplicações baseadas em TCP às condições de congestionamento da rede.

O mecanismo RED (*Random Early Detection*) [52] é implementado nos roteadores e projetado para atuar em conjunto com o protocolo TCP. Através do RED é realizada a monitoração do tamanho da fila FIFO (*First In, First Out*) no roteador e caso haja sinais de um congestionamento iminente, as fontes são notificadas de forma implícita pelo descarte de um de seus pacotes. Dessa maneira, a fonte é notificada com base no *timeout* correspondente ao pacote descartado[1]. Isso determina que a fonte deve ajustar a sua janela de congestionamento. O roteadores RED descartam pacotes mais cedo do que os roteadores convencionais, então a fonte reduz sua janela de congestionamento mais cedo. Em outras palavras, o roteador RED descarta alguns pacotes, o que causa uma redução na taxa de transmissão de algumas fontes, com a esperança de que esta atitude evite o descarte de um número maior de pacotes posteriormente. Ele busca assim limitar um potencial congestionamento.

Quando um roteador RED utiliza uma fila FIFO, ao invés de esperar que a fila se torne completamente cheia, o que implica no descarte de todos os pacotes que chegam, ele decide descartar cada novo pacote com uma certa probabilidade sempre que o tamanho da fila exceda um determinado nível. O *Random Early* do nome do mecanismo vem dessa característica. Quando a fila não está vazia, o roteador computa o tamanho médio da fila ($avglen$) utilizando uma média ponderada por uma variável q_{weight} de maneira similar àquela utilizada na computação dos temporizadores do TCP, como mostrado na equação 2.3 onde $curq$ representa a ocupação

[1] O TCP detecta possíveis congestionamentos através de *timeouts* ou por ACKs duplicados.

instantânea da fila. A variável q_{weight} determina a tolerância do roteador RED às rajadas de longa duração. Ou seja, quanto maior for o q_{weight}, maior será o peso do tamanho instantâneo da fila no cálculo do novo valor do $avglen$. Caso a fila esteja vazia, $avglen$ é gradualmente diminuído em função do tempo de ociosidade da fila.

$$avglen = (1 - q_{weight})\ avglen + q_{weight}\ curq \tag{2.3}$$

O RED utiliza dois patamares para determinar a probabilidade de descarte do pacote recém-chegado à fila: min_thresh e max_thresh. Enquanto o tamanho médio da fila ($avglen$) permanecer abaixo de min_thresh, todos os pacotes que chegam ao roteador são aceitos na fila. Quando $avglen$ está entre os dois patamares, há uma probabilidade p do novo pacote ser descartado, onde p é uma função de $avglen$ e do tempo decorrido desde o descarte do último pacote. Se $avglen$ ultrapassa o limite max_thresh, todos os próximos pacotes serão descartados até que a média de ocupação da fila seja reduzida. Devido à probabilidade do roteador RED descartar um pacote ser proporcional à parcela de ocupação na fila do roteador, quanto mais pacotes um fluxo enviar, maior será a probabilidade que um de seus pacotes seja descartado. A probabilidade de descarte correspondente a max_thresh é determinada pelo parâmetro RED P_{max}. A agressividade de descarte de pacotes adotada pelo mecanismo RED é proporcional ao valor de P_{max}. O funcionamento do algoritmo RED em função dos parâmetros descritos é ilustrado pela figura 2.6.

A análise para escolha dos parâmetros deve considerar a caracterização da carga da rede que influencia diretamente o tamanho da fila. Por exemplo, se o tráfego possui muitas rajadas, min_thresh deve ser suficientemente grande para manter uma alta utilização do enlace. Além disto, a diferença entre os dois limiares deve ser maior do que o incremento no tamanho médio da fila em um RTT. Caso contrário, não haveria tempo suficiente para as fontes detectarem o descarte com antecedência dos pacotes. Em [55] é considerada como uma boa aproximação usar $max\_thresh = 2 * min\_thresh$ dada a combinação de tráfego atualmente encontrada na Internet.

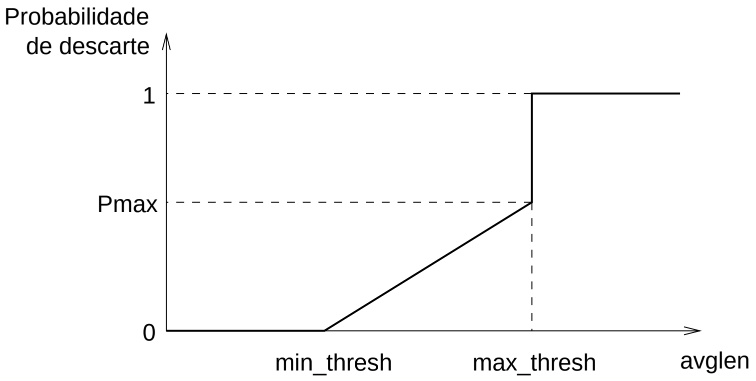


Figura 2.6: Parâmetros do algoritmo RED.

2.4.2 Extensões ao RED

O mecanismo RED para o gerenciamento ativo de filas apresenta algumas vantagens marcantes em relação à simples adoção de filas FIFO com a política de *Drop-Tail* nos roteadores, onde somente há descarte de pacotes quando a fila está completamente ocupada. Como já foi mencionado, as fontes TCP somente reduzem a sua taxa de transmissão após assumir que a rede está congestionada pela detecção da perda de um pacote. No entanto, um tempo considerável pode transcorrer desde o momento em que um pacote é descartado até o momento em que a fonte detecte este descarte. Como conseqüência, um grande número de pacotes pode ser descartado durante esse período pois as fontes estão enviando pacotes a uma taxa maior do que a rede pode suportar. Além disso, quando um pacote é descartado antes de alcançar o seu destino, todos os recursos que ele consumiu na sua transmissão desde a fonte até o ponto de descarte foram desperdiçados. O mecanismo RED procura reagir mais rapidamente ao detectar a iminência de um congestionamento e descarta alguns pacotes mais cedo evitando assim uma subutilização da rede. Com o transbordo de uma fila FIFO, todos os pacotes que chegarem à fila nos momentos seguintes serão imediatamente descartados. As fontes de todos esses pacotes se retraem ao detectar a perda de seus pacotes. Isto pode causar uma subutilização da rede. Esse problema é conhecido como sincronização global do TCP. Como o descarte antecipado no RED é aleatório, evita-se esse sincronismo na retração das fontes, melhorando a utilização da rede.

Apesar de ter sua contribuição de um melhor desempenho amplamente reconhecida, o RED também sofre algumas críticas e algumas extensões foram propostas para o seu aperfeiçoamento. Nesta subseção são apresentadas as motivações e as principais propostas de extensão ao RED atualmente em discussão.

RED Adaptativo

Para o funcionamento adequado do RED em redes congestionadas, a notificação de congestionamento deve ser enviada a um número mínimo de fontes de forma a reduzir suficientemente a carga na rede e evitar a perda de pacotes devido ao transbordo da fila. A notificação de congestionamento para um número exagerado de fontes pode acarretar em uma subutilização da rede. O impacto na carga total da rede de uma indicação de congestionamento individual decresce conforme o número de conexões cresce. Caso o algoritmo RED não seja configurado para ser mais agressivo, a fila RED pode degenerar-se em uma simples fila *Drop-Tail*. Por outro lado, para um pequeno número de conexões, o impacto de um notificação individual de congestionamento cresce. Neste caso, a menos que o algoritmo RED seja modificado de forma a ser menos agressivo, a rede pode ser subutilizada se fontes demais retrairem suas taxas de transmissão em resposta a um congestionamento iminente.

Uma configuração mais agressiva para o RED é necessária na presença de um grande número de fluxos para evitar uma maior perda de pacotes devido ao descarte determinístico quando $avglen$ ultrapassa max_thresh ou a fila FIFO está cheia. Por outro lado, uma menor agressividade quando poucos fluxos estão ativos previne a subutilização da rede. Assim, parâmetros adaptativos para o RED podem ser interessantes para o desempenho da rede. Esta é a motivação para a proposta do RED Adaptativo realizada em [56].

O RED Adaptativo determina se o RED deve ser mais ou menos agressivo pela monitoração do comportamento do tamanho médio da fila ($avglen$). A figura 2.7 ilustra o comportamento do RED Adaptativo. Caso $avglen$ se mantenha no entorno de min_thresh, o mecanismo está muito agressivo. Analogamente, se $avglen$ continuamente cruza max_thresh, o algoritmo não está suficientemente agressivo. A

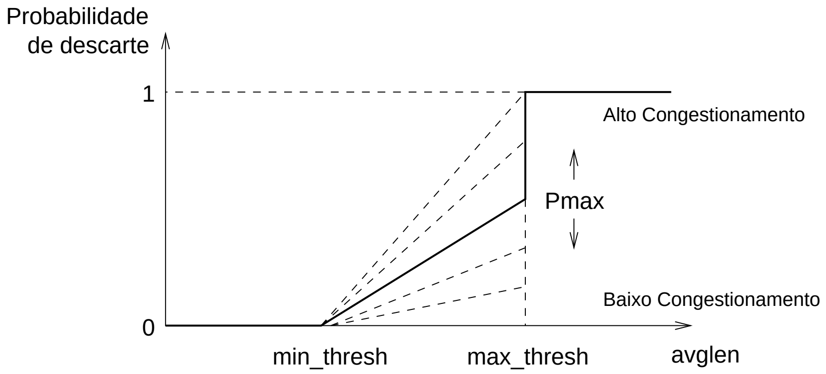


Figura 2.7: Comportamento do algoritmo RED Adaptativo.

partir do comportamento de $avglen$, o RED Adaptativo ajusta o parâmetro P_{max} adequadamente para tornar o algoritmo RED mais ou menos agressivo. Isso contrasta com o algoritmo RED original, apresentado na subseção 2.4.1, onde o parâmetro P_{max} permanece fixo. Durante um período de baixo congestionamento, a probabilidade de descarte se mantém bastante baixa até $avglen$ alcançar max_thresh. Em momentos de alto congestionamento, a probabilidade de descarte é aumentada rapidamente até que $avglen$ seja inferior a min_thresh. O algoritmo 2.1 mostra o funcionamento do RED Adaptativo. Os fatores configuráveis α e β controlam a diminuição e o aumento de P_{max}, respectivamente.

Algoritmo 2.1 RED Adaptativo.

Para toda atualização de $avglen$:

if $(min\_thresh < avglen < max\_thresh)$ **then**

  estado $\Leftarrow$ Intermediário

else if $(avglen < min\_thresh \wedge \text{estado} \neq \text{Abaixo})$ **then**

  estado $\Leftarrow$ Abaixo

  $P_{max} \Leftarrow P_{max} \,/\, \alpha$

else if $(avglen > max\_thresh \wedge \text{estado} \neq \text{Acima})$ **then**

  estado $\Leftarrow$ Acima

  $P_{max} \Leftarrow P_{max} \times \beta$

end if

FRED

Enquanto o RED Adaptativo procura uma melhor utilização da banda passante, o algoritmo FRED (*Flow Random Early Drop*) [57] se propõe a fornecer uma divisão mais justa de banda passante entre os fluxos. O RED foi projetado considerando uma ação cooperativa entre as fontes de tráfego envolvidas. Ou seja, o algoritmo RED supõe que o descarte de um pacote indicará implicitamente à fonte a iminência de um congestionamento e ele espera que esta colabore reduzindo a sua taxa de transmissão. Isso é verdadeiro para fontes TCP que adaptam a sua taxa de transmissão às condições de congestionamento da rede. Fontes não adaptativas, como vídeo CBR, mantêm suas taxas de transmissão independentemente do nível de congestionamento da rede. Apesar do tráfego TCP formar a parcela predominante do tráfego presente na rede, diferentes versões e implementações do TCP reagem de forma distinta aos sinais de congestionamento. Inclusive, conexões TCP idênticas podem reagir de forma diferente a sinais de congestionamento semelhantes se possuirem tamanhos diferentes em suas janelas de congestionamento ou RTTs. Define-se que as conexões robustas possuem janelas de congestionamento maiores e RTTs menores do que as conexões frágeis. Em condições iguais, as conexões frágeis tendem a receber do RED fatias menores de banda passante do que as conexões robustas.

O descarte de pacotes realizado pelo algoritmo RED em proporção à banda passante dos fluxos pode levar a uma divisão injusta da banda passante entre os tráfegos envolvidos. Um fluxo pode ter um seus pacotes descartado pelo algoritmo RED, mesmo que este fluxo não esteja colaborando para o aumento da probabilidade de descarte. A aceitação na fila de um pacote de uma conexão causa uma maior probabilidade de descarte para os pacotes pertencentes às demais conexões. Uma conexão não adaptativa pode fazer o RED aumentar a taxa de descarte de pacotes aplicada a todas as conexões.

O FRED armazena um estado por fluxo ativo, ou seja, fluxos que possuem pacotes armazenados na fila. Assim, o número de estados é limitado pela capacidade da fila, sendo o pior caso aquele onde cada fluxo possui somente um pacote na fila.

O FRED também acrescenta alguns parâmetros próprios. Os valores min_q e max_q representam o número mínimo e máximo de pacotes que deve ser permitido a cada fluxo armazenar na fila. A variável *avgcq* estima a utilização média por fluxo da fila. O estado por fluxo do FRED armazena quantos pacotes cada fluxo possui na fila e uma variável *strike* para cada fluxo que conta o número de vezes que este fluxo não correspondeu à notificação de congestionamento. Através da monitoração destes parâmetros o FRED busca uma divisão mais justa da banda passante entre todos os fluxos envolvidos, sejam eles cooperantes ou não, robustos ou frágeis. Dessa forma, o FRED busca preservar a fatia justa para fluxos cooperantes na presença de tráfegos não cooperantes. Além disso, entre as conexões cooperantes, esse mecanismo preserva as conexões frágeis de uma divisão injusta de banda passante com as conexões robustas.

2.4.3 Generalização do RED

Os pacotes em trânsito podem ser marcados como pertencentes a N classes distintas. Havendo pacotes de múltiplas classes, o tamanho médio da fila para cada classe pode ser calculado de maneira diferente ou ser adotado um tamanho médio da fila único considerando os pacotes de todas as classes. Para cada classe também é possível estabelecer um conjunto de parâmetros (min_thresh, max_thresh, P_{max}) diferente [58]. Assim, como proposto em [59], qualquer política de RED adotada pode ser vista como uma variante de uma das quatro categorias genéricas seguintes:

- Única Média Único Limiar (*Single Average Single Threshold* - SAST);
- Única Média Múltiplos Limiares (*Single Average Multiple Thresholds* - SAMT);
- Múltiplas Médias Único Limiar (*Multiple Average Single Threshold* - MAST);
- Múltiplas Médias Múltiplos Limiares (*Multiple Average Multiple Thresholds* - MAMT).

A partir da generalização proposta, alguns exemplos podem ser citados. Um SAMT, onde há um número de conjuntos de parâmetros (limiares) adotados e apenas uma média calculada para todas as classes, por ser exemplificado pelo WRED (*Weighted RED*) proposto pela Cisco [60] e ilustrado na figura 2.8 para o caso de três classes de serviço distintas. O algoritmo RED original é um exemplo para a categoria SAST.

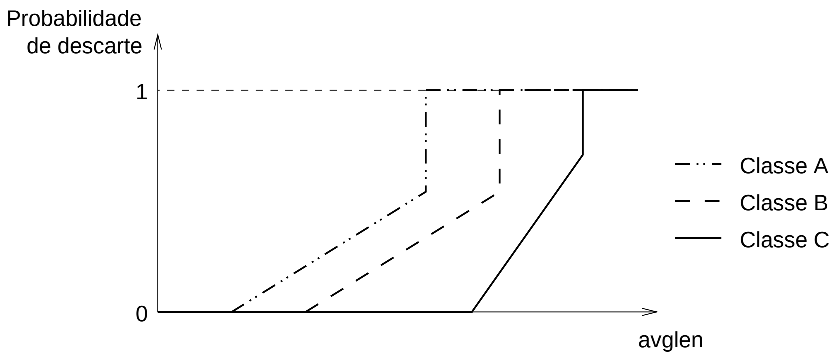


Figura 2.8: Exemplo de WRED com 3 classes.

O conceito de generalização do RED se aplica também às extensões do RED descritas. Essa generalização independe da variação de RED adotada. Por exemplo, pode-se ter um roteador que implemente o RED Adaptativo com múltiplas médias e múltiplos limiares. De forma análoga, o mecanismo FRED pode ser também generalizado.

Na categoria MAMT, que é a mais genérica de todas, o cálculo do tamanho médio da fila deve seguir um procedimento de diferenciação entre as classes. A classe de maior prioridade tem sua média calculada considerando-se somente os pacotes pertencentes a esta classe. A segunda classe em prioridade considera os seus pacotes e os pacotes da classe de maior prioridade. Dessa forma, a classe menos prioritária considera todos os pacotes na fila para o cálculo do tamanho médio da fila. Esse procedimento pode ser melhor ilustrado pela descrição do mecanismo RIO [61] realizada na subseção seguinte. Esse mecanismo é um exemplo de MAMT com dois conjuntos de parâmetros e duas médias de ocupação calculadas.

RIO

Ao contrário dos mecanismos anteriormente descritos, o mecanismo RIO procura também uma diferenciação de serviços através da identificação de classes de fluxos pelo campo DS. Como mencionado anteriormente, para cada classe AF, os roteadores na fronteira do domínio DS monitoram e marcam pacotes de fluxos individuais ou de agregações de fluxos de acordo com os diferentes níveis de precedência de descarte suportados pelo domínio. Se somente dois níveis de precedência de descarte são usados, pacotes de um fluxo que estejam em conformidade com o perfil de serviço contratado podem ser marcados como *IN* (*in-profile*) e pacotes que estejam fora do perfil de serviço podem ser marcados como *OUT* (*out-of-profile*). Nesse caso, o gerenciamento de fila nos roteadores internos ao domínio DS pode ser realizado pela adoção de dois algoritmos RED. Um algoritmo é associado aos pacotes que estejam em conformidade com o perfil, isto é, os pacotes marcados como *IN*, e outro associado aos pacotes *OUT*. Esse mecanismo é conhecido por RIO (RED com *IN* e *OUT*) [61]. O segundo mecanismo RED é configurado de forma mais agressiva que o primeiro, visando o descarte prioritário de pacotes *OUT*. O objetivo desse segundo mecanismo RED é reduzir os efeitos do congestionamento antes de tornar-se necessário o descarte de pacotes *IN*, permitindo um tratamento diferenciado entre as classes *IN* e *OUT*.

O mecanismo RIO contabiliza o tamanho médio da fila para pacotes *IN* (avg_{IN}) e também o tamanho médio da fila considerando-se tanto pacotes *IN* como pacotes *OUT* (avg_{TOTAL}). A probabilidade de descarte de um pacote *IN* é função de avg_{IN}, enquanto a probabilidade de descarte de um pacote *OUT* é função de avg_{TOTAL}. Como ilustrado na figura 2.9 existem três parâmetros para cada algoritmo RED. Os três parâmetros, min_{IN}, max_{IN} e P_{maxIN}, definem a fase normal de operação $[0, min_{IN})$, a fase que evita congestionamentos $[min_{IN}, max_{IN})$ e a fase de controle de congestionamento $[max_{IN}, \infty)$ para os pacotes *IN*. De forma análoga, os parâmetros min_{OUT}, max_{OUT} e P_{maxOUT} definem as fases correspondentes para os pacotes *OUT*.

A escolha adequada dos conjuntos de parâmetros (min_{IN}, max_{IN}, P_{maxIN}) e (min_{OUT}, max_{OUT}, P_{maxOUT}) provê uma discriminação contra os pacotes *OUT*. Um roteador RIO torna-se agressivo no descarte de pacotes *OUT* sob as seguintes três condições. Primeiro, ele descarta pacotes *OUT* mais cedo do que ele descarta pacotes *IN* se o valor de min_{OUT} é menor do que a configuração do parâmetro

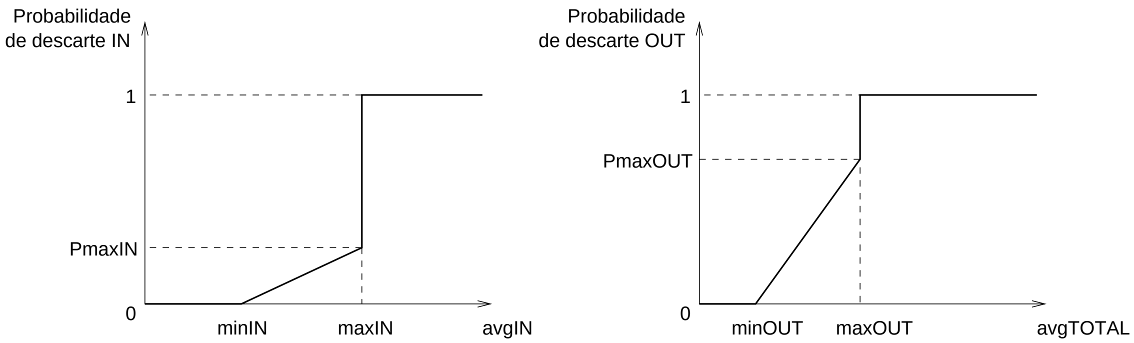


Figura 2.9: Parâmetros do algoritmo RIO.

min_{IN}. Segundo, na fase onde evita-se o congestionamento, o roteador descarta pacotes OUT com maior probabilidade se o parâmetro P_{maxOUT} for maior do que P_{maxIN}. Terceiro, o roteador RIO entra na fase de controle de congestionamento para pacotes OUT antes do que para pacotes *IN* se a escolha do valor de max_{OUT} for menor do que max_{IN}.

Essencialmente, há o descarte inicial de pacotes OUT quando um congestionamento iminente é detectado e, caso o congestionamento persista, todos os pacotes OUT são descartados. Contudo, se uma inundação de pacotes marcados como *IN* ocorrer, o roteador RIO deve descartar também pacotes *IN* na esperança de controlar o congestionamento, no entanto, em uma rede adequadamente dimensionada isto não deve ocorrer. Quando um roteador estiver persistentemente operando na fase de controle de congestionamento, descartando pacotes *IN*, há uma indicação de que a rede está mal provisionada. Através deste mecanismo, o roteador espera obter uma melhor vazão para pacotes *IN* do que para pacotes *OUT*. Com a apropriada provisão de de recursos na rede, este mecanismo deve ser capaz de oferecer garantias de banda passante à agregação *IN*, desde que esse tráfego não ultrapasse a capacidade da rede.

2.5 Aplicabilidade de Serviços Diferenciados

Uma empresa que mantenha um domínio de Diferenciação de Serviços pode oferecer a seus clientes SLAs que determinem uma garantia estatística de previsão de serviços no interior de seu domínio. Para que essa garantia seja estendida, totalmente ou em parte, para diversos pontos da rede, são necessários SLAs entre os diferentes domínios de Diferenciação de Serviços. A figura 2.10 apresenta um exemplo de dessa relação interdomínios. Para que o cliente A do domínio DS 1 possa transmitir tráfego de forma diferenciada ao nó B, que é cliente do domínio DS B, um SLA interdomínio é necessário entre os domínios DS 1 e 2. Esse SLA pode determinar a expectativa de serviço da agregação de tráfego oriunda do domínio DS 1 com relação aos serviços oferecidos ao domínio DS 2. O SLA do cliente A com o domínio DS 1 deve estabelecer a expectativa de serviço deste cliente em relação inclusive aos SLAs que seu domínio possua com outros domínios DS.

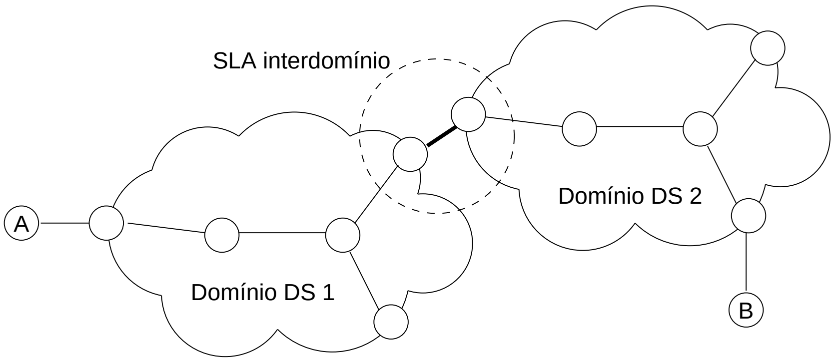


Figura 2.10: Diferenciação de Serviços provida por mais de um domínio.

Mecanismos de condicionamento de tráfego presentes nos nós de egresso dos domínios DS garantem a conformidade das agregações de saída ao SLA interdomínio. Da mesma forma, outros mecanismos condicionamento localizados no nó de ingresso do domínio seguinte fiscalizam essa conformidade. Assim, ambos os domínios têm condições de se manter dentro do acordo estabelecido no SLA.

Para fornecer expectativas de serviços aos seus clientes, os mantenedores de domínios de Diferenciação de Serviços podem valer-se dos mecanismos discutidos ao longo deste capítulo. O PHBs oferecem uma garantia estatística às agregação de fluxos. Cabe ao domínio DS garantir que os recursos alocados são suficientes para atender aos fluxos individuais de seus clientes dentro dessa agregação. O PHB EF realiza uma alocação explícita de recursos para a sua agregação de fluxos e, por isso, deve ter um maior custo final para o cliente. O PHB AF oferece garantias estatísticas de banda passante e seus mecanismos de gerenciamento ativo de filas visam controlar fluxos adaptativos. Esse serviço pode ser oferecido com um custo menor aos clientes.

A convivência de ambos os PHBs em um mesmo domínio é possível e pode ser realizada como na figura 2.11. A fila dedicada à agregação EF recebe tratamento prioritário, no caso de escalonamento por PRR, ou uma fatia do enlace de saída que não viole a definição do PHB EF, no caso de escalonamento por WRR. No caso de WRR, a fila AF recebe o restante do enlace de saída. A diferenciação na fila AF é realizada pelo mecanismo de gerenciamento ativo de filas empregado, através de níveis diferentes de precedência para descarte e, possivelmente, cálculo diferenciado de médias de ocupação de fila para cada classe. O tráfego de melhor esforço, que não é atendido por nenhum PHB em especial e não possui qualquer expectativa de serviço, segue pela fila AF com o maior valor de precedência de descarte possível.

Um serviço que pode ser oferecido pela arquitetura de Diferenciação de Serviços é o tráfego diferenciado de pacotes de voz. Esse tráfego, que desponta nas aplicações multimídias em desenvolvimento, possui requisitos de QoS que raramente podem ser atendidos na Internet atual. A utilização de um domínio DS para oferecer uma discriminação aos fluxos de voz que permita a qualidade adequada é o objeto de estudo deste trabalho. No capítulo seguinte, são apresentados os parâmetros de QoS pertinentes à mídia voz e analisados os resultados de simulação de tráfego de voz sobre uma arquitetura de Serviços Diferenciados. Esses resultados refletem os serviços oferecidos tanto pelo PHB de Encaminhamento Expresso quanto pelo PHB de Encaminhamento Assegurado aos tráfegos de voz em um domínio de Diferenciação de Serviços.

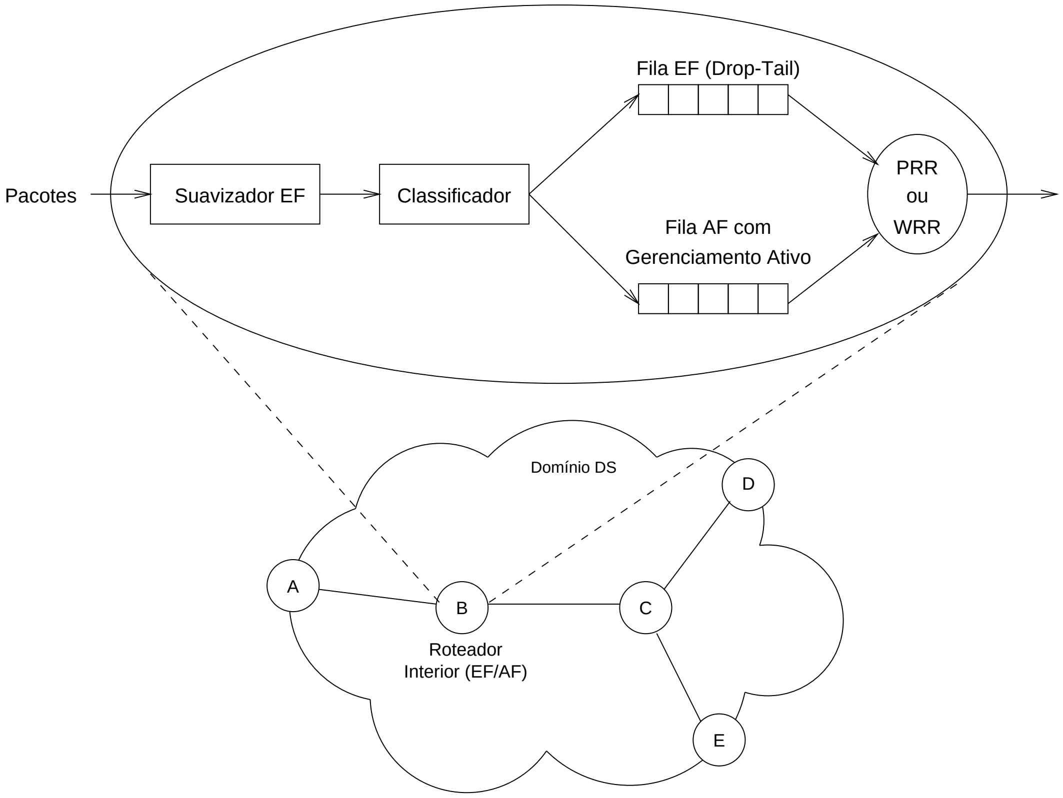


Figura 2.11: Implementação conjunta dos PHBs EF e AF.

Capítulo 3

Voz sobre Serviços Diferenciados

A FIM de analisar o desempenho de tráfegos de voz quando atravessando um domínio de Diferenciação de Serviços, diversas simulações foram realizadas. O comportamento desses tráfegos é avaliado para verificar o impacto dos mecanismos de Diferenciação de Serviço no atendimento dos requisitos desses tráfegos. O atendimento oferecido pelos PHBs de Encaminhamento Expresso e Encaminhamento Assegurado é discutido, assim como a influência mútua quando ambos são implementados simultaneamente no mesmo domínio de Diferenciação de Serviços. A seção 3.1 expõe a implementação da arquitetura de Diferenciação de Serviços na ferramenta de simulação. A seção 3.2 apresenta os requisitos da mídia de voz para obtenção de Qualidade de Serviço. Os modelos, parâmetros e topologias, juntamente com os resultados obtidos e suas análises são discutidos nas seções 3.3 e 3.4.

3.1 Infra-estrutura de Simulação

Para a realização das simulações propostas foi utilizada a ferramenta *NS-2* [62]. O *NS-2* é um simulador dirigido a eventos discretos desenvolvido para a pesquisa em redes de comunicação. Ele realiza uma abstração de nós e enlaces para a simulação de protocolos de rede. Sobre esta infra-estrutura, alguns algoritmos de roteamento utilizados na Internet são implementados. O *NS-2* implementa diferentes variações de protocolos da arquitetura TCP/IP, como o TCP e o UDP, e também fontes de tráfego, tais como as modeladas por distribuições *On-Off* e Pareto. Ele permite o acréscimo de novos módulos a sua infra-estrutura, possibilitando o desenvolvimento de extensões para áreas específicas. Esses módulos podem representar um protocolo, uma aplicação ou uma fonte de tráfego.

Uma extensão ao pacote básico do *NS-2* foi implementada para o suporte à simulação de Serviços Diferenciados. Essa extensão, na realidade, engloba a criação de diversos módulos independentes que implementam os mecanismos necessários à arquitetura de Diferenciação de Serviços e atualmente permanece em desenvolvimento no laboratório do Grupo de Teleinformática e Automação (GTA) da COPPE/UFRJ visando o acréscimo de novos mecanismos. A implementação de diferentes PHBs é realizada através da combinação de uma diversidade de mecanismos de classificação, marcação e escalonamento de pacotes e condicionamento de tráfego. Assim sendo, a extensão ao *NS-2* desenvolvida inclui mecanismos de:

- classificação de pacotes, tanto classificadores MF quanto BA (seção 2.1);
- escalonamento de pacotes, tais como filas com prioridade (PRR), *weighted round-robin* (WRR) e *weighted fair-queueing* (WFQ);
- condicionamento de tráfego, tais como suavizadores de tráfego (*shapers*) e policiadores;
- marcação de pacotes de acordo com perfis de tráfego (*profilers*);
- gerenciamento ativo de filas, tais como o RED genérico.

Todos estes mecanismos foram implementados em uma arquitetura de Diferenciação de Serviços de forma genérica, para que ela possa ser usada em diferentes configurações e topologias de rede. A combinação adequada desses ou de um subconjunto desses mecanismos pode criar um domínio de Diferenciação de Serviços. Uma parcela dos mecanismos de condicionamento de tráfego são implementados como variações do mecanismo *token bucket*. Os parâmetros associados a esse mecanismo são: a profundidade do balde e a taxa de reposição de créditos (*tokens*). A atitude em relação a existência ou não de créditos disponíveis no balde quando um novo pacote chega, determina o tipo de mecanismo de condicionamento. Por exemplo, a existência de créditos suficientes para o pacote recém-chegado permite que este seja encaminhado adiante na rede. A falta de créditos pode causar o seu descarte ou remarcação no caso de um policiador, ou enfileiramento até a disponibilização de novos créditos, no caso de um suavizador de tráfego.

A combinação dos módulos implementados e dos já existentes no pacote básico do *NS-2* permite a simulação de um ambiente de Diferenciação de Serviços capaz de suportar o transporte de tráfegos de voz. Para avaliar o desempenho desses tráfegos de voz, o estabelecimento de algumas métricas é necessário. A próxima seção discute os parâmetros de qualidade para transmissão da mídia voz.

3.2 Qualidade de Serviço para Voz

Nos últimos anos, a possibilidade de prover serviços telefônicos em larga escala pela Internet despertou grande interesse da comunidade científica. A telefonia IP ou telefonia Internet [63] promete ser o último passo para uma infra-estrutura telefônica completamente baseada em pacotes e marca a convergência da tradicional indústria de telecomunicações e da comunidade Internet. Diferentes arquiteturas para alcançar esse objetivo em termos de gerenciamento de recursos, sinalização das chamadas e compatibilidade com o sistema telefônico existente estão em discussão [64, 65, 66, 67]. O presente trabalho avalia em como a arquitetura de Diferenciação de Serviços pode atender a tráfegos de voz com qualidade.

Os parâmetros de QoS relevantes para o tráfego de voz, incluindo a telefonia Internet, são o atraso, a variação deste atraso (*jitter*) e a taxa de perda de pacotes. Esses parâmetros refletem a continuidade de um fluxo de voz. A voz é normalmente amostrada à taxa de 8000 Hz. Se for usado um octeto para codificar cada amostra, a taxa de geração de dados para o fluxo de voz é de 64 kbps ou 8000 bytes por segundo. Se todas as amostras no período de tempo ΔT forem agrupadas em um pacote, a relação entre o tamanho do pacote de voz e período de amostragem ΔT

é fornecida pela equação 3.1. Como a cada período ΔT um novo pacote de voz é gerado, ΔT é chamado de período dos pacotes de voz. O tamanho de ΔT pode influenciar no atraso total, pois um maior ΔT corresponde a um atraso médio maior entre o momento de captação do sinal de voz e a geração do pacote que transporta a amostragem deste sinal. Ao longo das simulações deste trabalho foi considerado um ΔT de 72 ms, que corresponde a um pacote para o tráfego de voz de 576 octetos.

$$tamanho\ do\ pacote = 8000\ .\ \Delta T \tag{3.1}$$

A reprodução da mídia voz com qualidade pode tolerar a perda de alguns pacotes. Logo, para a manutenção da qualidade de reprodução da voz, uma taxa de perda de pacotes relativamente baixa deve ser buscada. Outro fator importante é o número máximo de pacotes consecutivos perdidos em um fluxo de voz. Esse fator está diretamente relacionado com o maior período durante o qual a voz é perdida. Para um fluxo de voz, em [68] é considerado aceitável uma taxa de perda de pacotes de até 21% e um número máximo de 2 pacotes consecutivos perdidos.

Dada a natureza de interatividade do serviço telefônico, o atraso é o fator mais crítico [68]. O atraso do fluxo de voz na Internet consiste de três componentes: atraso de geração do pacote, o atraso de propagação e o atraso em filas. No caso de haver codificação e decodificação, também há o atraso referente a estas operações que é estimado em 25 ms [12]. O atraso de geração é o tempo necessário para amostrar a voz e gerar um pacote de voz que contenha a representação desta amostra e está ligado ao período do pacote de voz ΔT. O atraso de propagação representa o tempo de transmissão dos pacotes nos enlaces da rede e será o mesmo para todos os pacotes. O atraso em filas engloba o tempo gasto pelo pacote de voz aguardando o seu encaminhamento nos nós intermediários da rede. O atendimento diferenciado nos nós intermediários pode diminuir o tempo gasto em filas pelos pacotes de voz e, conseqüentemente, o atraso total do fluxo de voz. Em [69], é classificada a viabilidade de operação das aplicações de voz em função do atraso em um sentido dos fluxos de voz. Essa classificação está reproduzida na tabela 3.1.

Tabela 3.1: Viabilidade das aplicações em função do atraso da voz em um sentido.

Atraso da Voz	**Viabilidade**
até 150 ms	Aceitável para a maioria das aplicações
entre 150 e 400 ms	Aceitável se os usuários estiverem conscientes do impacto do atraso na interatividade das aplicações
mais de 400 ms	Inaceitável para a manutenção de interatividade

Para a manutenção de interatividade com qualidade em uma conversação, o retardo fim-a-fim do tráfego de voz em um sentido deve estar, idealmente, abaixo de 150 ms. No entanto, consideramos aceitável um atraso de até 250 ms pressupondo que o usuário aceite uma menor qualidade desde que associada a uma tarifa menor. Para ligações internacionais, com enlaces de satélite, é aceitável um atraso de até 600 ms. Uma baixa variação no retardo (*jitter*) também é importante, pois diminui a quantidade de *buffers* nos receptores, necessários para compensar estas variações [70].

3.3 Voz em Encaminhamento Expresso

O objetivo desta primeira seqüência de simulações é avaliar a transmissão de voz através de um domínio de Diferenciação de Serviços que implementa o PHB de Encaminhamento Expresso. Nas simulações realizadas são avaliadas tanto fontes com taxa de transmissão constante (*Constant Bit Rate* - CBR) quanto fontes do tipo atividade-silêncio (*On-Off*), ambas comumente utilizadas para a modelagem de fontes de voz. Para a modelagem de tráfegos de voz, fontes CBR de 64 kbps representam 8000 amostras por segundo do sinal de voz, cada uma codificada por 8 bits, como descrito na seção 3.2. As fontes *On-Off* representam a mesma situação, porém com supressão da ausência de sinais de voz (silêncio).

Nesta seção, é enfocado o desempenho do PHB de Encaminhamento Expresso no transporte de tráfegos de voz CBR e *On-Off*. A análise, de ambos os casos, inclui os diferentes algoritmos que podem implementar o serviço EF, a influência do número de fluxos presentes e quão eficientemente cada tipo de tráfego utiliza uma alocação extra de banda passante. Os resultados descritos nesta seção englobam aqueles publicados em [71, 72].

3.3.1 Topologia e Modelo de Simulação

A topologia de simulação adotada nesta seção está apresentada na figura 3.1. Ela representa uma situação onde fontes F_i estão conectadas a um domínio DS por enlaces de 10 Mbps. Os roteadores de ingresso ou egresso no domínio estão hachurados. O interior do domínio DS simulado é formado por nós interligados por enlaces de 2,048 Mbps, 10 Mbps e 100 Mbps. O "gargalo"do domínio é o enlace de 2,048 Mbps, que representa um enlace ponto a ponto E1 de longa distância. Os nós de destino D_i estão conectados ao domínio DS por enlaces de 10 Mbps. Nas simulações realizadas, a reserva de banda passante em todos os enlaces para a agregação de fluxos EF é mantida inicialmente em 512 kbps. Esta alocação representa 25% do enlace de 2,048 Mbps, que é o gargalo do domínio DS simulado. O restante é destinado ao tráfego de melhor esforço.

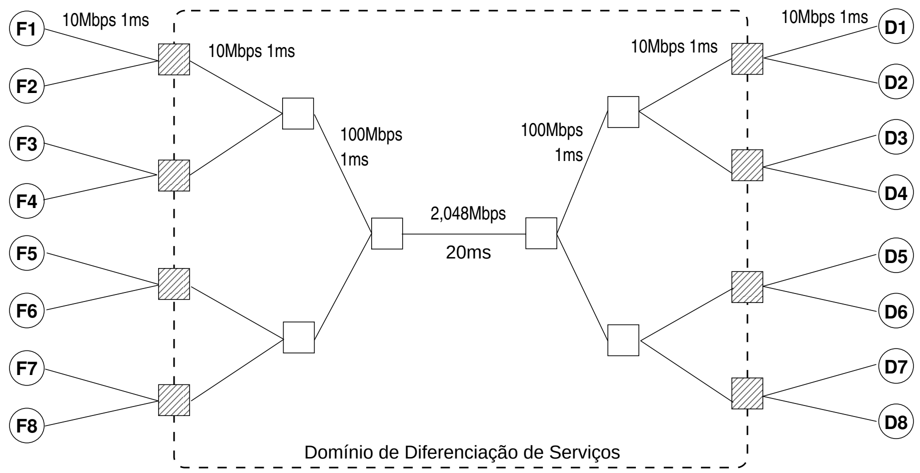


Figura 3.1: Primeira topologia de simulação.

3.3.2 Tráfego Monitorado

As simulações realizadas envolvem fontes CBR ou *On-Off* para a modelagem do tráfego de voz, configuradas como descrito a seguir. Quando as fontes *On-Off* estão no estado de atividade (*On*), é gerado um tráfego de voz a uma taxa de pico de 64 kbps. Os períodos de atividade são determinados por uma variável aleatória com distribuição exponencial de média 400 ms. Os períodos de silêncio (*Off*) também são exponencialmente distribuídos em uma varíavel aleatória de média 600 ms. Estes valores resultam em uma taxa média para o tráfego *On-Off* de 25,6 kbps. As fontes CBR utilizadas possuem taxas de 64 kbps com uma variação de +10% ou -10% deste valor. Fontes desse tipo são conhecidas como fontes CBR com variação de retardo (*jittered CBR sources*) [46]. Fontes como essa representam de forma mais realista uma implementação de uma fonte CBR por software, onde devido ao escalonamento dos processos na máquina que a executa, há pequenas variações em sua taxa de transmissão nominal. Em todos os fluxos, CBR ou *On-Off*, os pacotes utilizados possuem tamanho de 576 octetos como em [44].

Toda fonte (CBR ou *On-Off*) localizada no nó F_i envia pacotes ao nó D_i. As fontes são sempre distribuídas uniformemente pelos nós F_i. Para preencher o restante da banda passante, um tráfego de melhor esforço é gerado por 8 conexões FTP ativas durante todo o período de simulação. Essas conexões interligam, respectivamente, as fontes F_1 a F_8 aos destinos de D_1 a D_8. O tamanho dos pacotes dos trafégos FTP é de 1500 octetos.

O tráfego em rajadas gerado pelas fontes CBR variáveis e pelas *On-Off* é suavizado na interface de saída do nó onde a fonte está localizada. A suavização é realizada por um algoritmo do tipo *token bucket*, onde a profundidade do balde é mantida nas simulações em 576 octetos, o equivalente a 1 pacote. O *buffer* do suavizador é suficientemente grande para que não ocorram perdas de pacotes devido a sua escassez. A taxa de renovação dos créditos no balde é variada conforme o número de fluxos EF presentes na simulação, visando não ultrapassar a fatia de 512 kbps alocada à agregação EF. Os resultados apresentados nesta seção são obtidos de uma fonte EF de referência localizada no nó F_1 que transmite para um destino no nó

D_1. Em todas as simulações, o atraso dos pacotes é o retardo devido à permanência em filas apresentado pelos pacotes desse fluxo de referência. O *jitter* é obtido como descrito na equação 2.1. Além do valor médio destes parâmetros, mostra-se também os percentis de pacotes 50 e 95. Por exemplo, se o atraso de um determinado tráfego possuir um percentil 90 igual a 57 ms, isto significa que 90% dos pacotes deste tráfego possuem atraso menor ou igual a 57 ms. Nenhum pacote da agregação EF foi perdido em todas as simulações desta primeira seqüência.

3.3.3 Comparação entre PRR e WRR

Na seção 2.2 foi destacado que o PHB EF pode ser implementado pelos mecanismos de escalonamento de fila PRR ou WRR. O primeiro estudo realizado compara ambas as implementações transportando tráfegos CBR ou tráfegos *On-Off* na agregação EF. São 8 fluxos CBR de 64 kbps com variação de +10% a -10% preenchendo a fatia de 512 kbps de banda passante requisitada para reserva no domínio DS. Essas fontes CBR têm seus suavizadores de tráfego configuradas com taxa de reposição de créditos em 64 kbps. No caso de fontes *On-Off*, são adotadas 20 fontes com a taxa de reposição de créditos de seus suavizadores fixada em 25,6 kbps, que é o valor médio da taxa de transmissão destas fontes. Os suavizadores de ambas as fontes têm a capacidade do balde estabelecida em 1 pacote (576 octetos). A razão r de serviço-chegada foi mantida em 1,06. Dessa forma, são efetivamente reservados 542,72 kbps para a agregação EF. Para um estudo de alta carga, ao invés de 8 fluxos FTP é adotada uma fonte CBR com taxa de 1,505 Mbps (2,048 Mbps - 1,06 x 512 kbps), que ocupa toda a sua porção do enlace de gargalo permanentemente.

Os atrasos médios e percentis de pacotes 50 e 95, com o intervalo de confiança 90%, apresentados pelos tráfegos CBR e *On-Off* nas duas implementações estão mostrados na tabela 3.2 e os valores de *jitter* correspondentes na tabela 3.3. A figura 3.2 ilustra esses resultados. Deve-se ressaltar que apenas o atraso entre a entrada e a saída do domínio é considerado. O atraso introduzido pelos suavizadores não é considerado, pois esse condicionamento está sendo realizado nas estações e o objetivo do trabalho é estudar o efeitos causados pelo domínio de Diferenciação de Serviços. A implementação do PHB EF por fila prioritária apresenta um baixo retardo tanto para tráfegos CBR quanto *On-Off*. O atraso de todos os pacotes nesse caso está situado em uma estreita faixa de variação, pois quando há pacotes na fila prioritária, estes são transmitidos em detrimento das demais filas. Esses pacotes somente sofrem algum retardo em filas quando há a presença de outros pacotes componentes da agregação EF na mesma fila e pelo escalonamento não ser preemptivo. O *jitter* é bastante baixo na implementação por PRR para tráfegos CBR. A implementação por PRR mantêm-se como o melhor caso para fluxos CBR ou *On-Off*.

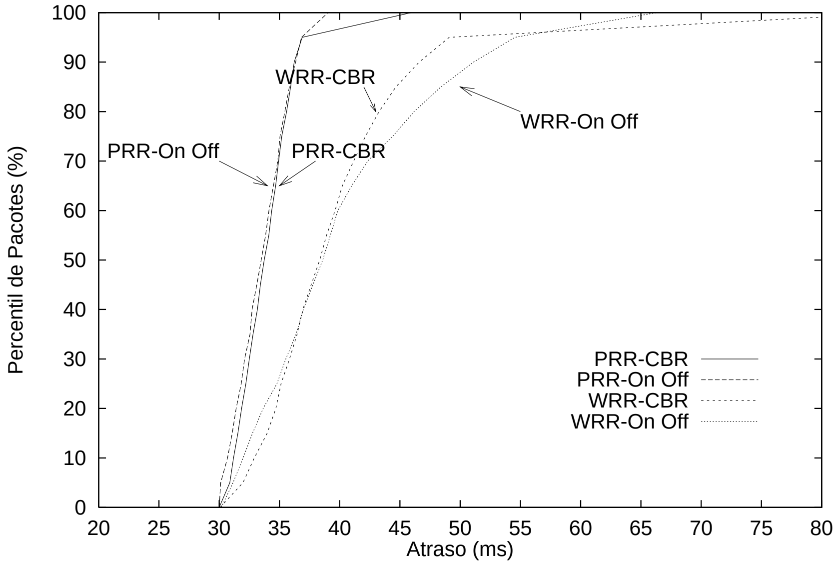
Tabela 3.2: Atraso para tráfegos CBR e *On-Off*.

			Percentil de Atraso (ms)	
		Atraso Médio (ms)	50	95
PRR	CBR	33,7731 ± 0,3014	33,72 ± 0,35	36,88 ± 0,26
	On-Off	33,4887 ± 0,2500	33,48 ± 0,41	36,82 ± 0,47
WRR	CBR	39,1818 ± 2,5377	38,32 ± 2,23	49,06 ± 4,53
	On-Off	40,0684 ± 2,3063	38,52 ± 2,15	54,46 ± 6,04

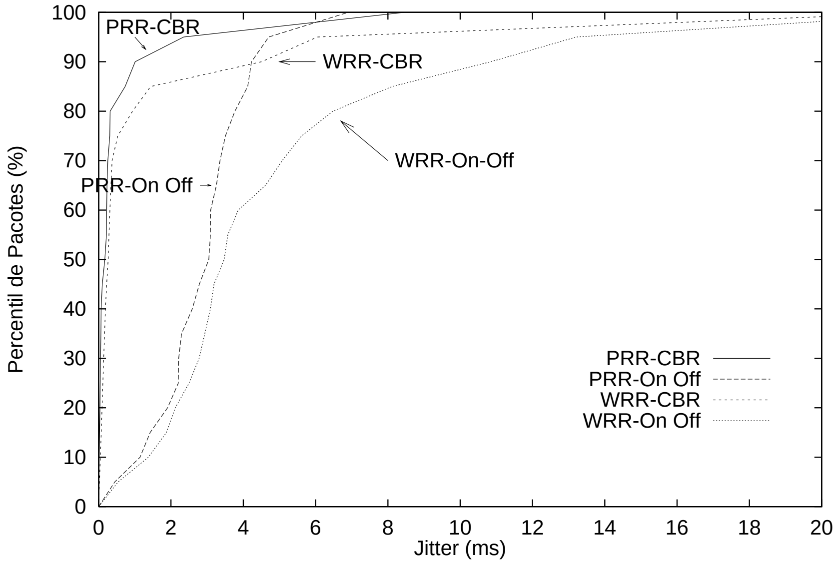
Tabela 3.3: *Jitter* para tráfegos CBR e *On-Off*.

			Percentil de *Jitter* (ms)	
		Jitter Médio (ms)	50	95
PRR	CBR	0,4609 ± 0,0314	0,16 ± 0,05	2,35 ± 0,21
	On-Off	2,7883 ± 0,2659	3,04 ± 0,21	4,70 ± 0,23
WRR	CBR	0,9723 ± 0,1416	0,22 ± 0,04	6,04 ± 0,05
	On-Off	4,7190 ± 0,9685	3,44 ± 0,46	13,20 ± 4,39

A implementação do PHB EF por WRR mostra um atraso maior. Isso se explica pelo fato de que existe uma fatia de serviço garantida ao tráfego que não pertence à agregação EF. Ou seja, os pacotes pertencentes à agregação EF, em alguns casos, devem aguardar o momento de sua fila ser servida. Até 60% dos pacotes do tráfego



(a) Atraso (ms)



(b) *Jitter* (ms)

Figura 3.2: Comparação dos tráfegos CBR e *On-Off*.

On-Off possuem atraso menor que os pacotes do tráfego CBR. No entanto, acima do percentil 60 o desempenho do tráfego CBR é melhor. Esse comportamento reflete-se em um valor de *jitter* bem maior apresentado pelo tráfego *On-Off*.

Os novos roteadores comercializados atualmente já possuem o algoritmo de escalonamento de filas WRR implementado [73, 74, 75]. Por isso, apesar desse algoritmo apresentar um pior desempenho comparada com o PRR, alternativas que possam melhorar seu desempenho merecem ser investigadas. Nas simulações seguintes serão propostas modificações em alguns parâmetros de simulação e o impacto destas mudanças sobre o desempenho da implementação do PHB EF por WRR será analisado.

3.3.4 Variação do Número de Fluxos *On-Off*

A próxima simulação investiga se a diminuição do número de fluxos *On-Off* pode diminuir o atraso e o *jitter* deste tráfego em uma implementação do PHB EF por WRR. Nessa simulação, a banda passante não alocada à agregação EF é preenchida pelas 8 fontes FTP descritas na subseção 3.3.2. A taxa de reposição de créditos no suavizador de tráfego é reconfigurada de modo que a agregação EF permaneça a uma taxa de 512 kbps, a fatia do enlace de gargalo alocada à agregação EF. O número de fluxos é variado de 8 fluxos *On-Off*, com taxa de reposição estabelecida em 64 kbps, até 20 fluxos *On-Off*, com taxa de reposição em 25,6 kbps. A capacidade de créditos nos suavizadores permanece em 1 pacote, ou seja, 576 octetos. As tabelas 3.4 e 3.5 apresentam os resultados para o atraso e o *jitter*, respectivamente, acompanhados do intervalo de confiança 90%. O resultado obtido para o tráfego CBR com 8 fluxos está colocado na última linha de cada tabela para facilitar a comparação. A figura 3.3 mostra as curvas correspondentes.

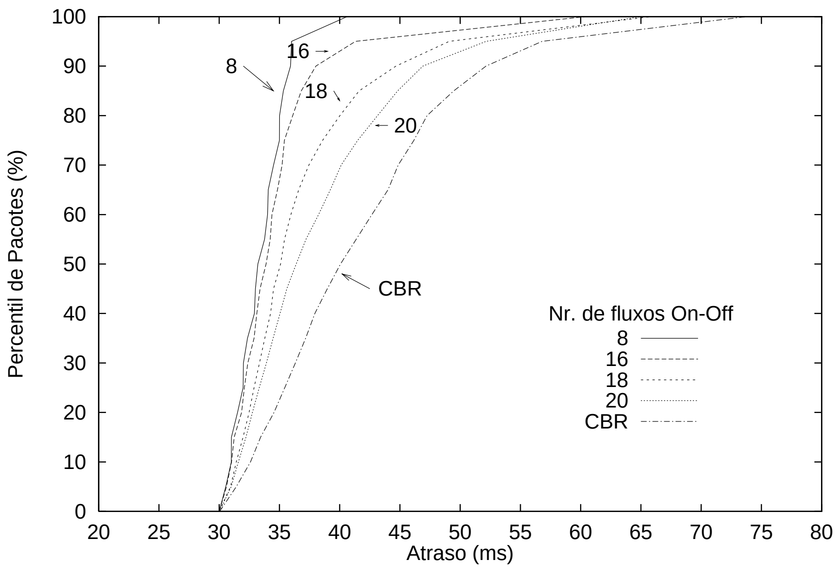
O resultado dos 20 fluxos *On-Off* e dos 8 fluxos CBR é melhor do que o obtido na subseção anterior. Deve-se ressaltar que nesta simulação o tráfego complementar é realizado pelas 8 fontes FTP. Isto justifica a melhora no desempenho, pois ao perder pacotes as conexões FTP diminuem suas taxas de transmissão e as aumentam progressivamente até uma nova perda. Esse comportamento faz com que a ocupação do

Tabela 3.4: Atraso variando-se o número de fluxos *On-Off*.

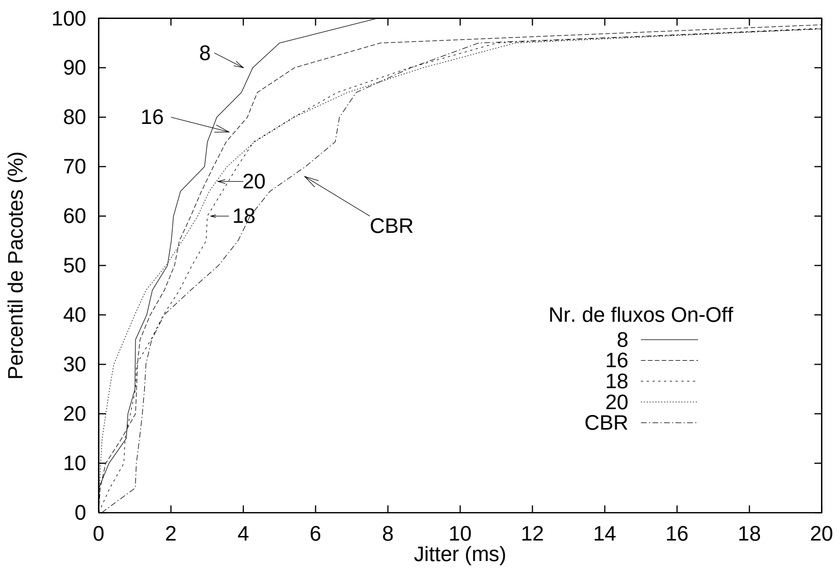
Número de fluxos *On-Off*	Atraso Médio (ms)	Percentil de Atraso (ms) 50	95
8	33,3362 ± 0,0495	33,20 ± 0,15	35,80 ± 0,43
16	34,4045 ± 0,6982	33,82 ± 0,30	41,28 ± 2,46
18	36,6979 ± 1,2321	35,08 ± 0,55	49,04 ± 5,74
20	38,1697 ± 1,1378	36,36 ± 0,96	52,13 ± 3,04
8 fluxos CBR	41,5348 ± 3,1448	40,04 ± 3,91	56,78 ± 1,82

Tabela 3.5: *Jitter* variando-se o número de fluxos *On-Off*.

Número de fluxos *On-Off*	*Jitter* Médio (ms)	Percentil de *Jitter* (ms) 50	95
8	2,0584 ± 0,0364	1,90 ± 0,21	5,04 ± 0,08
16	2,6817 ± 0,3282	2,08 ± 0,17	7,78 ± 1,24
18	3,5058 ± 0,6500	2,56 ± 0,48	10,98 ± 1,93
20	3,1546 ± 0,2579	2,34 ± 0,09	11,46 ± 1,29
8 fluxos CBR	4,0460 ± 0,5584	3,29 ± 1,47	10,50 ± 0,34



(a) Atraso (ms)



(b) *Jitter* (ms)

Figura 3.3: Variação do número de fluxos *On-Off*.

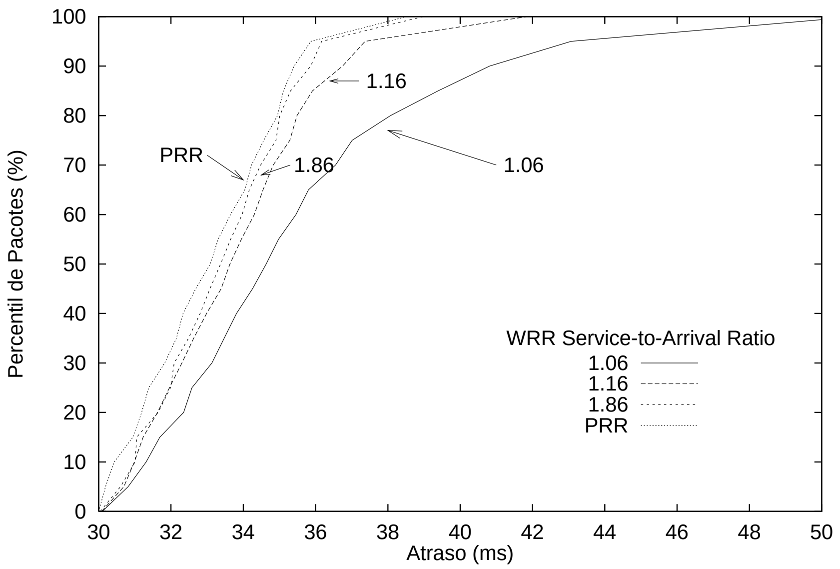
enlace de gargalo pelo tráfego complementar varie, não havendo 100% de ocupação como na subseção anterior.

O desempenho apresentado pelo fluxo *On-Off* de referência melhora gradativamente com a diminuição da quantidade de fluxos, mesmo aumentando-se a taxa de reposição de créditos nos suavizadores de tráfego de cada fonte.

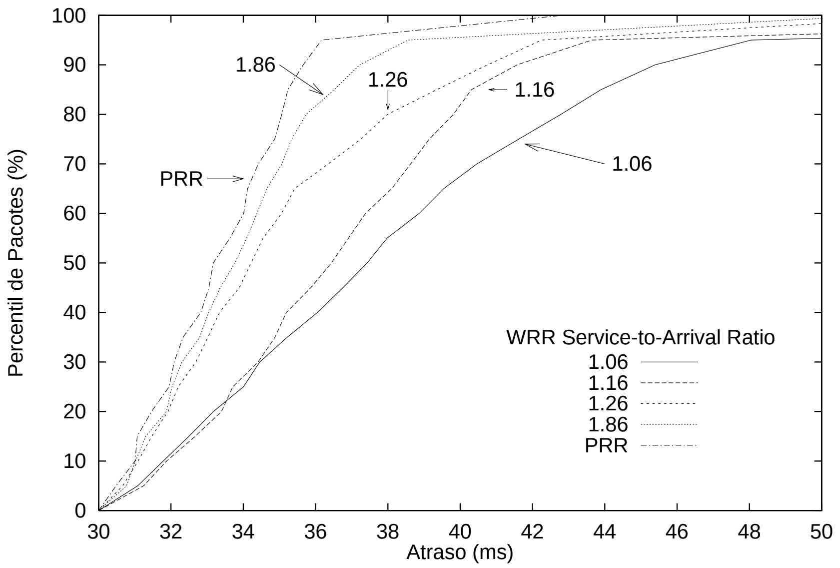
3.3.5 Variação da Razão Serviço-Chegada

No terceiro cenário de simulação estuda-se o efeito da variação da razão r de serviço-chegada (equação 2.2) no atraso, dentro do domínio DS, dos tráfegos CBR e *On-Off*. Quando a razão r é aumentada, aumenta-se a razão entre a banda passante efetivamente reservada e a solicitada ao domínio DS. Nesta simulação, o tráfego de melhor esforço também é gerado pelas 8 fontes FTP, como na subseção anterior. A razão serviço-chegada foi variada de 1,06 a 1,86. Logo, no último caso, a fatia do enlace de gargalo alocada à agregação EF é de 46,5%, o que representa aproximadamente 952 kbps. São duas simulações com agregações EF distintas atendidas por um serviço EF implementado por WRR. Na primeira simulação, o tráfego EF é composto por 20 fluxos *On-Off*, suavizados à taxa de 25,6 kbps. Na segunda, a agregação EF é formada por 8 fluxos CBR de 64 kbps, suavizados à taxa de 64 kbps. Mais uma vez os suavizadores possuem capacidade de créditos equivalente a 1 pacote (576 octetos). O objetivo desta simulação é verificar como cada um dos tráfegos reage a uma alocação extra de banda passante. As medidas para o atraso dos tráfegos *On-Off* e CBR estão mostradas nas tabela 3.6 com os intervalos de confiança 90% correspondentes. A figura 3.4 ilustra esses resultados. Também estão apresentados os dados correspondentes à implementação por PRR para que este seja uma referência de desempenho.

Como esperado, o aumento da razão r de serviço-chegada diminui o atraso de ambos os tráfegos. No entanto, o desempenho da agregação EF composta de fluxos *On-Off* melhora mais rapidamente do que a formado por fluxos CBR. O tráfego *On-Off* alcança com uma razão serviço-chegada de 1,16 desempenho próximo ao



(a) Tráfego *On-Off*



(b) Tráfego CBR

Figura 3.4: Variação da razão serviço-chegada.

Tabela 3.6: Atraso variando-se a razão serviço-chegada.

	r	Atraso Médio (ms)	Percentil de Atraso (ms) 50	95
On-Off	1,06	35,4070 ± 0,8957	34,60 ± 0,56	43,04 ± 2,81
	1,16	33,7323 ± 0,4449	33,62 ± 0,46	37,36 ± 1,67
	1,86	33,3564 ± 0,1440	33,34 ± 0,34	36,16 ± 0,34
	PRR	33,0304 ± 0,2831	33,08 ± 0,29	35,86 ± 0,19
CBR	1,06	38,2173 ± 1,9514	37,40 ± 2,29	48,02 ± 2,59
	1,16	36,7378 ± 3,1566	36,40 ± 3,41	43,62 ± 4,39
	1,26	35,0676 ± 1,3770	34,20 ± 0,80	42,20 ± 4,80
	1,86	33,9698 ± 0,4700	33,76 ± 0,27	38,53 ± 2,27
	PRR	33,2956 ± 0,1877	33,16 ± 0,29	36,16 ± 0,34

obtido quando utilizando o mecanismo PRR. A partir desse ponto, os valores medidos estabilizam-se. O desempenho do tráfego CBR aproxima-se gradualmente do alcançado quando utilizando o mecanismo PRR, mantendo-se ainda inferior com $r = 1,86$. Nos dois casos há um limite de desempenho estabelecido pela implementação do PHB EF por fila prioritária (PRR). Esse resultado indica que a adoção de uma reserva maior de recursos nos roteadores beneficia primordialmente a agregação EF formada por tráfegos *On-Off*. O ganho de desempenho da agregação EF formada por tráfegos *On-Off* em relação a composta por tráfegos CBR mostra um aproveitamento mais eficiente de recursos extras alocados.

3.4 Encaminhamento Expresso e Encaminhamento Assegurado

Nesta seção, é apresentada uma seqüência de simulações que objetiva avaliar o desempenho de fluxos de voz atravessando domínios que implementam a Diferenciação de Serviços através dos PHBs EF e AF. Nesta parte do trabalho é avaliada a interação dos dois PHBs quando implementados simultaneamente num mesmo domínio DS. Os resultados apresentados nesta subseção foram publicados em [76].

3.4.1 Topologia e Modelo de Simulação

A topologia de rede adotada nas simulações desta seção está representada na figura 3.5. Os nós numerados de 0 a 7 constituem um domínio de Diferenciação de Serviços e cada um deles é capaz de prover o PHB EF ou o PHB AF a uma determinada agregação de fluxos. Todos esses nós estão interligados por enlaces de 4,5 Mbps, com exceção do enlace de gargalo representado por um enlace de 384 kbps de longa distância. Os nós de 8 a 15 são as fontes cujos tráfegos devem ser tratadas diferenciadamente no interior do domínio DS. O tráfego gerado pelas fontes 8 e 9 compõem a agregação de fluxos EF. As fontes de 10 a 15 constituem a agregação de fluxos AF. Os nós de 16 a 34 contêm fontes de tráfego TCP, que formam o tráfego atendido pelo modelo de melhor esforço. As fontes de 8 a 34 enviam seus pacotes para os destinos nos nós numerados de 35 a 61, respectivamente. As medidas realizadas referem-se a um fluxo de referência EF, cujos pacotes são gerados no nó 8 e destinam-se ao nó 35, e um fluxo de referência AF, cujos pacotes são gerados no nó 10 e destinam-se ao nó 37.

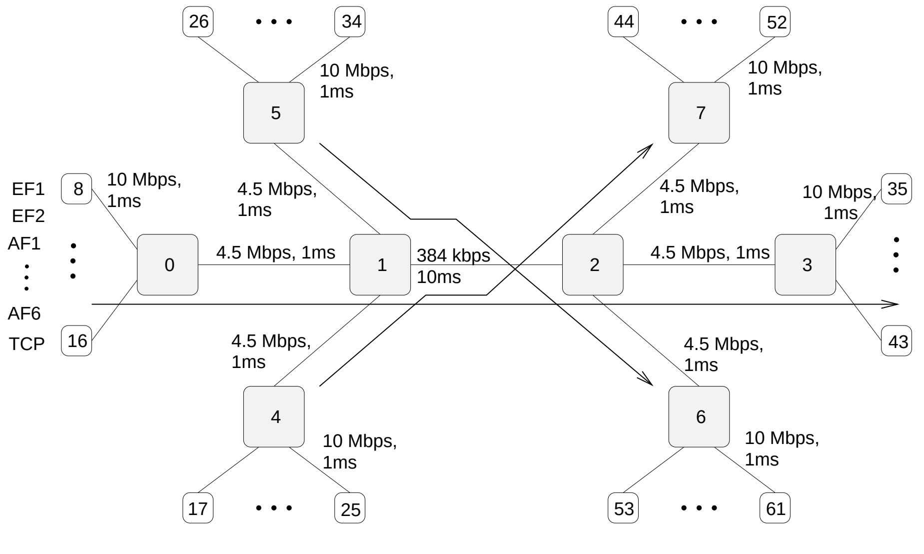


Figura 3.5: Segunda topologia de simulação.

As fontes, tanto EF quanto AF, geram tráfego de voz seguindo o modelo de atividade-silêncio (*On-Off*). O intervalo de atividade (On) de cada fonte é determinado por uma variável aleatória exponencialmente distribuída de média 400 ms, onde é gerado tráfego de voz a uma taxa de 64 kbps. Os períodos de silêncio (Off) também são exponencialmente distribuídos de acordo com uma variável aleatória de média 600 ms. Logo, a taxa média de transmissão destas fontes é de 25,6 kbps. Os pacotes gerados pelas fontes *On-Off* possuem 576 octetos. As fontes TCP utilizam a implementação do TCP-Reno que adiciona o mecanismo de recuperação rápida aos mecanismos de controle de congestionamento originais do TCP. O tráfego TCP é gerado por aplicações FTP ativas durante toda a simulação.

Cada nó do domínio DS contém duas filas (EF e AF-BE) atendidas por um escalonador de pacotes WRR ou PRR. A primeira é uma fila FIFO que recebe a agregação de tráfego EF. A outra é uma fila com gerenciamento ativo do tipo RIO ocupada pela agregação AF (tanto pacotes *IN* quanto *OUT*) e pelo tráfego de melhor esforço (BE). Todos os pacotes do tráfego de melhor esforço são marcados como *OUT*. No caso de um escalonamento do tipo PRR, a fila EF é tratada prioritariamente em relação à fila AF-BE. Ou seja, somente são enviados pacotes da fila AF-BE quando a fila EF se encontra vazia. No caso do escalonamento WRR, uma porção relativa da banda passante é alocada a cada uma das filas. A estrutura interna de um nó do domínio DS é mostrada na figura 3.6.

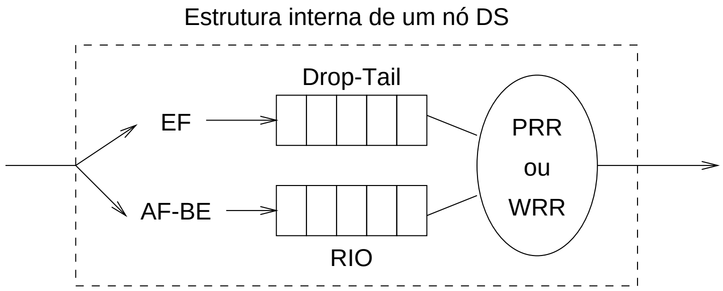


Figura 3.6: Estrutura interna de um nó DS.

3.4.2 Suavizadores

A agregação EF é constituída de dois fluxos oriundos dos nós 8 e 9. Como a taxa média de cada fluxo é de 25,6 kbps, a agregação possui 51,2 kbps de taxa média. Para a utilização da política de escalonamento de pacotes WRR, foi visto em [46] que se houver um equilíbrio exato entre a fatia de serviço WRR e o necessário à agregação EF no domínio DS, os resultados tornam-se instáveis. Jacobson *et al.* [46] sugerem a adoção de um fator de 1,06 entre a quantidade de banda passante solicitada pela agregação EF e a efetivamente reservada.

No caso da utilização do mecanismo de escalonamento WRR, um condicionamento do tráfego agregado EF na entrada do domínio DS pode ser necessário de acordo com a fatia de serviço a ser alocada a esta agregação. Para que a fatia reservada seja inferior à taxa de pico da agregação EF, esta agregação deve ser suavizada. A suavização permite por um lado controlar ou até mesmo eliminar as rajadas do tráfego agregado. Quando um mecanismo de *token bucket* é utilizado com esta finalidade, a profundidade do balde determina o tamanho máximo de rajada permitido. Utilizando-se uma profundidade equivalente a um pacote, as rajadas são totalmente eliminadas. Nesse caso, a fatia de serviço do WRR pode ser igual à taxa de reposição de créditos, ou seja inferior à taxa de pico. Quando um grande número de fluxos de voz compartilham os recursos, há a possibilidade de uma rajada acumulada sobrecarregar o gargalo, penalizando os demais tráfegos agregados. Além disso, a alocação pelo pico não permite o ganho estatístico no uso de fontes com taxa variável. No entanto, a suavização incorre num atraso adicional dos pacotes retidos no *buffer* de suavização. No caso da profundidade do balde ser maior do que o equivalente ao tamanho de um pacote, a fatia de serviço do WRR deve ser igual à soma das taxas de pico individuais. Sendo o mecanismo de escalonamento WRR do tipo conservativo (*work-conserving*), nos momentos de inatividade do tráfego EF as demais agregações utilizam a banda passante alocada a este tráfego. Com a limitação da rajada exercida pela profundidade do balde, limita-se o tempo máximo que a agregação EF utiliza a fatia de serviço a ela alocada.

Quando se utiliza o mecanismo de escalonamento PRR, a presença de rajadas não causa a violação da definição do serviço EF, desde que a taxa de pico da agregação seja inferior a capacidade do enlace de saída. Como discutido anteriormente, os recursos para o atendimento dessas rajadas são utilizados em detrimento das demais agregações. A utilização de um suavizador para controlar o tamanho dessas rajadas permite limitar o atraso sofrido pelas demais agregações.

Com o objetivo de estudar o atraso introduzido por um suavizador de tráfego que atue sobre uma agregação de fluxos, uma primeira simulação foi realizada. A suavização do tráfego agregado EF é implementada por um mecanismo de *token bucket*, associado a um *buffer*, localizado na entrada do domínio DS. Nesta simulação, as rajadas do tráfego de voz são totalmente suprimidas configurando-se a profundidade do balde em 4608 bits (1 pacote). A figura 3.7 apresenta o atraso médio e os percentis 95 e 99 do atraso introduzido pelo suavizador em função da taxa de reposição de créditos no balde. Os intervalos mostrados correspondem ao intervalo de confiança 90%. Os resultados mostram que a partir de uma taxa de reposição superior a 104 kbps no suavizador agregado, o atraso de 99% dos pacotes é inferior a 250 ms.

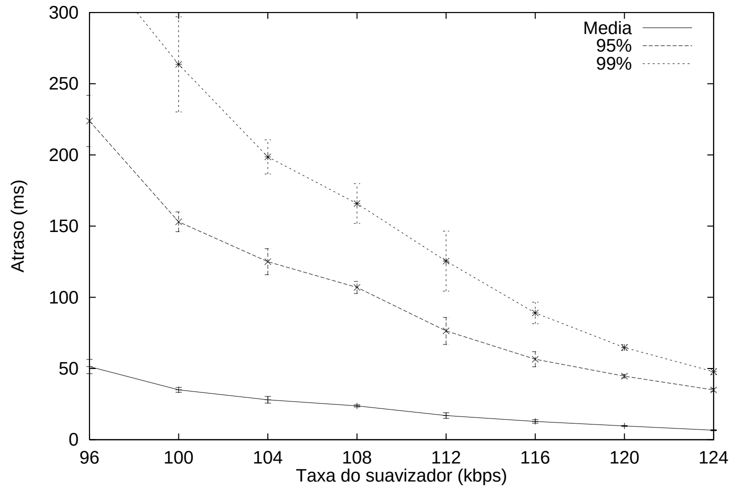


Figura 3.7: Variação da taxa de reposição de créditos no suavizador de tráfego agregado.

Em uma segunda simulação, é utilizado um suavizador com a profundidade do balde igual a soma do tamanho médio da rajada de cada uma das fontes de tráfego

EF. O tamanho médio da rajada de cada fonte EF equivale ao número de bits transmitidos no intervalo de atividade (25600 bits). Quando uma taxa superior à 80 kbps é utilizada, o atraso introduzido pelo suavizador é praticamente igual a zero.

3.4.3 Marcadores

Os pacotes gerados pelas seis fontes AF são marcados de acordo com um perfil de serviço contratado. Essa tarefa é realizada por marcadores (*profilers*) presentes nas próprias fontes ou na entrada do domínio DS. No primeiro caso, um policiador da agregação AF deve ser responsável pela remarcação de pacotes quando a taxa agregada AF excede a soma dos perfis individuais. Neste trabalho, os marcadores são implementados também por um mecanismo de *token bucket* sem retenção de pacotes, onde os pacotes não conformes são marcados como OUT e imediatamente encaminhados. Esses marcadores estão localizados nas fontes e na entrada do domínio DS está localizado um policiador que atua sobre a agregação de fluxos AF. Os pacotes da agregação que não estiverem em conformidade com o perfil contratado pela agregação AF são remarcados como OUT e entram no domínio DS.

Os marcadores são configurados de forma que 90% do tráfego gerado pelas fontes AF sejam marcados como conformes. Os demais pacotes são marcados como OUT. O policiador na entrada do domínio DS é responsável pela remarcação de outros 2% do tráfego total. Para a obtenção da capacidade do balde do marcador que produz esse resultado, a seguinte simulação foi realizada. A taxa de reposição de créditos no balde foi mantida constante em 25,6 kbps, enquanto a capacidade do balde era variada entre 1 e 40 pacotes. A figura 3.8 ilustra esses resultados. Foi verificado que com uma capacidade equivalente a 71820 bits, 90% dos pacotes são marcados com IN. Estes resultados preliminares são utilizados na configuração dos marcadores de pacotes AF e do policiador empregados em todas as simulações posteriores. O policiador tem sua taxa de reposição de créditos fixada em 153,6 kbps e a capacidade de seu balde estabelecida em 430920 bits. Esses valores correspondem a 6 vezes a configuração individual de cada marcador associado a uma fonte AF.

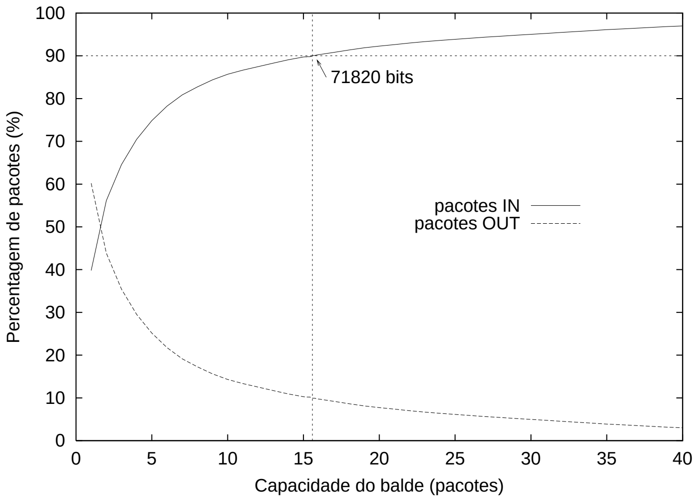


Figura 3.8: Marcação de pacotes em função da capacidade do balde.

3.4.4 Tráfego de Voz

Nesta subseção é avaliado o desempenho de fluxos de voz transportados pelos PHBs EF e AF, quando atuando em conjunto, através de um domínio DS. Considera-se que o domínio DS deve garantir aos fluxos de voz um atraso fim-a-fim aceitável máximo de 250 ms, atendendo também ao tráfego de melhor esforço, ainda que penalizado. O gerenciamento ativo da fila AF-BE é realizado pelo algoritmo RIO. A discriminação, em termos de descarte, dos pacotes *OUT* em relação aos pacotes *IN* é obtida pela configuração dos parâmetros do RIO descritos na subseção 2.4.3. Nas simulações realizadas, os roteadores do domínio DS implementam o algoritmo RIO com os parâmetros [4, 8, 0.002, 0.02][1] para os pacotes *IN* e [2, 4, 0.004, 0.1] para os pacotes *IN+OUT*. A escolha desses parâmetros foi feita de forma a discriminar os pacotes *OUT*, evitando a perda de pacotes *IN* em caso de congestionamento.

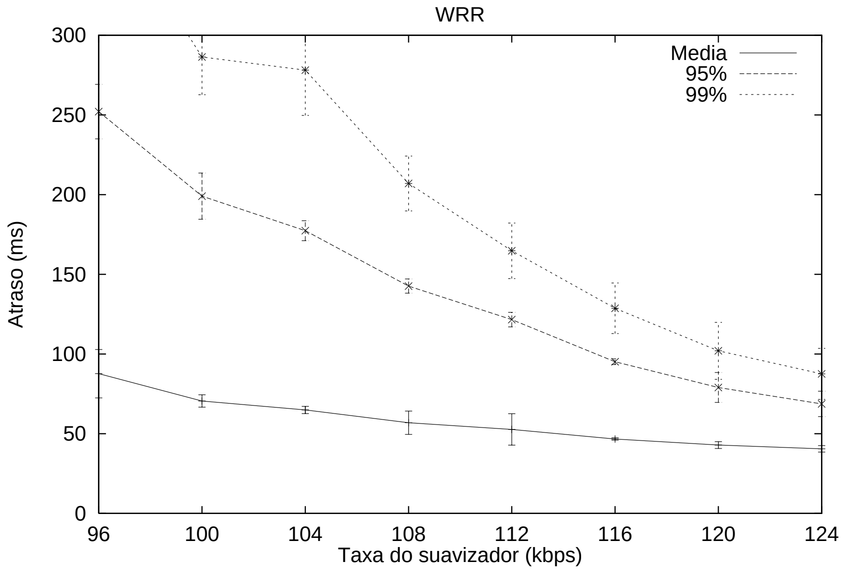
A variação da taxa de reposição de créditos do suavizador de tráfego da agregação EF implica na alteração das fatias de serviço alocadas a cada agregação no escalonador WRR do interior do domínio DS. Quanto maior essa taxa, maior deve ser a porção relativa de serviço do WRR para atendê-la, diminuindo assim a fatia alocada para o atendimento dos demais tráfegos, AF e melhor esforço. Por ex-

[1] $[min\_thresh, max\_thresh, q_{weight}, P_{max}]$

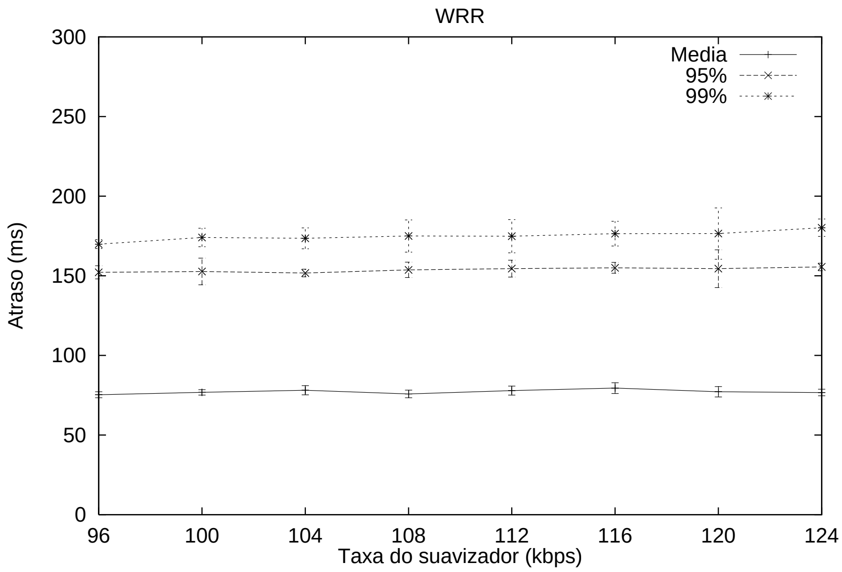
emplo, se a taxa de reposição de créditos utilizada no suavizador agregado é de 96 kbps, o que leva a uma reserva efetiva de 101,76 kbps, a fatia de serviço alocada à agregação AF-BE no enlace de gargalo (384 kbps) é de 282,24 kbps. O objetivo da próxima simulação é avaliar o atraso dos fluxos de voz dentro do domínio DS, tanto utilizando o serviço EF quanto o serviço AF. Esse atraso inclui o atraso introduzido pelo suavizador da agregação EF localizado na fronteira do domínio DS. As figuras 3.9(a) e 3.9(b) apresentam o atraso médio e o percentil 95 e 99 do atraso dos fluxos EF e AF de referência em função da taxa de reposição de créditos no suavizador para um escalonamento WRR, respectivamente.

O aumento da taxa de reposição de créditos no suavizador agregado diminui o atraso observado na implementação por WRR, pois os pacotes EF permanecem menos tempo retidos no *buffer* do suavizador. No entanto, este aumento leva a uma maior fatia de serviço WRR alocada para a agregação EF, o que diminui a alocação para as demais agregações. Nos gráficos das figuras 3.9(a) e 3.9(b), a taxa de reposição de créditos do suavizador é variada a partir do valor onde o atraso do suavizador para 95% dos pacotes é inferior ao requisito de 250 ms para o atraso fim-a-fim, como visto na figura 3.7. Essa variação na taxa de reposição de créditos do suavizador penalizou em somente 6,6% o percentil 99 do atraso do tráfego AF. Essa pequena variação se deve ao fato de que o número de fluxos EF não é suficiente para infringir uma maior penalização. Quanto maior for o número de fluxos EF, espera-se uma maior degradação do serviço oferecido ao tráfego AF.

Já na implementação por PRR, como os pacotes são encaminhados de forma prioritária no interior do domínio DS, os atrasos observados por estes pacotes são decorrentes somente da presença de outros pacotes EF na fila prioritária. O fluxo de voz atendido pelo serviço AF sofre um atraso maior na implementação por PRR, o que pode ser creditado às rajadas permitidas ao fluxo EF atendido prioritariamente. Porém, esse acréscimo no atraso não compromete a qualidade ofertada pelo PHB AF ao fluxo de voz. Os resultados correspondentes aos fluxo de referência EF e AF são mostrados na tabela 3.7. Também foi medido o *goodput* total obtido pelo tráfego de melhor esforço. O desempenho dos fluxos TCP, tanto na implementação por WRR quanto na implementação por PRR, é da ordem de 160,0 kbps.



(a) EF



(b) AF

Figura 3.9: Atraso dos tráfegos EF e AF no WRR.

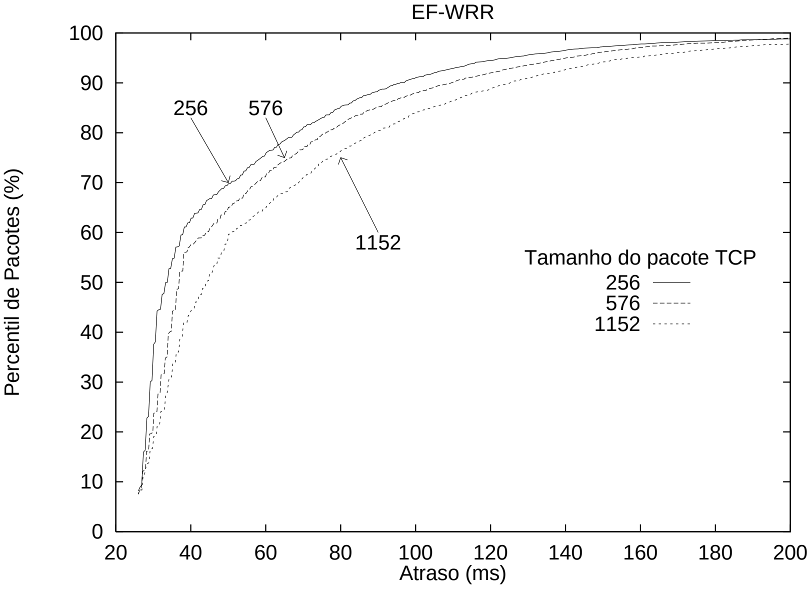
	Atraso Médio (ms)	Percentil de atraso (ms) 95	99
EF	33,9024 ± 0,6071	39,67 ± 0,49	46,13 ± 3,60
AF	90,0409 ± 2,4658	174,83 ± 5,48	204,20 ± 15,16

Tabela 3.7: Atraso do tráfego AF e EF no PRR.

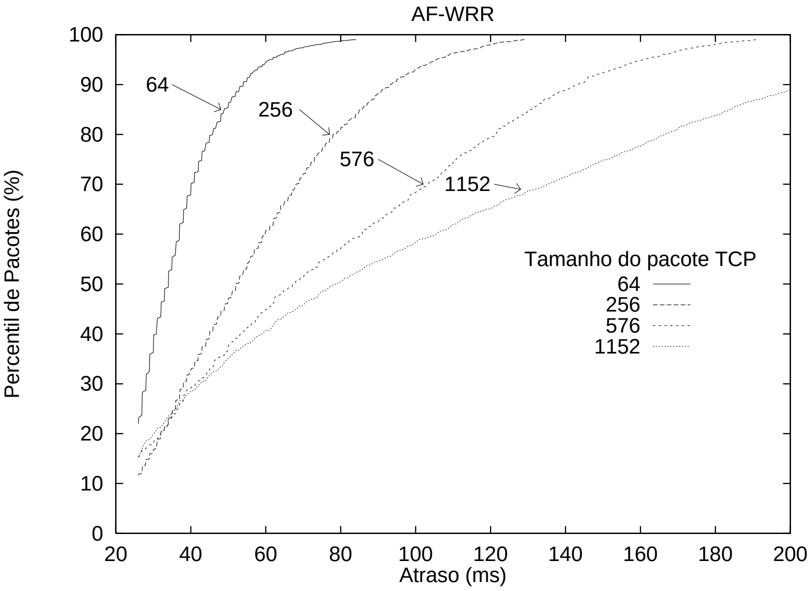
O enlace de gargalo utilizado no domínio DS pode suportar 6 chamadas telefônicas normais (64 kbps). Porém, com a arquitetura de Diferenciação de Serviços são suportadas 2 chamadas pelo serviço EF e 6 chamadas pelo serviço AF, num total de 512 kbps. Além dos tráfegos de voz, também são atendidos 19 fluxos TCP servidos pelo modelo de melhor esforço que podem alcançar um *goodput* total de 160 kbps, totalizando 672 kbps. Esses resultados mostram que um ganho estatístico em banda passante da ordem de 70% pode ser obtido em relação ao enlace de gargalo de 384 kbps. Pode-se verificar, que configurando-se adequadamente os recursos de cada serviço, pelo menos 99% dos pacotes de voz atendidos pelos dois serviços sofrem atrasos inferiores a 250 ms, que é o limite de atraso fim-a-fim para que a interatividade de uma conversação seja aceitável. O serviço prestado pelo Encaminhamento Expresso mostra-se melhor que o oferecido pelo Encaminhamento Assegurado para os tráfegos de voz, sendo este último aceitável desde que associado a uma tarifa reduzida.

Na simulação seguinte é investigada a influência do tamanho do pacote do fluxo de melhor esforço no atraso dos fluxos de voz atendidos pelos serviços de EF e AF, quando escalonados por WRR. A figura 3.10(a) mostra o percentil de atraso dos pacotes pertencentes à agregação EF para diferentes tamanhos de pacote do tráfego de melhor esforço. O resultado correspondente para o pacotes da agregação AF é apresentado na figura 3.10(b). O atraso dos fluxos AF é dependente do tamanho do pacote do tráfego de melhor esforço que compartilha a fila AF-BE.

A probabilidade de descarte do algoritmo RIO é aplicada no momento de chegada de um pacote. Quando um pacote é aceito na fila, seja *IN* ou *OUT*, este não pode ser mais descartado e não há o reordenamento de pacotes. Assim os pacotes presentes



(a) EF



(b) AF

Figura 3.10: Atraso dos tráfegos EF e AF em função do tamanho do pacote TCP.

na fila aguardam o encaminhamento de todos os pacotes à sua frente para serem atendidos. Quanto maior for o pacote do fluxo de melhor esforço, maior é o seu tempo de transmissão, o que acarreta um maior atraso para pacotes de voz AF presentes na fila. Pode-se notar que o atraso do tráfego EF não é significativamente influenciado pelo tamanho do pacote do tráfego de melhor esforço, pois a agregação EF possui uma fatia exclusiva de atendimento pelo escalonador WRR.

A influência do tempo de transmissão dos pacotes presentes na fila AF-BE também reflete-se no *jitter*. Essa influência é observada em função do número de pacotes presentes na fila AF-BE quando um novo pacote é aceito na fila. A figura 3.11 apresenta o *jitter* observado por um fluxo de voz AF atendido por um escalonador WRR. A taxa de reposição de créditos requisitada ao suavizador agregado é de 96 kbps. O tamanho do pacote TCP é de 576 octetos, o mesmo dos fluxos de voz AF. Pode-se verificar que grupos de pacotes possuem o mesmo *jitter*, o que é ilustrado pelos patamares presentes na figura 3.11. Os valores de *jitter* apresentados por estes grupos de pacotes estão espaçados por intervalos de 12 ms, equivalente ao tempo de transmissão de um pacote de 576 octetos a uma taxa de 384 kbps.

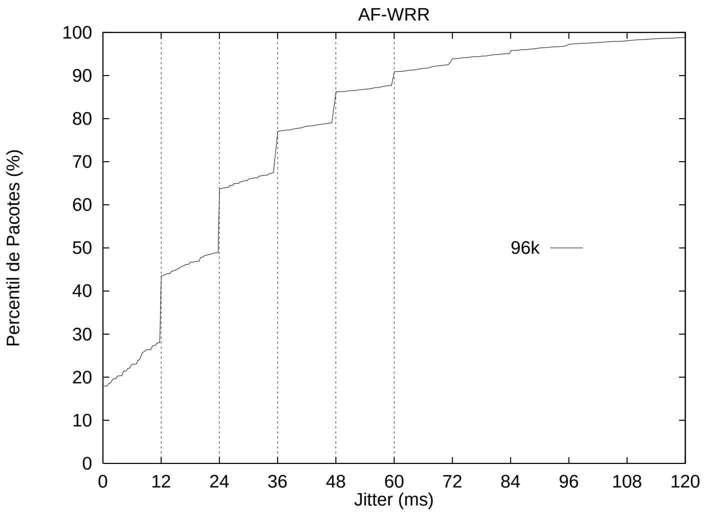


Figura 3.11: *Jitter* do tráfego AF.

Capítulo 4

Conclusão

NESTA dissertação foi apresentado um estudo sobre a utilização da arquitetura de Diferenciação de Serviços para o suporte de tráfegos de voz na Internet. A primeira seqüência de simulações enfocou a utilização do Encaminhamento Expresso para o transporte de tráfegos de voz em um ambiente de Diferenciação de Serviços na Internet. Tanto tráfegos modelados por fontes do tipo atividade-silêncio (*On-Off*) quanto por fontes CBR foram utilizados. Uma comparação foi realizada entre o atendimento prestado a ambos pela implementação do serviço EF por fila prioritária (PRR) ou *weighted round-robin* (WRR). A análise foi baseada na investigação do atraso fim-a-fim e na variação deste atraso (*jitter*) apresentados pelo tráfego na topologia adotada. Como mencionado, foi assumido que o atraso fim-a-fim deve manter-se dentro de um limite ideal de 150 ms para que a interatividade de uma conversação esteja assegurada. Em todas as simulações implementadas, os tráfegos *On-Off* e CBR atendidos pelo PHB EF obtiveram retardos em filas abaixo desse limite com uma margem significativa.

A presença de grandes valores para o *jitter* implica na necessidade de maior capacidade de armazenamento na interface do receptor. Por esse motivo, é interessante a manutenção de um baixo valor de *jitter*. No pior caso analisado (subseção 3.3.3), onde há alta carga no tráfego de melhor esforço, o *jitter* do tráfego *On-Off* utilizando a implementação por WRR permaneceu limitado em 13,2 ms para 95% dos pacotes e 17,4 ms para 99% dos pacotes. Considerando a taxa de pico do tráfego *On-Off*, de

64 kbps, um *jitter* de 17,4 ms representa uma capacidade de 139 octetos no *buffer* do receptor. Ou seja, um valor de *buffer* equivalente a um pacote (576 octetos) é suficiente. Este resultado evidencia o baixo *jitter* oferecido aos tráfegos pelo serviço de Encaminhamento Expresso. O uso de suavizadores para condicionar o tráfego nas interfaces de saída de suas fontes foi fundamental para a manutenção dos valores de atraso e *jitter* dentro de limites aceitáveis.

Os resultados indicam que a reserva de uma banda passante extra acima da solicitada pode ser aproveitada com mais eficiência por fluxos *On-Off* do que por fluxos CBR. O desempenho do primeiro melhora mais rapidamente do que o segundo com o aumento da razão entre o valor de banda passante reservado e o solicitado. Assim, para uma reserva extra equivalente, o ganho de desempenho é maior em tráfegos do tipo *On-Off*. Esse aumento de desempenho é limitado pelo desempenho apresentado pelo serviço EF quando implementado por fila prioritária. O estudo de alternativas para a melhoria de desempenho do serviço EF quando implementado por WRR justifica-se por este algoritmo estar implementado nos novos roteadores disponibilizados comercialmente [73, 74, 75]. Desta forma, a configuração adequada desses roteadores pode prover o comportamento proposto pelo Encaminhamento Expresso.

Uma segunda seqüência de simulações analisou o transporte de tráfegos de voz por um domínio de Diferenciação de Serviços que implementa tanto o PHB de Encaminhamento Expresso (EF) quanto o Encaminhamento Assegurado (AF). Também foi comparado o atendimento a esse tipo de tráfego quando a implementação do serviço EF é realizado por diferentes mecanismos de escalonamento de filas, tais como PRR e WRR. O efeito da adoção de cada um dos mecanismos sobre o serviço AF foi analisado. A influência do tamanho dos pacotes do serviço de melhor esforço no atraso e *jitter* dos pacotes de voz atendidos pelo PHB AF foi discutida. Como o tráfego EF possui uma fatia exclusiva do enlace de saída fornecida pelo mecanismo de escalonamento de filas WRR, ele ressente-se menos de uma variação no tamanho dos pacotes de melhor esforço. O tráfego AF compartilha uma fatia do enlace de saída com o tráfego de melhor esforço. Foi mostrado que pacotes maiores no tráfego de melhor esforço causam maiores atrasos ao tráfego AF, pois os pacotes AF aguardam mais tempo em filas enquanto os pacotes a sua frente são encaminhados aos seus destinos.

Os resultados também destacam a possibilidade de ganhos estatísticos de até 70% para o atendimento conjunto de tráfegos de voz e melhor esforço. O tráfego de voz transportado pelos Serviços Diferenciados EF e AF manteve seu atraso dentro do limite de aceitação (250 ms), enquanto o tráfego de melhor esforço também é atendido.

O serviço de Encaminhamento Expresso mostrou-se mais adequado para o transporte de voz, oferecendo um serviço de melhor qualidade e garantindo um atraso sempre menor do que o oferecido pelo Encaminhamento Assegurado. O objetivo da concepção do PHB de Encaminhamento Assegurado é a garantia de banda passante e este baseia-se na colaboração dos fluxos e, conseqüente adaptação dos fluxo ativos à situação momentânea de congestionamento. Como fluxos de voz utilizam o UDP para seu transporte, estes não atendem a notificações implícitas de congestionamento, mantendo a sua taxa de transmissão. A utilização do Encaminhamento Assegurado para tráfegos de voz apresenta atrasos maiores em relação aos obtidos pelo tráfego atendido pelo Encaminhamento Expresso, pois há o convívio com pacotes de melhor esforço na mesma fila. A Diferenciação de Serviços é realizada pelo gerenciamento ativo de filas. O Encaminhamento Expresso requer uma alocação explícita de recursos da rede para a manutenção de sua definição. Logo, este é um serviço de alto custo que oferece alta qualidade. No entanto, o Encaminhamento Assegurado pode oferecer um serviço com uma qualidade menor associado a um custo menor, o que pode torná-lo uma opção atraente.

Como sugestões para trabalhos futuros, pode-se destacar:

- a simulação com um número mais abrangente de topologias, eventualmente utilizando uma ferramenta para a geração destas topologias;
- o transporte de um número maior de fluxos de voz para a avaliação da escalabilidade da arquitetura;
- a adoção e a avaliação das propostas de marcação mais justa de pacotes e de

mecanismos de suavização adaptativos;

- a utilização de outras políticas de escalonamento de pacotes, que mantenham uma maior justiça entre as fatias mesmo com pacotes de tamanhos distintos.

Referências Bibliográficas

[1] SHENKER, S. Fundamental design issues for the future Internet. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications, v. 13*, n. 7 (setembro de 1995), 1176–1188.

[2] LEFELHOCZ, C., LYLES, B., SHENKER, S. E ZHANG, L. Congestion control for best-effort service: Why we need a new paradigm. *IEEE Network, v. 10*, n. 1 (janeiro de 1996), 10–19.

[3] CLARK, D. D. Adding service discrimination to the Internet. Relatório técnico, MIT, setembro de 1995.

[4] CLARK, D. D. E WROCLAWSKI, J. An approach to service allocation in the Internet. *Internet Draft* (julho de 1997).

[5] KUMAR, V. P., LAKSHMAN, T. V. E STILIADIS, D. Beyond best effort: Router architectures for the differentiated services of tomorrow's Internet. *IEEE Communications Magazine, v. 36*, n. 5 (maio de 1998), 152–164.

[6] XIAO, X. E NI, L. Internet QoS: the big picture. *IEEE Network, v. 13*, n. 2 (março de 1999), 1–13.

[7] ROSEN, E. C., VISWANATHAN, A. E CALLON, R. Multiprotocol label switching architecture. *Internet Draft* (abril de 1999). `draft-ietf-mpls-arch-05`.

[8] RAJAGOPALAN, B. E MA, Q. An overlay model for constraint-based routing. *Internet Draft* (janeiro de 1999). `draft-rajagopalan-CR-overlay-00`.

[9] BRADEN, R., CLARK, D. D. E SHENKER, S. Integrated services in the Internet architecture: an overview. *Internet RFC 1633* (junho de 1994).

[10] Blake, S., Black, D. L., Carlson, M., Davies, E., Wang, Z. e Weiss, W. An architecture for differentiated services. *Internet RFC 2475* (dezembro de 1998).

[11] Soares, L. F. G., Lemos, G. e Colcher, S. *Redes de Computadores - Das LANs, MANs e WANs às Redes ATM.* Editora Campus, 1995.

[12] Black, D. P. *Building Switched Networks.* Addison-Wesley, 1999.

[13] Almquist, P. Type of service in the Internet protocol suite. *Internet RFC 1349* (julho de 1992).

[14] Crawley, E., Nair, R., Rajagopalan, B. e Sandick, H. A framework for QoS-based routing in the Internet. *Internet RFC 2386* (agosto de 1998).

[15] Wang, Z. e Crowcroft, J. Quality of service routing for supporting multimedia applications. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications, v. 14*, n. 7 (setembro de 1996), 1228–1234.

[16] Costa, L. H. M. K. Uma arquitetura escalável de roteamento com requisitos de qualidade de serviço. Tese de Mestrado, Programa de Engenharia Elétrica - COPPE/UFRJ, julho de 1998.

[17] Zhang, Z., Sanchez, C., Salkewicz, B. e Crawley, E. QoS extensions to OSPF. *Internet Draft* (setembro de 1997). `draft-zhang-qos-ospf-02`.

[18] Apostolopoulas, G., Guerin, R., Kamat, S., Orda, A., Przygienda, A. e Williams, D. QoS routing mechanisms and OSPF extensions. *Internet Draft* (dezembro de 1998). `draft-guerin-qos-routing-ospf-04`.

[19] White, P. P. e Crowcroft, J. The integrated services in the Internet: State of the art. *Proceedings of the IEEE, v. 85*, n. 12 (dezembro de 1997), 1934–1946.

[20] Wroclawski, J. Specification of the controlled-load network element service. *Internet RFC 2211* (setembro de 1997).

[21] Shenker, S., Partridge, C. e Guerin, R. Specification of guaranteed quality of service. *Internet RFC 2212* (setembro de 1997).

[22] Parekh, A. K. e Gallager, R. G. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The single node case. *IEEE/ACM Transactions on Networking, v. 1*, n. 3 (junho de 1993), 344–357.

[23] Parekh, A. K. e Gallager, R. G. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The multiple node case. *IEEE/ACM Transactions on Networking, v. 2*, n. 2 (abril de 1994), 137–150.

[24] Zhang, L., Deering, S. E., Estrin, D., Shenker, S. e Zappala, D. RSVP: A new resource reservation protocol. *IEEE Network, v. 7*, n. 5 (setembro de 1993), 8–18.

[25] Braden, R., Zhang, L., Berson, S., Herzog, S. e Jamin, S. Resource reservation protocol (RSVP) – version 1 functional specification. *Internet RFC 2205* (setembro de 1997).

[26] Wroclawski, J. The use of RSVP with IETF integrated services. *Internet RFC 2210* (setembro de 1997).

[27] White, P. P. RSVP and integrated services in the Internet: A tutorial. *IEEE Communications Magazine, v. 35*, n. 5 (maio de 1997), 100–106.

[28] Berson, S. e Vincent, S. Aggregation of Internet integrated services state. *Internet Draft* (novembro de 1997). `draft-berson-classy-approach-01`.

[29] Mankin, A., Baker, F., Braden, R., Bradner, S., O'Dell, M., Romanow, A., Weinrib, A. e Zhang, L. Resource reservation protocol (RSVP) – version 1 applicability statement. *Internet RFC 2208* (setembro de 1997).

[30] Baumgartner, F., Braun, T. e Habergger, P. Differentiated services: A new approach for quality of service in the Internet. In *Proceedings of the 8th IFIP Conference on High Performance Networking – HPN'98* (setembro de 1998).

[31] Heinanen, J. e Guerin, R. A three color marker. *Internet Draft* (fevereiro de 1999). `draft-heinanen-diffserv-tcm-01`.

[32] Heinanen, J. e Guerin, R. A single rate three color marker. *Internet Draft* (maio de 1999). `draft-heinanen-diffserv-srtcm-01`.

[33] Heinanen, J. e Guerin, R. A two rate three color marker. *Internet Draft* (maio de 1999). `draft-heinanen-diffserv-trtcm-01`.

[34] Kim, H. A fair marker. *Internet Draft* (abril de 1999). `draft-kim-fairmarker-diffserv-00`.

[35] Yeom, I. e Reddy, N. Impact of marking strategy on aggregated flows in differentiated services network. In *Proceedings of the International Workshop on QoS - IWQoS'99* (junho de 1999).

[36] Bonaventure, O. e Cnodder, S. D. A rate adaptative shaper for differentiated services. *Internet Draft* (junho de 1999). `draft-bonaventure-diffserv-rashaper-00`.

[37] Semret, N., Liao, R. R.-F., Campbell, A. T. e Lazar, A. A. Market pricing of diffeentiated Internet services. In *Proceedings of the 7th IEEE/IFIP International Workshop on Quality of Service - IWQoS'99* (junho de 1999).

[38] Dovrolis, C., Stiliadis, D. e Ramanathan, P. Proportional differentiated services: Delay differentiation and packet scheduling. In *Proceedings of ACM SIGCOMM'99* (setembro de 1999).

[39] Dovrolis, C. e Ramanathan, P. A case for relative differentiation services and the proportional differentiation model. *IEEE Network, v. 13*, n. 5 (setembro de 1999).

[40] Köhler, S. e Schäfer, U. Performance comparison of different class-and-drop treatment of data and acknowledgements in DiffServ IP networks. Relatório Técnico 237, Univesity of Würzburg, agosto de 1999.

[41] Sahu, S., Towsley, D. e Kurose, J. A quantitative study of differentiated services for the Internet. Relatório Técnico UMass CMPSCI 99-09, University of Massachusetts, Amherst, 1999.

[42] Baumgartner, F., Braun, T. e Siebel, C. Fairness of assured service. In *Proceedings of the 13th European Simulation Multiconference - ESM'99* (junho de 1999).

[43] Teitelbaum, B. Draft QBone architecture. *Internet2 QoS Working Group Draft* (junho de 1999). `draft-i2-qbone-arch-06`.

[44] Naser, H., Leon-Garcia, A. e Aboul-Magd, O. Voice over differentiated services. *Internet Draft* (dezembro de 1998). `draft-naser-voice-diffserv-eval-00`.

[45] Nichols, K., Jacobson, V. e Zhang, L. A two-bit differentiated services architecture for the Internet. *Internet RFC 2638* (julho de 1999).

[46] Jacobson, V., Nichols, K. e Poduri, K. An expedited forwarding PHB. *Internet RFC 2598* (junho de 1999).

[47] Heinanen, J., Baker, F., Weiss, W. e Wroclawski, J. Assured forwarding PHB group. *Internet RFC 2597* (junho de 1999).

[48] Differentiated Services (DiffServ) IETF Working Group. `http://www.ietf.org/html.charters/diffserv-charter.html`.

[49] Nichols, K., Blake, S., Baker, F. e Black, D. L. Definition of the differentiated services field (DS field) in the IPv4 and IPv6 headers. *Internet RFC 2474* (dezembro de 1998).

[50] Kim, B.-K. Simulation study of weighted round-robin queueing policy. Tese de Mestrado, Dept. of Computer Science, Univ. of Massachusetts, Lowell, MA, 1993.

[51] de Rezende, J. F. Avaliação do serviço assegurado para a diferenciação de serviços na Internet. In *Anais do XVII Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores, SBRC'99* (Salvador, BA, maio de 1999), pp. 339–353.

[52] Floyd, S. e Jacobson, V. Random early detection gateways for congestion avoidance. *IEEE/ACM Transactions on Networking, v. 1*, n. 4 (agosto de 1993), 397–413.

[53] Braden, B., Clark, D. D., Crowcroft, J., Davie, B., Deering, S., Estrin, D., Floyd, S., Jacobson, V., Minshall, G., Partridge, C., Peterson, L., Ramakrishnan, K. K., Shenker, S., Wroclawski, J. e Zhang, L. Recommendations on queue management and congestion avoidance in the Internet. *Internet RFC 2309* (abril de 1998).

[54] Jacobson, V. Congestion avoidance and control. In *Proceedings of the SIGCOMM'88* (agosto de 1988).

[55] de Rezende, J. F. Assured service evaluation. In *IEEE Global Telecommunications Conference - GLOBECOM'99* (Rio de Janeiro, dezembro de 1999).

[56] chang Feng, W. *Improving Internet Congestion Control and Queue Management Algorithms*. PhD thesis, University of Michigan, 1999.

[57] Lin, D. e Morris, R. Dynamics of random early detection. In *Proceedings of ACM SIGCOMM'97* (1997).

[58] Kim, H., Leland, W. E. e Thomson, S. E. Evaluation of bandwidth assurance service using RED for Internet service differentiation. Relatório técnico, Bell Communications Research, 1998.

[59] Goyal, M., Durresi, A., Jain, R. e Liu, C. Effect of number of drop precedences in assured forwarding. *Internet Draft* (julho de 1999). `draft-goyal-diffserv-dpstdy-02`.

[60] Cisco Systems. Advanced QoS services for the intelligent Internet. *White Paper* (1997).

[61] Clark, D. D. e Fang, W. Explicit allocation of best effort packet delivery service. *IEEE/ACM Transactions on Networking, v. 6*, n. 4 (agosto de 1998), 362–373.

[62] Fall, K. e Varadhan, K. NS – notes and documentation. Relatório técnico, The VINT Project, maio de 1998.

[63] Schulzrinne, H. Converging on Internet telephony. *IEEE Internet Computing, v. 13*, n. 5 (maio de 1999), 40–43.

[64] Goyal, P., Greenberg, A., Kalmanek, C. R., Marshall, W. T., Mishra, P., Nortz, D. e Ramakrishnan, K. K. Integration of call signaling and resource management for IP telephony. *IEEE Internet Computing, v. 13*, n. 5 (maio de 1999), 44–52.

[65] Rizzetto, D. e Catania, C. A voice over IP service architecture for integrated communications. *IEEE Internet Computing, v. 13*, n. 5 (maio de 1999), 53–62.

[66] Huitema, C., Cameron, J., Mouchtaris, P. e Smyk, D. An architecture for residential Internet telephony service. *IEEE Internet Computing, v. 13*, n. 5 (maio de 1999), 73–82.

[67] Polyzois, C. A., Purdy, K. H., Yang, P.-F., Shrader, D., Sinnreich, H., Ménard, F. e Schulzrinne, H. From POTS to PANS: A commentary on the evolution to the Internet telephony. *IEEE Internet Computing, v. 13*, n. 5 (maio de 1999), 83–91.

[68] Su, D., Srivastava, J. e Yao, J.-H. Investigating factors influencing QoS of Internet phone. In *Proceedings of the IEEE International Conference on Multimedia Computing and Systems – ICMCS'99* (junho de 1997).

[69] ITU-T. One-way trasmission time. Recomendação G.114, março de 1993.

[70] Keshav, S. *An Engineering Approach to Computer Networking.* Addison-Wesley, 1997.

[71] Ziviani, A., de Rezende, J. F. e Duarte, O. C. M. B. Tráfego de voz em um ambiente de diferenciação de serviços na Internet. In *Anais do XVII Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores, SBRC'99* (Salvador, BA, maio de 1999), pp. 354–367.

[72] Ziviani, A., de Rezende, J. F. e Duarte, O. C. M. B. Towards a differentiated services support for voice traffic. In *IEEE Global Telecommunications Conference - GLOBECOM'99* (Rio de Janeiro, dezembro de 1999).

[73] Hunt, G. D., Goldszmidt, G. S., King, R. P. e Mukherjee, R. Network Dispatcher: a connection router for scalable Internet services. In *Proceedings of the 7th World Wide Web Conference* (abril de 1998).

[74] Cisco Systems. End-to-end quality of service for wan and campus networks. *Statement of Direction* (1999).

[75] Cisco Systems. CiscoAssure policy networking end-to-end quality of service. *White Paper* (1999).

[76] Ziviani, A., de Rezende, J. F. e Duarte, O. C. M. B. Análise de mecanismos de diferenciação de serviços para tráfego de voz na Internet. In *Anais do XIX Congresso Nacional da Sociedade Brasileira de Computação, XXVI Seminário Integrado de Software e Hardware, SEMISH'99* (Rio de Janeiro, RJ, julho de 1999), vol. 1, pp. 23–37.