



Universidade Estadual de Campinas
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação
Departamento de Engenharia de Computação e
Automação Industrial - DCA

ESCALONAMENTO DE PACOTES PARA O MODELO DE
DIFERENCIAÇÃO PROPORCIONAL BASEADO EM
JANELAS DE MEDIDAS

Autor: Alencar de Melo Júnior

Orientador: Prof. Dr. Maurício Ferreira Magalhães

Co-orientador: Prof. Dr. Juan Manuel Adán-Coello

Tese de Doutorado apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas (FEEC/UNICAMP) como parte dos requisitos exigidos para obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica.

Área de Concentração: Engenharia de Computação

Comissão Examinadora:

Prof. Dr. Maurício Ferreira Magalhães (Orientador)	FEEC/UNICAMP
Prof. Dr. Juan Manuel Adán-Coello (Co-orientador)	PUC-Campinas
Prof. Dr. Akebo Yamakami	FEEC/UNICAMP
Prof. Dr. Shusaburo Motoyama	FEEC/UNICAMP
Prof. Dr. Sibelius Lellis Vieira	DC/UCG
Prof. Dr. Hermes Senger	DC/UFSCar

Campinas/SP, novembro de 2009.

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA E ARQUITETURA - BAE - UNICAMP

M491e Melo Júnior, Alencar de
Escalonamento de pacotes para o modelo de
diferenciação proporcional baseado em janelas de
medidas / Alencar de Melo Júnior. --Campinas, SP:
[s.n.], 2009.

Orientadores: Maurício Ferreira Magalhães, Juan
Manuel Adán Coello.

Tese de Doutorado - Universidade Estadual de
Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de
Computação.

1. Redes de computação. 2. Garantia de qualidade. I.
Magalhães, Maurício Ferreira. II. Adán Coello, Juan
Manuel. III. Universidade Estadual de Campinas.
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. IV.
Título.

Título em Inglês: Packet scheduling for the proportional differentiation model
based on measurement windows

Palavras-chave em Inglês: Computer networks, Quality of service

Área de concentração: Engenharia de Computação

Titulação: Doutor em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Akebo Yamakami, Shusaburo Motoyama, Sibelius Lellis
Vieira, Hermes Senger

Data da defesa: 25/11/2009

Programa de Pós Graduação: Engenharia Elétrica

COMISSÃO JULGADORA - TESE DE DOUTORADO

Candidato: Alencar de Melo Junior

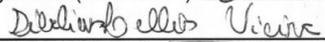
Data da Defesa: 25 de novembro de 2009

Título da Tese: "Escalonamento de Pacotes para o Modelo de Diferenciação Proporcional Baseado em Janelas de Medidas"

Prof. Dr. Maurício Ferreira Magalhães (Presidente):



Prof. Dr. Sibelius Lellis Vieira:



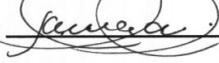
Prof. Dr. Hermes Senger:



Prof. Dr. Shusaburo Motoyama:



Prof. Dr. Akebo Yamakami:



Resumo

Muitas aplicações que se adaptam aos recursos disponíveis na rede têm se tornado populares ultimamente na Internet, mostrando que níveis absolutos de Qualidade de Serviço (*QoS*) não são essenciais para a maioria das aplicações. O Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP) constitui-se atualmente em uma das principais propostas de serviço para a Internet de Próxima Geração e pode acrescentar mais uma possibilidade ao espaço de dimensões disponíveis para a adaptação das aplicações. Esta tese investiga o MDP, situando-o diante de outras propostas de serviços existentes e propõe os algoritmos para escalonamento de pacotes *Window Based Waiting-Time Priority* (WBWTP) e *Window Based Waiting-Time Priority Plus* (WBWTP+), os quais possibilitam atingir os objetivos do MDP com maior precisão do que os tradicionais algoritmos *Waiting-Time Priority* (WTP) e *Proportional Average Delay* (PAD). É também apresentada uma métrica de *QoS* para avaliar o desempenho dos algoritmos, que fornece uma medida de desempenho agregada para todas as classes de serviço ao longo de um intervalo de monitoração, facilitando a compreensão da dinâmica do MDP.

Palavras-chave: Qualidade de Serviço, Internet de Próxima Geração, Modelo de Diferenciação Proporcional, escalonador de pacotes WBWTP, escalonador de pacotes WBWTP+.

Abstract

Many applications that adapt to available resources have become popular lately in the Internet, suggesting that absolute levels of Quality of Services (QoS) are not essential for most applications. The Proportional Differentiation Model (PDM) constitutes currently one of the main proposals for the Next Generation Internet and adds one more possibility for application adaptation. This dissertation investigates the PDM, situating it along other existing service proposals and presents the Window Based Waiting-Time Priority (WBWTP) and Window Based Waiting-Time Priority Plus (WBWTP+) packet scheduling algorithms, which enable to achieve the PDM objectives with higher accuracy than the traditional Waiting-Time Priority (WTP) and Proportional Average Delay (PAD) algorithms. The performance of the algorithms is evaluated using a proposed QoS metric that supplies a single performance measurement for all service classes along a monitoring interval.

Key-words: QoS, Next Generation Internet (NGI), Proportional Differentiation Model, WBWTP packet scheduler, WBWTP+ packet scheduler.

“Triste não é mudar de idéia. Triste é não ter idéia para mudar.”

Francis Bacon

*Tenho enorme gratidão por meus amigos,
familiares e por Deus, que nunca me faltaram e
sempre estiveram comigo, de diferentes formas.*

Agradecimentos

Agradeço a todos os funcionários e professores da Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação (FEEC), que sempre me proporcionaram um ambiente extremamente agradável, receptivo e propício para o trabalho. Também sou muito grato à Unicamp como um todo por tudo que me proporcionou.

Agradeço e sou muito grato ao Prof. Maurício Magalhães e ao Prof. Juan Adán, por todas as oportunidades que me possibilitaram, bem como pela orientação fornecida.

Agradeço ao Prof. Luis A. A. Meira, atualmente no Departamento de Ciência e Tecnologia da Universidade Federal de São Paulo, campus de São José dos Campos. Sua colaboração foi de extrema valia para o cálculo da complexidade dos algoritmos WBWTP e WBWTP+.

Agradeço aos meus colegas da Universidade São Francisco e da Metrocamp, pelo convívio e pela troca de experiências.

Agradeço a todos que trabalham para a construção de um mundo justo e perfeito.

Sou muito agradecido aos meus pais, principalmente pela confiança que me dispensaram desde muito cedo.

Agradeço à Djennane, por seu apoio, incentivo e carinho. Com você tudo fica mais fácil.

Sumário

Resumo	v
Abstract	vii
Lista de Figuras	xv
Lista de Tabelas	xix
Lista de Siglas	xxv
Trabalhos Afins Publicados pelo Autor	xxvii
Capítulo 1 Introdução	1
1.1 Objetivos	1
1.2 Principais Contribuições	2
1.3 Organização do trabalho	2
Capítulo 2 Qualidade de Serviço na Internet	5
2.1 Introdução	5
2.2 A Internet Atual	5
2.3 Qualidade de Serviço (<i>QoS</i>) em Redes IP	8
2.4 Natureza das Aplicações Multimídia	10
2.5 Arquiteturas para a Internet Orientadas à <i>QoS</i>	12
2.5.1 Arquitetura de Serviços Integrados (IntServ)	13
2.5.2 Arquitetura de Serviços Diferenciados (DiffServ)	17
2.6 Considerações Finais	20
Capítulo 3 Arquitetura de Serviços Diferenciados: Escalonamento de Pacotes e Serviços	21
3.1 Introdução	21
3.2 Escalonamento de Pacotes: Aspectos Fundamentais	21
3.3 Serviços na Arquitetura DiffServ	23
3.4 Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP)	26
3.4.1 Aspectos Arquiteturais do MDP	26
3.4.2 Objetivos do Modelo de Diferenciação Proporcional	28
3.4.3 Cálculo dos Atrasos Médios por Classe de Serviço	29
3.4.4 Viabilidade do Modelo de Diferenciação Proporcional	30
3.4.5 Propriedades do Modelo de Diferenciação Proporcional	31
3.4.6 Uma Métrica de <i>QoS</i> para o Modelo de Diferenciação Proporcional	32

3.4.7	Outros Aspectos Relacionados ao MDP.....	33
3.5	Considerações Finais	34
Capítulo 4	WBWTP: Um Algoritmo de Escalonamento para o Modelo de Diferenciação Proporcional Baseado em Janelas de Medidas.....	37
4.1	Introdução	37
4.2	Escalonadores de Pacotes para o Modelo de Diferenciação Proporcional	37
4.3	Escalonamento de Pacotes Baseado em Janelas de Medidas.....	41
4.3.1	Algoritmo <i>Window Based Waiting-Time Priority</i> (WBWTP)	42
4.4	Análise de Desempenho do Algoritmo WBWTP	44
4.4.1	Modelo de Simulação	44
4.4.2	Simulação: Ambiente de Diferenciação Moderada	46
4.4.3	Simulação: Ambiente de Diferenciação Elevada	68
4.4.4	Simulação: Ambiente de Diferenciação Extrema.....	73
4.5	Considerações Finais	79
Capítulo 5	WBWTP+: Um Algoritmo de Escalonamento com Variação Dinâmica do Estimador de Atrasos.....	83
5.1	Introdução	83
5.2	Algoritmo <i>Window Based Waiting-Time Priority Plus</i> (WBWTP+)	83
5.3	Análise de Desempenho do Algoritmo WBWTP+.....	85
5.3.1	Modelo de Simulação	86
5.3.2	Simulação: Ambiente de Diferenciação Moderada	87
5.3.3	Simulação: Ambiente de Diferenciação Elevada	92
5.3.4	Simulação: Ambiente de Diferenciação Extrema.....	96
5.4	Análise da Influência do Intervalo de Ajuste <i>IA</i>	99
5.5	Análise da Influência do Tamanho do <i>Buffer</i>	101
5.6	Considerações Adicionais sobre a Influência da Taxa de Utilização do Enlace no Desempenho do Algoritmo WBWTP+	102
5.7	Considerações Finais	104
Capítulo 6	Conclusões.....	107
6.1	Sumário e Contribuições.....	107
6.2	Trabalhos Futuros	109
6.3	Considerações Finais	110
	Referências Bibliográficas	113

Lista de Figuras

Figura 2-1 – Arquitetura de um roteador IP convencional.....	6
Figura 2-2 – Arquitetura de um roteador IntServ	14
Figura 2-3 – Arquitetura de um roteador DiffServ	18
Figura 4-1 – Procedimentos realizados após a chegada e a partida de pacotes.....	43
Figura 4-2 – Topologia do domínio DiffServ simulado	45
Figura 4-3 – Razões entre atrasos médios de fila: $T = 10.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%).....	48
Figura 4-4 – Razões entre atrasos médios de fila: $T = 20.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%).....	48
Figura 4-5 – Razões entre atrasos médios de fila: $T = 30.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%).....	49
Figura 4-6 – Razões entre atrasos médios de fila: $T = 50.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%).....	50
Figura 4-7 – <i>NívelQoS</i> : $T = 10.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)	51
Figura 4-8 – <i>NívelQoS</i> : $T = 20.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)	51
Figura 4-9 – <i>NívelQoS</i> : $T = 30.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)	52
Figura 4-10 – <i>NívelQoS</i> : $T = 50.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)	52
Figura 4-11 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas ($T = 10.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%).....	53
Figura 4-12 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas ($T = 20.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%).....	53
Figura 4-13 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas ($T = 30.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%).....	53

Figura 4-14 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas (T = 50.000 pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%).....	54
Figura 4-15 – <i>NívelQoS</i> : T = 10.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)	56
Figura 4-16 – <i>NívelQoS</i> : T = 20.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)	56
Figura 4-17 – <i>NívelQoS</i> : T = 30.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)	57
Figura 4-18 – <i>NívelQoS</i> : T = 50.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)	57
Figura 4-19 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas (T = 10.000 pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%).....	58
Figura 4-20 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas (T = 20.000 pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%).....	58
Figura 4-21 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas (T = 30.000 pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%).....	59
Figura 4-22 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas (T = 50.000 pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%).....	59
Figura 4-23 – <i>NívelQoS</i> : T = 10.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%)	61
Figura 4-24 – <i>NívelQoS</i> : T = 20.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%)	61
Figura 4-25 – <i>NívelQoS</i> : T = 30.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%)	62
Figura 4-26 – <i>NívelQoS</i> : T = 50.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%)	62
Figura 4-27 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas (T = 10.000 pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%).....	63
Figura 4-28 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas (T = 20.000 pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%).....	63

Figura 4-29 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas (T = 30.000 pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%).....	64
Figura 4-30 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas (T = 50.000 pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%).....	64
Figura 5-1 – Procedimentos realizados para a normalização de QoS_j	85
Figura 5-2 – <i>NívelQoS</i> : WBWTP e WBWTP+, T = 10.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)	88
Figura 5-3 – <i>NívelQoS</i> : WBWTP e WBWTP+, T = 20.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)	88
Figura 5-4 – <i>NívelQoS</i> : WBWTP e WBWTP+, T = 30.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)	88
Figura 5-5 – <i>NívelQoS</i> : WBWTP e WBWTP+, T = 50.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)	89

Lista de Tabelas

Tabela 2-1 – Comparação entre dados discretos e média contínua.....	8
Tabela 2-2 – Comparação entre as arquiteturas IntServ e DiffServ	19
Tabela 4-1 – Estatísticas para a métrica <i>NívelQoS</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão)	54
Tabela 4-2 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas <i>W</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	55
Tabela 4-3 – Estatísticas para a métrica <i>NívelQoS</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão)	60
Tabela 4-4 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas <i>W</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	60
Tabela 4-5 – Estatísticas para a métrica <i>NívelQoS</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 100%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão)	65
Tabela 4-6 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas <i>W</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 100%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	66
Tabela 4-7 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$	67
Tabela 4-8 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$	67
Tabela 4-9 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 100%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$	67

Tabela 4-10 – Estatísticas para a métrica <i>NívelQoS</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	68
Tabela 4-11 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas <i>W</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	69
Tabela 4-12 – Estatísticas para a métrica <i>NívelQoS</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	70
Tabela 4-13 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas <i>W</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	70
Tabela 4-14 – Estatísticas para a métrica <i>NívelQoS</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 100%</i> . Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	71
Tabela 4-15 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas <i>W</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 100%</i> . Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	72
Tabela 4-16 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$	73
Tabela 4-17 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$	73
Tabela 4-18 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 100%</i> . Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$	73
Tabela 4-19 – Estatísticas para a métrica <i>NívelQoS</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	74
Tabela 4-20 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas <i>W</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	75

Tabela 4-21 – Estatísticas para a métrica <i>NívelQoS</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	75
Tabela 4-22 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas <i>W</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	76
Tabela 4-23 – Estatísticas para a métrica <i>NívelQoS</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 100%</i> . Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	76
Tabela 4-24 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas <i>W</i> com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 100%</i> . Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	77
Tabela 4-25 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$	78
Tabela 4-26 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$	78
Tabela 4-27 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 100%</i> . Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$	78
Tabela 5-1 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$ e $\delta_2 = 4$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	89
Tabela 5-2 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$ e $\delta_2 = 4$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	90
Tabela 5-3 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace <i>RN-RB2 = 100%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$ e $\delta_2 = 4$ (<i>M</i> : média, <i>DP</i> : desvio padrão).....	90
Tabela 5-4 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 75%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$ e $\delta_2 = 4$	91
Tabela 5-5 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace <i>RN-RB2 = 85%</i> . Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$ e $\delta_2 = 4$	91

Tabela 5-6 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$ e $\delta_2 = 4$	92
Tabela 5-7 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 85\%$. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão)	93
Tabela 5-8 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 75\%$. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão)	93
Tabela 5-9 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão)	94
Tabela 5-10 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace $RN-RB2 = 75\%$. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$	95
Tabela 5-11 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace $RN-RB2 = 85\%$. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$	95
Tabela 5-12 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$	95
Tabela 5-13 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 85\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão)	96
Tabela 5-14 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 75\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão)	97
Tabela 5-15 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão)	97
Tabela 5-16 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace $RN-RB2 = 75\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$	98
Tabela 5-17 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace $RN-RB2 = 85\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$	98

Tabela 5-18 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$	99
Tabela 5-19 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ para diferentes tamanhos do intervalo de ajuste IA , com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$ e $\delta_2 = 4$ (M : média, DP : desvio padrão).....	100
Tabela 5-20 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ para diferentes tamanhos do intervalo de ajuste IA , com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão)	100
Tabela 5-21 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ para diferentes tamanhos do intervalo de ajuste IA , com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 4$ e $\delta_2 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão).....	101
Tabela 5-22 - Desempenho do algoritmo WBWTP+ para diferentes tamanhos de <i>buffer</i> , com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$ e $\delta_2 = 4$ (M : média, DP : desvio padrão).....	102
Tabela 5-23 - Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 90\%$. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão).....	103
Tabela 5-24 - Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 95\%$. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão).....	103

Lista de Siglas

ABE	<i>Asymmetric Best Effort</i>
AF	<i>Assured Forward</i>
API	<i>Application Program Interface</i>
ATM	<i>Asynchronous Transfer Mode</i>
AWTP	<i>Advanced Waiting Time Protocol</i>
BA	<i>Behavior Aggregate</i>
BPR	<i>Backlog-Proportional Rate</i>
CAN	<i>Campus-Area Network</i>
CoS	<i>Class of Service</i>
DiffServ	<i>Differentiated Services</i>
DSCP	<i>Differentiated Services Code Point</i>
D-WFQ	<i>Dynamic Weighted Fair Queueing</i>
EF	<i>Expedited Forward</i>
FIFO	<i>Fist In First Out</i>
FTP	<i>File Transfer Protocol</i>
HPD	<i>Hybrid Proportional Delay</i>
http	<i>HyperText Transfer Protocol</i>
IETF	<i>Internet Engineering Task Force</i>
IntServ	<i>Integrated Services</i>
IP	<i>Internet Protocol</i>
IPTV	<i>Internet Protocol Television</i>
ISO	<i>International Organization for Standardization</i>
ITU-T	<i>International Telecommunications Union</i>
LAN	<i>Local-Area Network</i>
LBNL	<i>Lawrence Berkeley National Laboratory</i>
MAN	<i>Metropolitan Area Network</i>
MDP	Modelo de Diferenciação Proporcional

NFS	<i>Network File System</i>
NGN	<i>Next Generation Network</i>
NívelQoS	Nível de atendimento da QoS no MDP
NS	<i>Network Simulator</i>
NWC	<i>Non-Work-Conserving</i>
OSI	<i>Open System Interconnection</i>
PAD	<i>Proportional Average Delay</i>
PHB	<i>Per-Hop Behavior</i>
PMP	<i>Paris Metro Pricing</i>
PQCM	<i>Proportional Queue Control Mechanism</i>
QoS	<i>Quality of Service</i>
RED	<i>Random Early Detection</i>
RSVP	<i>Resource Reservation Protocol</i>
SCORE	<i>Scalable Core</i>
SLA	<i>Service Level Agreement</i>
STP	<i>Scaled Time Priority</i>
TCP	<i>Transmission Control Protocol</i>
ToS	<i>Type of Service</i>
WAN	<i>Wide-Area Network</i>
WBWTP	<i>Window Based Waiting-Time Priority</i>
WBWTP+	<i>Window Based Waiting-Time Priority Plus</i>
WDM	<i>Wavelength-Division Multiplexing</i>
WFQ	<i>Weighted Fair Queueing</i>
WTP	<i>Waiting Time Protocol</i>

Trabalhos Afins Publicados pelo Autor

Melo Jr., A., Magalhães, M.F. & Adán Coello, J.M. Packet Scheduling for the Proportional Differentiation Model Based on Measurement Windows. Proceedings of The IEEE 21st International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA-07), pp. 738-746, Niagara Falls, Canada, May 21-23, 2007. **Categoria Qualis: A**

Melo Jr., A., Magalhães, M.F. & Adán Coello, J.M. WWTP: Um Escalonador de Pacotes para o Modelo de Diferenciação Proporcional Baseado em Janelas de Medidas. Anais do 23^o SBRC, pp. 773-782, Fortaleza, Brasil, 2005. **Categoria Qualis: A**

Melo Jr., A. & Adán Coello, J.M. Packet Scheduling Based on Learning in the Next Generation Internet Architectures, Proceedings of The Fifth IEEE Symposium on Computers and Communication, pp. 673-678, Antibes-Juan Les Pins, France, July 3-7, 2000. **Categoria Qualis: A**

Capítulo 1

Introdução

Tem-se observado nos últimos anos a tendência das redes isoladas e especializadas, tais como as redes de telefonia, televisão e rádio, convergirem para a Internet, ocasionando um grande aumento de tráfego. O tráfego da Internet aumentou muito em volume, mas também sofreu grandes alterações em sua natureza. Com o surgimento das aplicações multimídia, os computadores passaram a processar mídias contínuas (áudio e vídeo); implementações de aplicações multimídia quando desenvolvidas sobre a Internet melhor-esforço não funcionam de modo adequado, devido principalmente à baixa previsibilidade dos atrasos fim-a-fim.

Os requisitos dos serviços de comunicação para aplicações multimídia vão além do ofertado pelos serviços de comunicação atuais, orientados para dados, quanto ao suporte à Qualidade de Serviço (QoS^1). O atraso na entrega dos pacotes, o *throughput*, o *jitter* (variação do atraso) e o descarte de pacotes são os parâmetros típicos de QoS .

1.1 Objetivos

O escalonador de pacotes é um componente vital para qualquer arquitetura voltada para a Internet orientada à QoS , sendo fundamental para assegurar requisitos de QoS aos diversos fluxos de pacotes servidos pelos roteadores. O objetivo principal deste trabalho é investigar o Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP)[1], principalmente nos aspectos relacionados ao escalonamento de pacotes, buscando o desenvolvimento de escalonadores que melhor atendam aos seus objetivos. O MDP é uma das mais importantes propostas de serviço para a Internet de Próxima Geração, o que pode ser comprovado pelas inúmeras citações que os trabalhos relacionados de Dovrolis, proponente do MDP, recebem. O MDP

¹ O termo QoS é utilizado neste trabalho para caracterizar a habilidade de qualquer elemento da rede em fornecer para os usuários serviços com um desempenho superior ao serviço melhor-esforço.

tem por objetivo fornecer um pequeno número de classes de serviço com garantias apenas para o ordenamento relativo do desempenho destas, considerando parâmetros de *QoS* como o atraso em fila e o descarte de pacotes. Para suportar o MDP, a arquitetura atual da Internet deverá sofrer algumas alterações, de modo a possibilitar tratamento preferencial aos pacotes de aplicações que possuem requisitos mais estritos.

De modo a poder verificar em que medida o objetivo principal foi atingido, o presente trabalho tem como objetivo secundário propor uma métrica que possibilite analisar e comparar o desempenho de algoritmos de escalonamento para o MDP de modo mais claro e preciso.

1.2 Principais Contribuições

As principais contribuições deste trabalho são dois novos algoritmos de escalonamento de pacotes para o Modelo de Diferenciação Proporcional: os algoritmos *Window Based Waiting-Time Priority* (WBWTP) e *Window Based Waiting-Time Priority Plus* (WBWTP+), os quais possibilitam atender os objetivos do MDP com maior precisão do que os tradicionais algoritmos *Waiting-Time Priority* (WTP) e *Proportional Average Delay* (PAD). O algoritmo WBWTP+ é uma variação do algoritmo WBWTP que introduz um método de ponderação, que varia dinamicamente, dos pesos dos pacotes que aguardam transmissão no processo de estimação dos atrasos das classes de serviço, buscando melhor atender aos objetivos do MDP.

O trabalho também propõe uma métrica que possibilita analisar e comparar o desempenho de algoritmos de escalonamento para o MDP de modo mais claro e preciso. São apresentadas simulações em diferentes cenários, que contribuem para um melhor entendimento do comportamento do MDP.

1.3 Organização do trabalho

No capítulo 2 discutem-se as características da Internet melhor-esforço atual, a natureza das aplicações multimídia e as principais arquiteturas orientadas à *QoS* para a Internet. Inicialmente, o capítulo 3 aborda aspectos fundamentais relacionados ao escalonamento de pacotes e faz uma revisão da literatura relacionada aos serviços disponíveis para a arquitetura de Serviços Diferenciados (DiffServ). Após a revisão bibliográfica sobre os serviços, o capítulo 3 apresenta e discute em detalhes o Modelo de

Diferenciação Proporcional (MDP), uma das mais importantes propostas de serviço para a arquitetura DiffServ, que será o foco deste trabalho; ao final do capítulo, uma métrica para avaliar o nível de satisfação dos objetivos do MDP é proposta. As principais contribuições deste trabalho, os algoritmos *Window Based Waiting-Time Priority* (WBWTP) e *Window Based Waiting-Time Priority Plus* (WBWTP+) são descritos nos capítulos 4 e 5, respectivamente. São apresentadas análises de resultados de diferentes simulações realizadas para avaliar o desempenho dos algoritmos WBWTP e WBWTP+, considerando os níveis de atendimento dos objetivos do MDP e do descarte de pacotes, estabelecendo uma comparação com os principais algoritmos existentes na literatura. Finalmente, as conclusões são apresentadas no capítulo 6, onde é exibido um sumário do trabalho e de suas contribuições; diversas possibilidades para a continuidade deste trabalho, no âmbito dos algoritmos propostos, do MDP e da Internet de Próxima Geração também são levantadas.

Capítulo 2

Qualidade de Serviço na Internet

2.1 Introdução

Este capítulo aborda as características da Internet melhor-esforço atual e na seqüência discute diversos aspectos relacionados à Qualidade de Serviço, apresentando seus principais parâmetros, a natureza das aplicações multimídia e as possibilidades existentes para atender aos requisitos destas. A seguir, as principais arquiteturas para a Internet de Próxima Geração orientadas à Qualidade de Serviço têm suas características e componentes analisados.

2.2 A Internet Atual

A arquitetura e os principais protocolos da Internet tomaram sua forma corrente há mais de vinte anos. Os seus aplicativos iniciais, tais como terminal remoto, transferência de arquivos e correio eletrônico manipulavam essencialmente dados discretos, não requerendo da rede a garantia de restrições temporais. Os protocolos asseguravam apenas a fidelidade nas transmissões de mensagens, basicamente fazendo uso de mecanismos de retransmissão. As principais características dos protocolos atuais da família TCP/IP incluem [2]:

- independência das diferentes tecnologias empregadas nos níveis 1 e 2 do modelo OSI/ISO, o que propicia máxima interoperabilidade;
- *acks* (mensagens de reconhecimento positivo) fim-a-fim, dispensando *acks* nos sistemas intermediários;
- fornecimento de uma única classe de serviços de melhor-esforço;
- inexistência de mecanismos de controle de admissão - as aplicações não necessitam obter permissão prévia para iniciar a transmissão de seus pacotes;
- ausência de garantias de atrasos na entrega dos pacotes.

O enorme sucesso do protocolo IP é devido principalmente à sua simplicidade, o que o torna capaz de operar virtualmente sobre qualquer infra-estrutura de comunicação, desde tecnologias não orientadas à conexão, como Ethernet, até tecnologias orientadas à conexão, como o ATM. A filosofia sem-conexão caracteriza o protocolo IP, pois não é estabelecida uma conexão prévia entre emissor e receptor; os roteadores IP simplesmente fazem uma busca em sua tabela de roteamento, fornecendo como entrada o endereço IP destino e obtendo o próximo *hop* para o qual o datagrama IP deverá ser transmitido. Se a fila para o próximo *hop* for longa, o datagrama sofrerá grandes atrasos. Caso a fila esteja cheia, o datagrama será descartado pelo roteador. As principais características de um roteador IP convencional são exibidas na Figura 2-1 [3]. O crescimento da largura de banda tem motivado o desenvolvimento de novas arquiteturas de roteadores IP, mais escaláveis, como a descrita em [4].

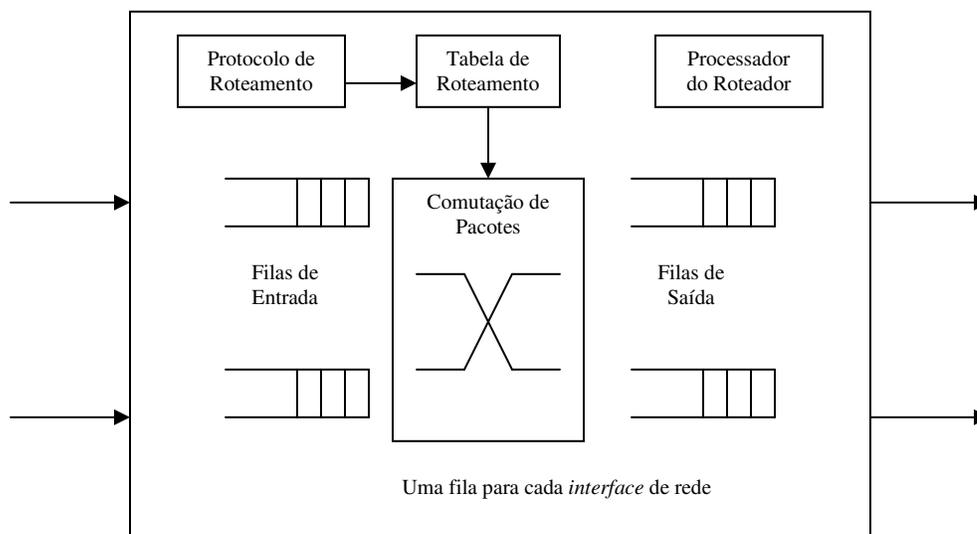


Figura 2-1 – Arquitetura de um roteador IP convencional

As taxas de entrada dos pacotes nas interfaces do roteador podem ser superiores à capacidade da comutação de pacotes e das filas de saída; pacotes destinados à mesma interface de saída podem chegar simultaneamente a partir de diferentes interfaces de entrada – assim, a largura de banda fornecida pelo roteador pode experimentar contenção. A contenção na largura de banda afeta o gerenciamento dos *buffers*, os quais armazenam os pacotes até que os mesmos possam ser transmitidos. Se os tamanhos dos *buffers* não forem

adequados, o roteador irá experimentar contenção nos mesmos, levando ao descarte de pacotes. O processador do roteador também pode experimentar contenção, com impacto na largura de banda fornecida e no descarte de pacotes. Um importante ponto na arquitetura dos roteadores IP é que as filas de pacotes são inevitáveis, e elas causam atrasos e perda de pacotes. Desde que os atrasos de fila e as perdas são causados por roteadores ou enlaces individuais, os mesmos podem ser considerados fatores de desempenho locais ou *per-hop* [5].

As principais funcionalidades dos protocolos da família TCP/IP são concentradas nos sistemas finais, ou seja, nos sistemas hospedeiros origem e destino, deixando os sistemas intermediários com poucas atribuições. A filosofia de projeto do IP faz com que o estado mantido no núcleo da rede para cada fluxo seja minimizado, o que facilita a recuperação em casos de falhas de enlaces ou roteadores, além de simplificar o mapeamento do protocolo IP para as mais diversas infra-estruturas de comunicação. Contudo, como consequência principalmente das opções iniciais de projeto, o protocolo IP atual fornece uma única classe de serviço para entrega dos datagramas IP, chamada melhor-esforço. De modo geral, pode-se dizer que serviços do tipo melhor-esforço não oferecem para os usuários qualquer tipo de garantia para os parâmetros típicos de Qualidade de Serviço (*QoS*). Uma aplicação que faz uso do serviço melhor-esforço está sujeita, entre outras coisas, a atrasos imprevisíveis.

Nem todas as aplicações possuem os mesmos requisitos de *QoS* e nem todos os usuários necessitam do mesmo desempenho da rede. Assim, algum nível de diferenciação de serviços pode ser benéfico, de modo que aplicações ou usuários mais exigentes possam obter desempenho superior aos demais.

A arquitetura atual da Internet não oferece, em sua maior parte, qualquer tipo de diferenciação de serviços; analisando-se a Figura 2-1, podemos ver que existe uma única fila para cada interface de entrada ou saída. Com isso, todos os pacotes que seguem o mesmo caminho são tratados da mesma maneira, sendo retidos ou descartados nos mesmos pontos de contenção, independentemente das aplicações ou dos usuários que os tenham gerado.

A seguir, diversos aspectos relacionados à *QoS* em redes IP são discutidos.

2.3 Qualidade de Serviço (QoS) em Redes IP

Devido ao enorme crescimento que a Internet vem experimentando nos últimos anos e ao surgimento de diversas novas aplicações, o tráfego da Internet aumentou muito em volume e também sofreu grandes alterações em sua natureza. As principais diferenças entre dados discretos e mídia contínua (áudio o vídeo), produzidas pelas novas aplicações, são exibidas na Tabela 2-1.

Os requisitos dos serviços de comunicação para aplicações multimídia excedem os serviços de comunicação correntes, orientados para dados, quanto ao suporte à *QoS* e ao suporte à comunicação de grupos. O termo *QoS* em comunicação é um pouco ambíguo, podendo apresentar múltiplas interpretações, dependendo dos problemas e do ambiente em que este está sendo considerado. De modo geral, pode-se usar o termo *QoS* para caracterizar a habilidade de um elemento qualquer da rede (aplicações, sistemas hospedeiros ou roteadores) de propiciar aos usuários um serviço que apresente desempenho superior ao serviço melhor-esforço atual, levando-se em consideração os parâmetros típicos de *QoS*, a saber: largura de banda, atraso na entrega dos pacotes, *jitter* (variação dos atrasos) e taxa de descarte de pacotes. Uma característica fundamental da rede para a implementação de *QoS* com êxito é que esta apresente um elevado nível de disponibilidade.

Tabela 2-1 – Comparação entre dados discretos e mídia contínua

	DADOS DISCRETOS	MÍDIA CONTÍNUA
Largura de Banda	baixa	alta
Sensibilidade aos Atrasos	pouco sensível (aplicações assíncronas)	muito sensível (aplicações isócronas)
Sensibilidade ao Descarte	nenhuma perda (detecção e recuperação)	admite alguma perda (descarte de pacotes com erro)
Padrão de Tráfego	rajadas (sem limite superior de utilização de banda)	fluxo contínuo (com limite superior de utilização de banda)
Modo de Comunicação	ponto-a-ponto	multiponto
Relacionamento Temporal	nenhum	transmissão sincronizada (fluxos de áudio e vídeo)

Nas aplicações multimídia em rede freqüentemente existe interação em tempo-real entre os dois extremos da aplicação; nestes casos, baixos atrasos são fundamentais. O atraso possui vários componentes, como o atraso de propagação no meio físico (constante, relacionado à camada física), o atraso de transmissão (dependente da tecnologia empregada

na camada de enlace; é variável, principalmente em LANs) e o atraso nas filas internas dos roteadores. Normalmente, o atraso nas filas dos roteadores constitui a principal causa do *jitter*, principalmente quando os roteadores implementam internamente uma única fila de pacotes com disciplina de acesso do tipo FIFO. Quando a rede apresenta *jitter* com valores elevados, o dimensionamento dos recursos, tipicamente largura de banda e tamanho dos *buffers* nos roteadores, fica bastante dificultado, pois *jitter* alto implica em um comportamento da rede pouco previsível. Com isso, a capacidade de adaptação das aplicações nos sistemas finais fica bastante comprometida.

Uma idéia comum a quase todas as definições de *QoS* é a capacidade da rede de diferenciar entre tipos de tráfego ou serviço, de tal modo que os usuários possam ter à disposição mais de uma classe de serviço (*CoS*), possibilitando a escolha dos serviços mais adequados para as suas aplicações [6]. O termo *CoS* implica na distinção de tipos de tráfego, os quais podem ser classificados e administrados diferentemente através da rede. Nem sempre é desejável que um tráfego receba tratamento prioritário sobre outros tipos de tráfego; muitas vezes prefere-se que algumas características comportamentais, tais como os atrasos nas filas dos roteadores e a banda disponível, permaneçam previsíveis. O termo *QoS*, portanto, tem uma conotação mais abrangente, englobando entre outros aspectos *CoS*, controle de admissão, policiamento e reformatação de tráfego, escalonamento de pacotes, controle de congestionamento, roteamento etc.

Os usuários enxergam *QoS* como a habilidade da rede em fornecer algum nível de garantia de que os requisitos de serviço de seu tráfego possam ser satisfeitos. Garantir ou assegurar *QoS* em um sistema distribuído é um problema que requer a cooperação de todas as camadas de *software* e *hardware* relacionadas em cada elemento da rede ao longo do caminho. As garantias serão sempre limitadas pelo elo mais fraco da cadeia entre emissor e receptor. Basicamente, serviços de comunicação orientados à *QoS* podem oferecer garantias quantitativas ou qualitativas. A possibilidade de oferecer garantias quantitativas de *QoS* tem despertado muitas polêmicas; muitos advogam que é praticamente impossível garantir um desempenho consistente, previsível e sem perdas em redes de comutação de pacotes [6].

Para atender aos requisitos de comunicação de aplicações multimídia com a infraestrutura melhor-esforço atual existem basicamente duas opções:

- manter o nível de utilização da rede extremamente baixo, o que implica em superdimensionar toda a rede; esta alternativa atualmente não é viável

economicamente, apesar de alguns autores considerarem que no futuro a banda de rede possa vir a ser gratuita [7];

- tornar as aplicações adaptativas à carga atual da rede, ou seja, alterar as aplicações ao invés de modificar a infra-estrutura atual. Técnicas adaptativas têm sido usadas ultimamente com sucesso em várias aplicações para a Internet, mas para aplicações que necessitam de maiores garantias, ou mesmo para um melhor desempenho de aplicações menos exigentes, estas técnicas não são suficientes.

Portanto, para melhor atender às novas aplicações, existe um grande consenso de que se fazem necessárias novas arquiteturas de rede, que possam diferenciar aplicações e atendê-las segundo suas necessidades [6][8][9]. Aborda-se a seguir a natureza das aplicações multimídia, responsável por direcionar o desenvolvimento das novas arquiteturas de rede.

2.4 Natureza das Aplicações Multimídia

A grande maioria das aplicações multimídia distribuídas são do tipo tempo-real *play-back* [9]. Nestas aplicações, uma fonte de tráfego gera algum sinal, empacota-o e transmite os pacotes através da rede. A rede inevitavelmente introduz alguma variação no atraso dos pacotes entregues, provocando *jitter*. O receptor desempacota os dados e tenta reproduzir o sinal de modo fiel, apresentando o sinal com um determinado deslocamento a partir do tempo de partida original do sinal:

$$\text{ponto de reprodução} = \text{instante de transmissão} + \text{deslocamento}. \quad \text{Equação 2-1}$$

O desempenho de uma aplicação *play-back* pode ser medido ao longo de duas dimensões: latência e fidelidade. Quanto à fidelidade, a reprodução do sinal recebido pode ser classificada como fiel, distorcida ou incompleta [9]. Aplicações que envolvem interação entre os dois extremos da conexão, como telefonia, são mais sensíveis à latência; outras aplicações, como a transmissão de um filme, são menos sensíveis a latência, mas requerem maior largura de banda.

De acordo com a sensibilidade à perda de fidelidade, as aplicações de tempo-real *play-back* podem ser classificadas em intolerantes ou tolerantes. As aplicações tempo-real intolerantes não admitem perda de fidelidade e devem adotar um valor para o *deslocamento* superior ao atraso máximo que pode ser experimentado pelos pacotes. O desempenho é

independente de quando os pacotes chegam, desde que estes cheguem dentro do limite de atraso estipulado. Estas aplicações requerem um serviço de entrega de pacotes com um limite superior de atraso confiável.

As aplicações de tempo-real tolerantes admitem na reprodução do sinal alguns pacotes atrasados, não sendo necessário adotar um valor para o *deslocamento* maior do que o atraso máximo dos pacotes. Pode-se tentar reduzir a latência através de um ajuste dinâmico do *deslocamento*, observando os atrasos reais sofridos pelos pacotes em um passado recente, usando técnicas adaptativas à carga corrente da rede [10]. Estas aplicações requerem um serviço de entrega de pacotes que busque melhorar a distribuição de atrasos como um todo e não garantir o atraso de pacotes individuais. Em [9] especula-se que a grande maioria das aplicações *play-back* será do tipo tolerante adaptativo. Muitas aplicações que se popularizaram recentemente, tais como as que possibilitam a telefonia sobre redes IP, comprovam esta afirmação.

Aplicações que envolvem monitoramento de processos, bolsas de valores etc. também requerem um limite superior de atraso confiável, mas não são necessariamente aplicações multimídia.

As aplicações não tempo-real ou elásticas normalmente usam os dados imediatamente (não *bufferizam*) e sempre optam por esperar um pacote atrasado a prosseguir sem ele. O desempenho depende mais da média dos atrasos do que dos extremos da distribuição de atrasos. Aplicações elásticas podem ser divididas em várias categorias, tais como as rajadas interativas, que são mais exigentes quanto ao atraso dos pacotes (telnet, nfs etc.); as transferências interativas, que apresentam uma exigência intermediária quanto aos atrasos (ftp etc.) e as transferências assíncronas, que apresentam uma baixa exigência quanto aos atrasos dos pacotes (e-mail etc.).

Continuar a oferecer um único serviço uniforme para aplicações com características tão distintas não parece ser satisfatório. Fazem-se necessárias, portanto, novas arquiteturas de rede, que possam diferenciar as aplicações e atendê-las segundo suas necessidades, com diferentes classes de serviço, de modo eficiente e buscando evitar congestionamentos. A seguir, as duas principais propostas em discussão no IETF [11] para o oferecimento de diferentes níveis de *QoS* aos usuários da Internet são apresentadas.

2.5 Arquiteturas para a Internet Orientadas à QoS

Na Internet, a *QoS* pode ser fornecida para fluxos individuais ou para agregados de fluxos, onde um fluxo é uma abstração de uma seqüência de pacotes relacionados que resultam de uma atividade e requerem a mesma *QoS*, podendo ter várias fontes e vários receptores. De modo geral, para que um fluxo receba garantias de *QoS* fim-a-fim, devem ser observadas as seguintes condições: não ocorrerem alterações de caminho ou falhas de roteadores, o padrão de tráfego deve respeitar os descritores previamente acordados e os pacotes não devem sofrer fragmentação.

Questões fundamentais relacionadas às Arquiteturas Internet de Próxima Geração foram discutidas em [12]. As principais conclusões são as de que devem ser incluídos outros serviços de entrega de pacotes além do serviço melhor-esforço atual, com o objetivo de melhor atender aos diferentes requisitos das aplicações e que deve ser feito o controle de admissão de novos fluxos na rede. O controle de admissão pode ser realizado de modo explícito, fazendo uso de um protocolo de sinalização como o RSVP [13][14], ou de modo implícito, através do condicionamento e policiamento de tráfego nas bordas de um domínio, empregando, por exemplo, o filtro *token-bucket* [9].

As arquiteturas para a Internet de Próxima Geração orientadas à Qualidade de Serviço podem ser classificadas em dois tipos:

- ***QoS* quantitativa:** são as arquiteturas que fazem reserva explícita de recursos para cada um dos fluxos produzidos pelas aplicações, também chamados de micro-fluxos. O estado dos fluxos no interior da rede é mantido durante todo o seu ciclo de vida, fazendo uso de protocolos de sinalização; um exemplo deste tipo de arquitetura é a Arquitetura de Serviços Integrados (**IntServ**) [15];
- ***QoS* qualitativa:** são as arquiteturas que simplesmente dão tratamento preferencial aos pacotes de aplicações que possuem requisitos mais estritos e não fazem reservas para micro-fluxos individuais. Na Arquitetura de Serviços Diferenciados (**DiffServ**) [16], os pacotes dos micro-fluxos individuais são classificados na borda da rede em agregados de fluxos, os quais podem receber diferentes níveis de serviços.

Os pacotes de um micro-fluxo possuem endereços de origem e destino e números de porta comuns. Na Arquitetura de Serviços Diferenciados, vários micro-fluxos podem ser agregados em uma única classe de serviço, compartilhando os recursos associados à classe,

mas perdendo o isolamento entre os mesmos. A Arquitetura de Serviços Integrados mantém os micro-fluxos isolados, com reservas de recursos específicas para cada um, possibilitando oferecer serviços que apresentam um limite superior de atraso confiável, o chamado serviço garantido; contudo, sua escalabilidade é limitada, principalmente em redes de maior abrangência geográfica. A Arquitetura de Serviços Diferenciados, por fazer agregação de fluxos, não apresenta condições de oferecer serviços que possam apresentar garantias quantitativas de desempenho. Outros problemas relacionados ao isolamento e compartilhamento de reservas de recursos por diferentes fluxos são discutidos em [9]. As arquiteturas IntServ e DiffServ são discutidas a seguir.

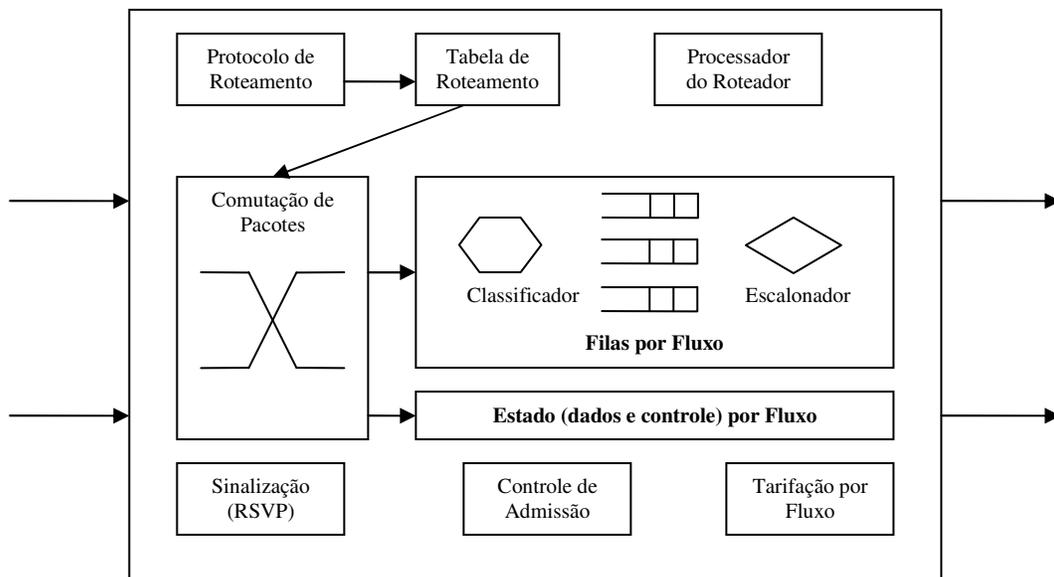
2.5.1 Arquitetura de Serviços Integrados (IntServ)

A Arquitetura de Serviços Integrados (IntServ) [15] [17][18] se propõe a estender a funcionalidade atual do modelo arquitetural IP, fornecendo outros serviços além do melhor-esforço, de modo a atender aos requisitos de *QoS* das aplicações de tempo-real. A arquitetura IntServ assume como premissa que as aplicações possuem requisitos de desempenho extremamente rígidos e que estas não podem operar de modo efetivo a não ser que estes requisitos sejam plenamente atendidos. Seu desenvolvimento foi influenciado por diversos trabalhos anteriores, entre os quais podem ser destacados [19][20][21]. Os novos serviços propostos para esta arquitetura são o Serviço Garantido [22], voltado para as aplicações tempo-real intolerantes, ou seja, aplicações que não se adaptam a níveis de desempenho inferiores aos solicitados inicialmente e o Serviço Carga-Controlada [23], destinado a atender aos requisitos das aplicações tempo-real tolerantes e adaptativas.

O Serviço Garantido fornece garantias de atraso fim-a-fim (limite superior), de largura de banda, e de que não ocorrerá descarte de pacotes devido ao estouro de *buffers* para os pacotes em conformidade com o descritor de tráfego *token-bucket* [9] do seu fluxo. A aplicação informa os roteadores sobre as características de tráfego de seus fluxos e da reserva de recursos requerida através do protocolo de sinalização RSVP [13]. Cada roteador ao longo do caminho aloca, para cada fluxo aceito, uma determinada largura de banda e espaço em *buffer*. Caso a reserva de recursos não seja possível em algum dos roteadores ao longo do caminho, o RSVP notifica os sistemas finais acerca da impossibilidade de estabelecer a mesma.

O Serviço Carga-Controlada fornece um compromisso ao fluxo de que ele irá receber um serviço similar ao de um fluxo melhor-esforço em uma rede com baixa carga de utilização, usando controle de admissão para garantir que a *QoS* não será degradada com o aumento da carga de utilização da rede.

Os diferentes serviços propostos no âmbito da arquitetura IntServ, ainda que possam divergir nas aplicações possíveis, convergem quanto ao princípio da arquitetura: **a diferenciação de serviço é realizada tendo como base a reserva de recursos por fluxo, no modo fim-a-fim.** Este princípio influencia fortemente as características apresentadas pela arquitetura. A arquitetura básica de um roteador IntServ é exibida na Figura 2-2.



**Figura 2-2 – Arquitetura de um roteador IntServ
(Figura adaptada de [5])**

Além dos novos serviços e do protocolo de sinalização, outros componentes básicos da arquitetura IntServ são:

- o **classificador de pacotes**, que mapeia cada pacote recebido em uma classe (todos os pacotes de uma mesma classe recebem a mesma *QoS*) [24][25];
- o **escalonador de pacotes**, que determina a seqüência com que os pacotes pertencentes às diversas classes serão transmitidos, de forma que as exigências de *QoS* possam ser satisfeitas [26][27][28];

- o **gerenciador de *buffer***, para alocar e gerenciar o *buffer* disponível para cada um dos fluxos de pacotes aceitos [26][29][30][31][32];
- o **controlador de admissão**, que implementa um algoritmo de decisão que os roteadores usam para determinar se um novo fluxo pode ter seus requisitos de *QoS* garantidos, sem violar as garantias dos fluxos previamente aceitos [33][34][35];
- o **módulo de policiamento** ou **reformatação de tráfego**, empregado para controlar determinadas características de tráfego dos fluxos, como por exemplo a intensidade das rajadas [36][37][38].

Todas as operações descritas acima devem ser executadas para todos os fluxos ativos. Adicionalmente ao plano de dados, informações também devem ser mantidas pelo roteador para cada um dos fluxos ativos no plano de controle. O plano de controle na arquitetura IntServ é responsável pelas operações de reserva de recursos e de sinalização, contabilidade por fluxo [39] e policiamento de tráfego.

O protocolo de sinalização RSVP possibilita que emissores, receptores e roteadores de uma sessão *unicast* ou *multicast* se comuniquem com o objetivo de estabelecer o estado necessário nos roteadores para suportar os diferentes serviços oferecidos pela arquitetura IntServ, por meio de uma conexão flexível, a qual pode ser considerada um meio termo entre os protocolos da camada de rede orientados à conexão e sem conexão. A utilização de algoritmos de roteamento com suporte à *QoS* e *multicast* contribui para aumentar o sucesso da operação de reserva de recursos efetuada pelo RSVP nos roteadores [40][41]. A reserva de recursos fim-a-fim deve acontecer antes do início de uma sessão e perdurar por toda duração desta. Logo, a cooperação entre os diversos provedores ao longo do caminho é fundamental para assegurar garantias quantitativas de *QoS* no modo fim-a-fim. Dada a natureza descentralizada da Internet atual, estabelecer acordos multilaterais entre os diversos provedores envolvidos na sessão torna-se muito difícil na prática [6].

Na Arquitetura de Serviços Integrados, o tráfego de um fluxo é caracterizado principalmente por um filtro *token-bucket* (r, b) [9], onde b é a capacidade do balde, o qual é abastecido com fichas a uma taxa de r fichas por segundo. Para que um pacote possa ser transmitido, certo número de fichas deve ser retirado do balde, de acordo com o tamanho do pacote. O filtro *token-bucket* possibilita rajadas controladas, limitadas pela quantidade

de fichas disponíveis no balde. Nas bordas da rede, realiza-se o policiamento dos fluxos, comparando-se o tráfego de um fluxo com o seu descritor para verificar a conformidade; pacotes que não estiverem em conformidade podem ser transmitidos, por exemplo, como pacotes melhor-esforço, segundo o acordo de nível de serviço existente entre os domínios. Nos roteadores internos do domínio IntServ pode-se fazer necessária a reformatação de tráfego, de modo a suavizar as distorções introduzidas ao longo do caminho. Neste caso, os fluxos de pacotes são readequados aos parâmetros *token-bucket* inicialmente estabelecidos.

A aplicabilidade da Arquitetura de Serviços Integrados e do RSVP em redes de longa distância como a Internet enfrenta limitações. Devido à necessidade de ser mantido o estado para cada um dos fluxos no interior da rede, a solução torna-se pouco escalável. As mensagens periódicas de estabelecimento de caminho e de reserva de recursos ao longo do mesmo, emitidas tipicamente a cada 30 segundos pelo RSVP para cada um dos fluxos ativos, também ocasionam um *overhead* considerável [42]. Para que a reserva de recursos fim-a-fim, ao longo de diversos provedores, permaneça durante a duração da sessão, faz-se necessário impedir a alteração de rotas para os fluxos [43] ou reservar os recursos requeridos ao longo do novo caminho com a sessão em andamento – ambas as possibilidades são complexas de implementar na prática. O suporte à tolerância à falhas na arquitetura IntServ também se revela bastante complexo [44].

O desenvolvimento incremental da arquitetura IntServ também se mostra muito difícil, pois os roteadores precisam sofrer grandes alterações e as aplicações precisam gerar sinalização RSVP, requerendo uma API específica nos sistemas finais, especialmente para as aplicações multimídia [45]. Para suportar completamente as garantias de *QoS* fim-a-fim, mecanismos de reserva de recursos devem ser também desenvolvidos em servidores [46][47] e nos sistemas operacionais dos sistemas finais [48].

Diante de todas as dificuldades enfrentadas para a implementação da arquitetura IntServ, tornou-se mais atrativo desenvolver arquiteturas de rede que possibilitem a oferta de *QoS* para os usuários de modo mais suave, sem demandar grandes alterações na arquitetura atual e com alta escalabilidade, de modo a possibilitar sua adoção até mesmo em *backbones* que apresentam tráfego intenso.

2.5.2 Arquitetura de Serviços Diferenciados (DiffServ)

A Arquitetura de Serviços Diferenciados (DiffServ) [16][49] teve como motivações iniciais para seu desenvolvimento a busca por uma arquitetura para a Internet de Próxima Geração que pudesse oferecer diferenciação de serviços de modo mais simples, escalável, gerenciável e que também pudesse ser adotada de modo gradual. O princípio da arquitetura DiffServ é fazer com que **pacotes dos micro-fluxos individuais com requisitos de QoS similares sejam classificados na borda da rede em agregados de fluxos**, marcando-se (ou remarcando-se) os cabeçalhos dos pacotes de acordo com critérios previamente estabelecidos, definidos por meio de um Acordo de Nível de Serviços (SLA – *Service Level Agreement*) entre redes que possuem interconexão. Os pacotes podem também ser marcados previamente à sua entrada em um domínio DiffServ, por meio da aplicação ou do sistema hospedeiro emissor. Cada agregado de fluxos recebe nos roteadores internos do domínio DiffServ uma das classes de serviço existentes no domínio, as quais possuem diferentes prioridades. Logo, um agregado de fluxos constitui o menor nível de granularidade em uma rede DiffServ em termos de diferenciação de serviços. O número de classes de serviço disponíveis normalmente é pequeno, tipicamente de três a cinco classes. O tráfego em desacordo com o perfil contratado pode não obter a QoS desejada ou sofrer tarifação adicional. Os perfis de tráfego são derivados a partir do SLA. Os principais aspectos de um roteador DiffServ são exibidos na Figura 2-3; pode-se perceber a existência de uma única fila por classe de serviço, ao invés de uma fila por micro-fluxo.

No cabeçalho de cada pacote IP, o campo DSCP (*Differentiated Services Code Point*) denota a classe de serviço (PHB – *Per Hop Behavior*) que o pacote deve receber quando é transmitido em cada um dos *hops* do domínio DiffServ [49]. O campo DSCP é definido pelo octeto Tipo-de-Serviço (ToS – *Type of Service*) no protocolo IPv4 [50] ou pelo octeto Classe de Tráfego (*Traffic Class*) no IPv6 [51]. O PHB define o serviço oferecido por um roteador para um agregado de fluxos BA (*Behavior Aggregate*), isto é, um agregado de fluxos cujos pacotes possuem as mesmas marcações no campo DSCP. Os PHBs constituem um modo granular para alocar recursos como largura da banda e *buffer* em cada um dos roteadores do domínio DiffServ e são implementados por meio de algoritmos de escalonamento de pacotes e de gerenciamento de *buffers*.

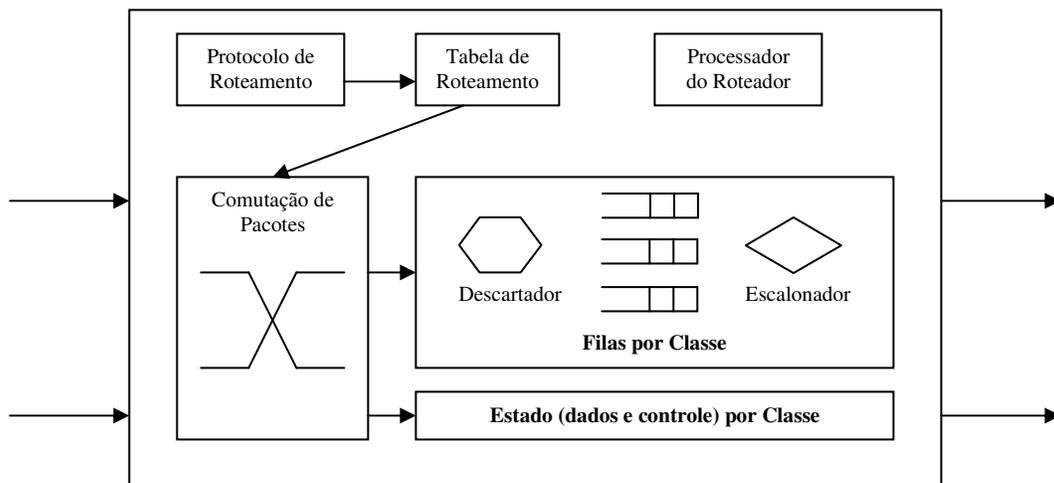


Figura 2-3 – Arquitetura de um roteador DiffServ
(Figura adaptada de [5])

O mapeamento de micro-fluxos em agregados de fluxos requer classificação [25]; contudo, uma vez que a classificação é realizada apenas na borda do domínio DiffServ, o *overhead* e os problemas de escalabilidade são minimizados. Os micro-fluxos são agregados de acordo com regras definidas pelo operador da rede. Por exemplo, um agregado pode ser definido considerando-se todo tráfego gerado por uma determinada aplicação ou originado por uma organização específica.

A escalabilidade da arquitetura DiffServ é obtida graças à agregação dos micro-fluxos e à implementação de funções complexas como classificação e condicionamento de tráfego apenas nos nós localizados na borda do domínio. No interior do domínio, os pacotes são simplesmente retransmitidos de acordo com a classe de serviço indicada em seus cabeçalhos. Com um número pequeno de classes de serviço a serem atendidas no interior do domínio DiffServ, operações como classificação, escalonamento, gerenciamento de *buffer* e policiamento tornam-se mais simples e rápidas. A agregação dos micro-fluxos também facilita as tarefas de gerenciamento, contabilidade e tarifação. A desvantagem da agregação é que não é possível oferecer garantias de *QoS* para micro-fluxos, uma vez que a agregação faz com que o isolamento entre os diversos micro-fluxos que constituem o agregado seja perdido.

A arquitetura DiffServ também adota outros princípios arquiteturais, além da agregação, que possibilitam simplificações adicionais. Além de não requerer sinalização, o fato dos PHBs possuírem semântica estritamente local (*per-hop*) possibilita que a diferenciação de serviços possa ser desenvolvida apenas em pontos individuais de congestionamento, sem requerer seu desenvolvimento em toda a rede ou em diferentes domínios. Por exemplo, um provedor pode decidir por superdimensionar toda a rede, sem utilizar qualquer mecanismo de diferenciação de serviços e empregar mecanismos DiffServ apenas nos enlaces transoceânicos, onde congestionamentos tornam-se aceitáveis devido ao alto custo da banda [5].

A Tabela 2-2 exibe as principais diferenças entre as arquiteturas IntServ e DiffServ [5]. A arquitetura DiffServ pode requerer algum tipo de controle de admissão e de sinalização (usando *brokers*, por ex.) caso a mesma ofereça diferenciação de serviços absoluta.

Tabela 2-2 – Comparação entre as arquiteturas IntServ e DiffServ

	IntServ	DiffServ
Granularidade da Diferenciação	Micro-fluxos	Macro-fluxos ou agregados (classes de serviço)
Estado nos Roteadores (escalonamento, <i>buffers</i> etc.)	Por fluxo	Por classe de serviço
Classificação do Tráfego	Através de diversos campos do datagrama IP	Através do campo DCSP (6 bits) no cabeçalho IPv4/v6
Controle de Admissão	Requerido	Não requerido para diferenciação relativa
Protocolo de Sinalização	Requerido (RSVP)	Não requerido para diferenciação relativa
Escopo da Coordenação para Diferenciação	Fim-a-Fim	Local (<i>per-hop</i>)
Escalabilidade	Limitada pelo número de fluxos	Limitada pelo número de classes de serviço
Contabilidade	Baseada nas características dos fluxos	Baseada no uso das classes de serviço
Gerenciamento	Similar às redes por comutação de circuitos	Similar às redes por comutação de pacotes
Acordos Inter-domínio	Multilaterais	Bilaterais

2.6 Considerações Finais

As características da Internet melhor-esforço, a natureza das aplicações multimídia e as duas principais arquiteturas Internet orientadas à *QoS*, IntServ e DiffServ, são discutidas neste capítulo.

Devido às suas opções de projeto, a arquitetura DiffServ é mais simples e escalável, podendo ser empregada também em *backbones* WAN. As aplicações já existentes podem ser beneficiadas, visto que não se faz necessário um protocolo de sinalização fim-a-fim como o RSVP. Sendo assim, tornou-se a proposta mais promissora para a Internet de Próxima Geração. Contudo, a arquitetura IntServ não pode ser desconsiderada, principalmente para aplicações mais exigentes quanto aos níveis de *QoS* e que venham a operar em redes de menor abrangência, tais como CANs e MANs.

Segundo a *International Telecommunications Union* (ITU-T) [52], uma NGN (*Next Generation Network*) é uma rede de pacotes capaz de prover serviços, incluindo serviços de telecomunicações, fazendo uso de múltiplas tecnologias de transporte banda larga orientadas à *QoS*, nas quais as funções relacionadas aos serviços são independentes das tecnologias empregadas na rede de transporte. Os usuários devem possuir acesso irrestrito aos serviços, a partir de diferentes provedores. Uma NGN deve ainda possibilitar mobilidade generalizada, de modo a que os usuários possam usufruir dos serviços de modo consistente e ubíquo. Em [53] é apresentado um sumário dos principais aspectos arquiteturais das NGNs; uma visão geral do esforço de padronização voltado para a realização das NGNs é apresentado em [54]. O desenvolvimento ubíquo dos serviços NGN tem sido afetado por um conjunto de fatores inibidores de natureza técnica, comercial e regulamentar; os mesmos são discutidos em [55]. Diversos aspectos relacionados às propostas existentes para assegurar *QoS* em redes móveis IP são discutidos em [56].

Considerando a natureza universal da Internet, pode-se afirmar que as tecnologias IP possuem uma enorme possibilidade de virem a constituir a infra-estrutura das NGNs. Este trabalho contribui para o esforço coletivo de realização das NGNs.

Capítulo 3

Arquitetura de Serviços Diferenciados: Escalonamento de Pacotes e Serviços

3.1 Introdução

Este capítulo apresenta uma revisão bibliográfica dos principais algoritmos de escalonamento e dos serviços disponíveis na literatura relacionada à Arquitetura de Serviços Diferenciados. Dá-se maior ênfase ao Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP), uma das mais importantes propostas de serviço para a Internet de Próxima Geração, haja vista o grande número de citações que diversos trabalhos seminais de Dovrolis relacionados ao MDP recebem ([1][5] e outros). O MDP é um dos principais objetos de interesse do presente trabalho. Aspectos fundamentais relacionados ao escalonamento de pacotes também são discutidos.

3.2 Escalonamento de Pacotes: Aspectos Fundamentais

Para atender aos requisitos de *QoS* das novas aplicações para a Internet é necessário empregar soluções mais sofisticadas do que os tradicionais escalonadores FIFO, principalmente quando as flutuações estatísticas das fontes de tráfego causam filas de tamanho considerável nos roteadores. O escalonamento de pacotes desempenha uma função fundamental em qualquer arquitetura Internet orientada à *QoS*, podendo ser classificado em duas grandes famílias [57]:

- **escalonamento nas arquiteturas Internet orientadas à *QoS* quantitativa:** nas arquiteturas deste tipo, por ex. Arquitetura de Serviços Integrados (IntServ) [15], são feitas reservas explícitas de recursos para cada um dos fluxos produzidos pelas aplicações, também chamados de micro-fluxos. O escalonador deve ser capaz de suportar aplicações do tipo tempo-real, oferecendo garantias determinísticas ou estatísticas de limite de desempenho para os micro-fluxos

(atraso máximo etc.), requerendo reservas de recursos individuais para os mesmos;

- **escalonamento nas arquiteturas Internet orientadas à *QoS* qualitativa:** nestas arquiteturas, por ex. Arquitetura de Serviços Diferenciados (DiffServ) [16], não são feitas reservas para micro-fluxos individuais; os pacotes dos micro-fluxos individuais são classificados na borda do domínio em agregados de fluxos, sendo fornecidos poucos níveis de diferenciação de serviços. O escalonador normalmente deve suportar aplicações menos exigentes e adaptativas, procurando oferecer garantias relativas de *QoS* aos agregados de fluxos e também evitando a ocorrência de inanição de serviços em algum agregado.

Um escalonador de pacotes desempenha duas tarefas ortogonais: decidir a ordem na qual os pacotes serão servidos e gerenciar a fila de requisições pendentes. Logo, o escalonador pode influenciar no atraso (e conseqüentemente no *jitter*), na largura de banda fornecida e na taxa de descarte dos pacotes.

Os seguintes graus de liberdade (escolhas fundamentais) podem ser considerados ao se projetar um escalonador de pacotes [26]:

- classes de serviço: o número de classes de serviço e o relacionamento entre elas deve ser determinado;
- classes de serviço conservativas versus não-conservativas: para cada uma das classes de serviço, deve-se decidir entre serviço conservativo, que nunca deixa o enlace ocioso quando existem pacotes para serem transmitidos e serviço não-conservativo, que pode deixar o enlace ocioso mesmo quando existem pacotes aguardando transmissão, visando reformatar o tráfego;
- grau de agregação de fluxos: o escalonador pode possuir uma fila por fluxo, uma fila para todas os fluxos (mesma *QoS* para todos) ou uma fila para cada classe diferente de *QoS*;
- ordem de serviços: é a ordem na qual o escalonador serve os pacotes de um fluxo ou agregado de fluxos. O escalonador pode empregar uma estratégia sem reordenação (algoritmo FIFO) ou com reordenação, o que pode acarretar um grande custo computacional para calcular a ordem dos pacotes.

Os diversos fluxos de pacotes pertencentes a uma mesma classe de serviço não são protegidos uns dos outros; logo, o comportamento inadequado de um fluxo, por exemplo

gerando tráfego acima do SLA contratado, pode comprometer o desempenho dos demais fluxos pertencentes à mesma classe.

De modo ideal, um escalonador deve ser escalável e possuir uma baixa complexidade, de modo a suportar um grande número de fluxos em enlaces de alto desempenho; também deve prover proteção, de forma que uma largura da banda mínima esteja garantida para cada fluxo, independentemente do comportamento dos outros fluxos. Deve ainda propiciar justiça, por meio de uma alocação de recursos justa para cada fluxo, de acordo com suas necessidades [26].

3.3 Serviços na Arquitetura DiffServ

Entre os primeiros serviços propostos para a arquitetura DiffServ podem ser destacados o *Expedited Forward* (EF) [58] e o *Assured Forward* (AF) [59]. O serviço EF garante aos usuários uma largura de banda nominal ao longo de certo caminho na rede, similar a uma linha privada, buscando minimizar o atraso, o *jitter* e o descarte de pacotes. As garantias de *QoS* oferecidas pelo serviço EF vão na linha da diferenciação de serviços do tipo absoluta, requerendo para isso algum tipo de reserva de banda e fixação de rotas; logo, o serviço EF pode ser pensado como uma extensão para o serviço Garantido [22] da arquitetura IntServ, lembrando que o serviço EF é proposto para agregados de fluxos e que o serviço Garantido se propõe a atender micro-fluxos. O serviço AF define quatro classes de serviço, cada uma com três níveis de precedência para descarte de pacotes.

O tráfego EF é limitado na borda do domínio DiffServ à sua taxa de pico R contratada, por meio do policiamento do tráfego nos roteadores de borda do domínio. O policiamento garante que rajadas de tráfego não serão injetadas no interior do domínio e que o tráfego EF não irá exceder a taxa contratada R . No interior do domínio, a taxa R para o agregado EF é reservada ao longo do caminho e o tráfego EF recebe nos roteadores a maior prioridade disponível. Esperava-se com estas medidas que os agregados EF não viessem a experimentar atrasos de fila e descartes de pacotes significativos. Contudo, em algumas situações estas expectativas não podem ser satisfeitas - o tráfego EF, mesmo quando é policiado na entrada do domínio e recebe a maior prioridade no interior deste, pode ainda apresentar rajadas à medida que vai atravessando os roteadores. A razão para isso é que a multiplexação de tráfego EF oriundos de diferentes *interfaces* de entrada nos roteadores situados no núcleo do domínio pode induzir a formação de rajadas [26],

umentando os atrasos de fila e o descarte de pacotes [60]. Para que seja possível garantir atrasos de fila razoavelmente baixos, dependendo da magnitude das rajadas induzidas no interior do domínio, a carga imposta por um agregado EF deve ser apenas uma fração da capacidade da rede [61]. Resultados experimentais exibidos em [62] comprovam que um agregado EF pode realmente vir a experimentar atrasos e descartes significativos sob determinadas condições. As rajadas induzidas no interior do domínio podem ser suavizadas através de reformatação do tráfego na fronteira entre diferentes domínios [63]; contudo, a reformatação requer conhecimento específico sobre os micro-fluxos que constituem o agregado EF, podendo se tornar ineficaz em enlaces de alta velocidade.

O serviço EF, embora não requeira sinalização, necessita que recursos sejam reservados para um agregado durante certo período de tempo por meio de um *broker* [58]; um *broker* é um agente centralizado que controla a reserva de recursos em um determinado domínio. Reservas inter-domínios requerem acordo e cooperação entre cada um dos *brokers* envolvidos [64]. A necessidade de um *broker* centralizado em cada domínio pode provocar um gargalo, prejudicando a escalabilidade e as características de tolerância a falhas da arquitetura DiffServ; arquiteturas distribuídas para *brokers* podem enfrentar problemas de consistência difíceis de serem equacionados [61]. O agregado EF também irá requerer alguma forma de fixação de rotas, de modo a que o mesmo trafegue através dos enlaces que tiveram banda reservada previamente.

A diferenciação de serviço proposta pelo serviço AF pode ser vista como uma diferenciação relativa, onde os usuários que subscrevem uma classe de serviço mais alta obtêm níveis de *QoS* superiores aos usuários que subscrevem classes mais baixas. A reserva de recursos para o serviço AF não é requerida. Contudo, alguma forma de provisionamento ou de garantias estatísticas para banda e *buffer* são necessárias [59]. Em virtude da necessidade de provisionamento, o serviço AF também requer alguma forma de fixação de rotas. O entendimento e a especificação do serviço AF tem se mostrado até certo ponto vaga, o que certamente dificultou a oferta do serviço; em [65], Kilkki afirma que o modo como se dá o relacionamento entre as quatro classes AF é um assunto aberto e o uso das mesmas é até certo ponto confuso. As colocações de Kilkki podem ser comprovadas em diversos trabalhos; por exemplo, em [66], o serviço AF é classificado como sendo do tipo diferenciação absoluta e em [1], por sua vez, afirma-se que o serviço AF pode ser visto como um esquema de diferenciação de serviços relativa.

Outros modelos de serviço têm sido propostos no âmbito da arquitetura DiffServ, após o esforço inicial de pesquisa ter sido focado nos serviços EF e AF. Algumas propostas se baseiam no princípio de agregação de fluxos, enquanto outras buscam fornecer garantias de serviço para micro-fluxos, sem contudo manter estado nos roteadores internos do domínio para cada micro-fluxo.

A arquitetura *Asymmetric Best Effort* (ABE) propõe duas classes de serviço: uma para aplicações sensíveis a atrasos e outra para aplicações sensíveis a banda ou *throughput* [67]. Um algoritmo de escalonamento para a diferenciação de atrasos entre apenas duas classes de serviços é proposto em [68]. Fornecer garantias de serviço por fluxo, sem manter estado por fluxo nos roteadores internos é proposto pela arquitetura SCORE (*Scalable Core*) [69]. Em [70] é proposto um esquema no qual o gerenciamento de recursos e o controle de admissão de fluxos é realizado nos roteadores situados na borda de saída dos fluxos do domínio; a partir do perfil do tráfego nas classes de serviço é feito o provisionamento dos roteadores através dos quais os fluxos ingressam no domínio. Este esquema não mantém o estado nos roteadores internos do domínio.

Um mecanismo simples de diferenciação é o chamado esquema de tarifação do metrô de Paris (PMP – *Paris Metro Pricing*) [71]; esta proposta se baseia apenas na tarifação, ao invés de utilizar mecanismos especiais nos roteadores para realizar a diferenciação de serviços. A proposta PMP se baseia na suposição de que maiores preços para as classes de serviço mais altas levarão a menores cargas nas mesmas e portanto a um melhor desempenho. De modo geral, políticas de tarifação são efetivas apenas em escalas de tempo relativamente longas, especialmente quando as tarifas das classes não podem ser modificadas com frequência. Quando as classes de serviço mais altas tornam-se sobrecarregadas, em situações nas quais muitos usuários se dispõem a pagar o preço exigido, as mesmas poderão apresentar um desempenho até mesmo inferior ao das classes mais baixas [5].

O sistema operacional Linux oferece um conjunto de mecanismos para o controle de tráfego em roteadores, possibilitando determinar na interface de entrada as taxas de aceitação dos pacotes e estabelecer a ordem e a taxa com que os pacotes serão transmitidos na interface de saída [72]. Diferentes algoritmos de escalonamento, policiamento e descarte são ofertados.

A seguir, discute-se um novo modelo de serviço proposto para a arquitetura DiffServ, que tem recebido ultimamente bastante atenção. Isto se deve principalmente à clareza de sua especificação e à sua viabilidade de implementação, por meio de mecanismos escaláveis.

3.4 Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP)

O Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP) foi proposto por Dovrolis *et al.* em [1][5][73] e tem por objetivo fornecer um pequeno número de classes de serviço com garantias apenas para o ordenamento relativo do desempenho das classes, considerando parâmetros de *QoS* como o atraso de fila e o descarte de pacotes. As principais características do MDP são:

- **controlabilidade:** do ponto de vista do operador da rede; o operador pode ajustar o espaçamento de *QoS* entre as classes de serviço, a partir de um conjunto de parâmetros;
- **previsibilidade:** do ponto de vista do usuário; deve-se procurar manter uma ordenação consistente entre as classes de *QoS*, conforme os parâmetros especificados pelo operador da rede.

De modo ideal, a controlabilidade e a previsibilidade devem ser mantidas independentemente da escala de tempo e da distribuição de carga nas diversas classes, a qual é variável ao longo do tempo. A quantificação do desempenho depende, entre outras coisas, da carga corrente nas classes de serviço.

3.4.1 Aspectos Arquiteturais do MDP

O MDP não requer controle de admissão, reservas de recursos e sinalização. A fixação de rotas também não é um aspecto importante; assim, o MDP pode ser visto como uma arquitetura simples de desenvolver e operar [5].

Do ponto de vista arquitetural, o MDP pode ser entendido como sendo constituído por três componentes básicos, que devem ser considerados em diferentes pontos da rede [5]:

- Roteadores: devem implementar mecanismos especiais para o encaminhamento e/ou descarte de pacotes – estes mecanismos são o escalonador de pacotes e o descartador (*dropper*);

- Usuários/aplicações: os usuários e/ou aplicações podem realizar uma seleção dinâmica entre as classes de serviço disponíveis, a fim de selecionar a classe que oferece um desempenho mínimo para atender seus requisitos;
- Provisionamento de classes: o operador da rede pode provisionar recursos no interior da rede, buscando atender a *QoS* desejada em cada uma das classes.

De modo ideal, o plano de controle das arquiteturas orientadas à *QoS* deveria ser capaz de possibilitar a diferenciação de serviços no modo relativo e também absoluto, possibilitando aos usuários, quando for o caso, requerer níveis de desempenho com garantias quantitativas. Visto que a arquitetura MDP não implementa controle de admissão, não sendo possível portanto conhecer a distribuição de carga nas classes, não é possível assegurar níveis absolutos de *QoS* para as classes de serviço. Ainda que existisse tal possibilidade, os níveis absolutos de *QoS* seriam assegurados apenas para as classes de serviço ou agregados de fluxos, e não para os micro-fluxos que constituem os mesmos, uma vez que não existe isolamento entre os micro-fluxos que compõem os agregados em uma arquitetura DiffServ.

A previsibilidade no MDP significa que idealmente o desempenho das classes de serviço mais altas deve ser superior (ou não pior) ao desempenho das classes de serviço mais baixas, independente da carga total agregada, da distribuição de carga nas classes de serviço e da escala de tempo na qual o desempenho é medido. A importância da previsibilidade está relacionada principalmente com dois aspectos: para que os usuários estejam dispostos a pagar uma tarifa maior pelas classes mais altas, os mesmos devem estar convencidos de que estas classes realmente oferecem um desempenho superior ao das classes mais baixas, independentemente da escala de tempo considerada, da distribuição de carga nas classes e da carga total agregada. Uma diferenciação de serviços previsível, em diferentes condições de carga e intervalos de tempo, também é importante para que os usuários e aplicações possam selecionar dinamicamente uma classe de serviço aceitável para seus propósitos quando a mesma existir. Intuitivamente, se a diferenciação não é previsível, a ordenação das classes pode variar à medida que a distribuição de carga nas mesmas se altere. Neste caso, os usuários e aplicações podem ficar alternando erratically de uma classe para outra, sem convergir, mesmo que exista uma classe que possa atender suas necessidades [5].

É importante assegurar a previsibilidade em curtos intervalos de tempo, visto que a maioria dos fluxos de pacotes na Internet possui um tempo de vida curto [5]. Por exemplo, uma conexão http [74] frequentemente é constituída por menos do que dez pacotes de dados [75].

3.4.2 Objetivos do Modelo de Diferenciação Proporcional

No MDP, a rede fornece a garantia de que uma classe de serviço C_i receberá melhor serviço, ou pelo menos serviço não pior, do que uma classe de serviço C_{i-1} em termos de métricas locais (*per-hop*) para o atraso de fila. Considerando que $\delta_0 < \delta_1 < \delta_2 \dots$, com $\delta_0 = 1$, são os parâmetros de diferenciação de *QoS* especificados pelo operador da rede e que dm_i é o atraso médio real da fila C_i medido a cada partida de T pacotes (intervalo de monitoração), o objetivo do MDP para os atrasos de fila pode ser expresso, considerando n classes de serviço, da seguinte forma:

$$\delta_0 dm_0 = \delta_1 dm_1 = \dots = \delta_{n-1} dm_{n-1}. \quad \text{Equação 3-1}$$

As classes mais altas oferecem melhor desempenho aos usuários, sendo que a quantificação do desempenho depende da carga corrente em cada uma das classes.

Em [76], Dovrolis estende sua proposta inicial, de modo a considerar no MDP também o nível de descarte de pacotes nas classes de serviço. O modelo proposto faz uso do método de descarte RED [31] e trata atrasos e descarte de modo acoplado, de tal modo que as classes mais altas devem oferecer melhor desempenho para atrasos de fila e também para descarte de pacotes, ou seja, é proposto que a diferenciação se dê em uma única dimensão. Dovrolis justifica esta simplificação pelo fato de que os bits de Precedência, no campo *Type of Service* do cabeçalho IPv4 original [50], não fazem discriminação entre atrasos e descarte de pacotes. Por outro lado, fazer com que classes de serviço que devam apresentar níveis de atrasos mais elevados também venham a apresentar taxas de descarte de pacotes mais elevadas simplifica o problema de escalonamento, aumentando o espaço das soluções viáveis.

Um esquema de diferenciação em duas dimensões, que possibilite a uma classe de serviço apresentar maiores atrasos do que outras classes, mas requerendo menores perdas, pode ser útil para algumas aplicações. Os dois últimos bits do campo *Type of Service*, os quais não são utilizados atualmente, poderiam ser empregados para indicar o nível de

diferenciação relativa de uma classe de serviço com relação ao descarte de pacotes, de modo independente dos atrasos de fila. Neste caso, na dimensão do descarte de pacotes, a diferenciação pode ser feita, por exemplo, com a escolha apropriada dos parâmetros para o algoritmo de descarte de pacotes RED. Cabe ressaltar que atualmente o algoritmo RED é amplamente suportado pelos roteadores dos principais fabricantes, por exemplo a série 12000 de roteadores Cisco [77].

Este trabalho se concentra em investigar algoritmos de escalonamento de pacotes que possam atender aos objetivos do MDP com maior precisão quanto aos atrasos de fila.

3.4.3 Cálculo dos Atrasos Médios por Classe de Serviço

A Equação 3-1 estabelece unicamente uma proporção entre os atrasos médios das n classes de serviço. A obtenção dos atrasos médios das diferentes classes de serviço a partir da proporção entre os atrasos médios baseia-se na lei de conservação [26][78][79], a qual restringe os atrasos médios por classe qualquer que seja o escalonador de pacotes conservativo utilizado. Para derivar a expressão que estabelece os atrasos médios por fila é considerado o seguinte modelo de roteador DiffServ com suporte ao MDP:

- escalonador conservativo, sem perdas e não-preemptivo;
- Cp : capacidade de transmissão no enlace de saída (bytes por segundo);
- n : número de filas, uma para cada classe de serviço;
- λ_i : taxa média de entrada da fila i (pacotes por segundo);
- λ : taxa média de entrada no roteador ($\lambda = \sum_{i=0}^{n-1} \lambda_i$);
- \bar{L}_i : tamanho médio dos pacotes da fila i (bytes);
- \bar{L} : tamanho médio entre todos os pacotes ($\bar{L} = \sum_{i=0}^{n-1} (\lambda_i \bar{L}_i) / \lambda$);
- u : utilização do roteador ($u = \bar{L}\lambda / Cp$).

Para que a atuação do roteador seja sem perdas é necessário $u < 1$. A propriedade não-preemptiva assegura que uma vez iniciada a transmissão de um pacote a mesma irá terminar, o que é uma prática padrão em redes de pacotes.

A lei de conservação estabelece a seguinte relação para qualquer escalonador conservativo S de capacidade Cp [5]:

$$\sum_{i=0}^{n-1} \lambda_i \bar{L}_i dm_i = \lambda \bar{L} dm_{ag} = \bar{q}_{ag} \quad \text{Equação 3-2}$$

onde dm_i é o atraso médio de fila em cada classe de serviço i , dm_{ag} e \bar{q}_{ag} são, respectivamente, o atraso médio (em segundos) e o acumulado ou *backlog* médio (em bytes) de um escalonador FIFO com capacidade C_p que atende o mesmo tráfego atendido pelo escalonador S . A lei de conservação implica que embora um escalonador possa afetar a magnitude dos atrasos das classes de serviço, ele pode apenas realocar os atrasos entre as classes, uma vez que o acumulado médio \bar{q}_{ag} é invariante e não depende da política adotada pelo escalonador S . A lei de conservação é válida para chegadas de pacotes e tamanhos de pacotes regidos por distribuições arbitrárias.

Supondo que um escalonador S satisfaça os objetivos do MDP expressos na Equação 3-1 e considerando a restrição imposta pela lei de conservação (Equação 3-2), o atraso médio para as classes de serviço i é expresso da seguinte forma [5]:

$$dm_i = \frac{1/\delta_i \cdot \bar{q}_{ag}}{\sum_{j=0}^{n-1} 1/\delta_j \cdot \lambda_j \cdot \bar{L}_j} \quad \text{Equação 3-3}$$

Consequentemente, embora o MDP consista de restrições de *QoS* relativas entre as classes de serviço, o atraso médio em cada uma das classes pode ser obtido quando o modelo é submetido a um tráfego com distribuição de carga $\{\lambda_i\}$, parâmetros de diferenciação $\{\delta_i\}$, tamanhos médios dos pacotes $\{\bar{L}_i\}$ e acumulado médio \bar{q}_{ag} .

3.4.4 Viabilidade do Modelo de Diferenciação Proporcional

Nem sempre é factível atingir os objetivos do MDP expressos na Equação 3-1, visto que pode-se perceber, até mesmo intuitivamente, que o atraso de cada classe possui um valor mínimo, relacionado com sua carga [73]. Em uma situação de baixa carga agregada, todas as classes de serviço podem experimentar o mesmo desempenho – assim, é importante estabelecer que o desempenho de uma classe mais alta será melhor ou pelo menos não pior do que uma classe de serviço mais baixa. Portanto, em certas condições pode não existir um escalonador conservativo que consiga estabelecer os atrasos médios

das classes de serviço para determinados valores, conforme a Equação 3-3. A razão para isso é que o atraso médio de uma classe de serviço possui um limite inferior devido à sua carga inerente. Este limite inferior pode ser obtido dando à classe de serviço em análise prioridade estrita em relação ao restante do tráfego.

Formalmente, fornecidas as taxas de entrada $\{\lambda_i\}$, os tamanhos médios dos pacotes $\{\bar{L}_i\}$ e o acumulado médio \bar{q}_{ag} do tráfego agregado, diz-se que um conjunto de parâmetros de diferenciação $\{\delta_i, i=0, \dots, n-1\}$ é factível quando existe um escalonador de pacotes conservativo que possibilite estabelecer os atrasos médios de cada classe de serviço de acordo com a Equação 3-3 [5].

As condições necessárias e suficientes para a factibilidade de um conjunto de n atrasos médios de fila, fornecidas as cargas das n classes de serviço, foram derivadas em [80] e [81] na forma de inequações; o trabalho [82] considera que os tamanhos dos pacotes das diferentes classes de serviço possuem a mesma distribuição e estende os resultados iniciais, reduzindo o número de inequações que devem ser satisfeitas. A verificação das inequações em todos os trabalhos citados requer o conhecimento dos atrasos médios que seriam obtidos caso uma classe de serviço fosse atendida com a máxima prioridade, segundo um escalonador de pacotes por prioridades.

Caso o tráfego não esteja em conformidade com um modelo de filas matematicamente tratável [79], para o qual os atrasos médios de fila são conhecidos analiticamente, os atrasos médios produzidos por um escalonador de pacotes por prioridades devem ser estimados ou medidos experimentalmente, dificultando bastante o processo. Mesmo possuindo os valores dos atrasos médios de fila segundo o escalonador por prioridades, classificar um determinado cenário apenas como factível ou infactível, de modo dicotômico, pode ser de pouca utilidade prática, visto que em situações reais é muito difícil obter uma fiel observância às proporções estabelecidas pela Equação 3-1, em virtude do extremo dinamismo da Internet.

3.4.5 Propriedades do Modelo de Diferenciação Proporcional

Alterações na carga agregada das diversas classes de serviço, na distribuição de carga entre as classes ou nos parâmetros de diferenciação provocam variações nos atrasos médios de fila das classes. As seguintes propriedades, relacionadas à dinâmica do MDP, são estabelecidas e demonstradas em [73]:

- **Propriedade 1:** aumentando-se a taxa de entrada de uma determinada classe irá aumentar o atraso de fila médio de todas as classes. Esta propriedade mostra que não existe isolamento entre as classes de serviço no MDP: quando o atraso de uma classe aumenta, devido a uma carga adicional, o atraso de todas as outras classes também irá aumentar.
- **Propriedade 2:** aumentando-se a taxa de entrada de uma classe de importância mais alta causa um aumento maior no atraso médio das classes do que se fosse aumentando a taxa de entrada de uma classe de importância mais baixa.
- **Propriedade 3:** aumentando-se o parâmetro de diferenciação de atraso de uma determinada classe irá aumentar o atraso médio de todas as outras classes e diminuir o atraso médio da classe que teve o parâmetro aumentado. Esta propriedade implica que se o atraso de uma classe é reduzido, aumentando-se o seu parâmetro de diferenciação, o atraso de todas as outras classes de serviço irá aumentar.
- **Propriedade 4:** quando um ou mais usuários migram para uma classe de serviço de maior importância, o atraso de todas as classes de serviço irá aumentar. Por outro lado, quando um ou mais usuários migram para uma classe de serviço de menor importância, o atraso de todas as classes de serviço diminui.
- **Propriedade 5:** quando um usuário migra de uma classe de serviço para outra, ainda se observa uma ordenação consistente das classes de serviço, ou seja, as classes de maior importância continuam apresentando menores atrasos.

As duas últimas propriedades são importantes principalmente no contexto da seleção dinâmica de classes de serviço por parte dos usuários [83], quando usuários que possuem restrições para os atrasos máximos fim-a-fim buscam por uma classe de serviço que ofereça um limite de desempenho mínimo aceitável.

3.4.6 Uma Métrica de QoS para o Modelo de Diferenciação Proporcional

O objetivo do MDP expresso na Equação 3-1 pode ser reescrito da seguinte forma:

$$\left| \delta_i dm_i - \delta_j dm_j \right| = 0, \forall i, j. \quad \text{Equação 3-4}$$

Logo, uma métrica para mensurar o nível de atendimento da *QoS* no MDP para n classes de serviço pode ser definida do seguinte modo:

$$NívelQoS = \sum_{i=0}^{n-2} \sum_{j=i+1}^{n-1} |\delta_i dm_i - \delta_j dm_j| \quad \text{Equação 3-5}$$

A métrica *NívelQoS* mede o desvio de objetivo do MDP para cada uma das classes de serviço com relação a todas as outras. Valores de *NívelQoS* próximos a zero indicam um melhor atendimento dos objetivos do MDP expressos na Equação 3-1 ao longo do intervalo de monitoramento considerado.

3.4.7 Outros Aspectos Relacionados ao MDP

Os oito seletores de classe definidos pelo IETF em [49] estão em conformidade com o MDP. Ao usar serviços MDP, as aplicações e os usuários podem adaptar-se dinamicamente, escolhendo a classe de serviço que melhor atenda suas necessidades [83][84]. Em [83] é mostrado que sob certas condições os usuários podem ter até mesmo seus requisitos absolutos de *QoS* satisfeitos usando os mecanismos de seleção dinâmica de classes, mesmo com a arquitetura oferecendo apenas a possibilidade do operador especificar o desempenho relativo entre as classes de serviço. No modelo de seleção dinâmica de classes proposto em [83], cabe ao emissor realizar as seleções das classes de serviço, enquanto que ao receptor compete monitorar a *QoS* fim-a-fim e notificar a mesma ao emissor, através de um canal de retorno.

É possível que uma aplicação não consiga encontrar uma classe de serviço que atenda suas necessidades, até mesmo se a classe de serviço mais alta for escolhida. Intuitivamente, se o enlace considerado estiver bem provisionado, ou seja, se o mesmo possuir recursos (largura de banda e *buffer*) adequados para atender aos requisitos de *QoS* com a carga demandada, existirá uma classe de serviço aceitável para cada tipo de tráfego. O problema de provisionar um enlace em uma arquitetura DiffServ que oferece diferentes classes de serviço, conhecendo-se os requisitos de atraso e as taxas médias do tráfego a ser atendido, é abordado em [84][85]; o cálculo dos parâmetros de diferenciação apropriados para as características do tráfego a ser atendido também é considerado. Ajustar a capacidade de enlaces pode ser uma tarefa relativamente simples, dependendo da

tecnologia utilizada; por exemplo, no caso de comutadores ópticos com tecnologia WDM (*Wavelength-Division Multiplexing*) o procedimento pode ser realizado rapidamente [86].

Os usuários poderão experimentar durante o processo de seleção dinâmica de classes de serviço degradações transitórias de desempenho. Estas degradações podem ser inaceitáveis para aplicações do tipo tempo-real intolerantes, as quais requerem limites de desempenho estritos; logo, estas aplicações são consideradas fora do escopo do MDP. Para as aplicações adaptativas, as degradações de desempenho transitórias podem ser mascaradas por diversas técnicas, tais como: atrasos em aplicações de voz podem ser mascarados por meio de técnicas de adaptação do ponto de reprodução [87]; perdas em níveis limitados podem ser mascaradas por meio de retransmissões [88], ocultação de perdas [89] ou por meio de códigos de correção [90]. Em [91] os autores propõem um mecanismo de adaptação fim-a-fim para ajustar dinamicamente a classe de serviço de um fluxo, de modo que o mesmo possa buscar atender seus requisitos de atraso fim-a-fim e também um algoritmo para suportar a diferenciação dos atrasos das classes de serviço.

A classificação dos pacotes para as diferentes classes pode ser feita pela aplicação, pelo sistema hospedeiro origem ou pelos roteadores localizados na fronteira de domínios MDP. Uma política restritiva, baseada ou não em tarifação [92][93], deve ser implementada para impedir que todos os usuários escolham a mesma classe de serviço para atender seu tráfego. Em [94] é apresentado um estudo comparativo de protocolos voltados para a negociação dinâmica de serviços na Internet de Próxima Geração, sendo discutidos protocolos que possibilitam a negociação de preço dos serviços contratados. Em [95] é proposto a utilização de um parâmetro de *QoS* baseado na relação entre vazão e atraso para a implementação do MDP, sendo também apresentado um algoritmo de escalonamento.

3.5 Considerações Finais

Após ser apresentada uma revisão bibliográfica sobre serviços propostos para a arquitetura DiffServ, este capítulo discute em detalhes o Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP), modelo de serviços para a arquitetura DiffServ que será o foco deste trabalho. O MDP possui uma especificação clara e pode ser implementado por meio de mecanismos escaláveis. Uma métrica para avaliar o nível de satisfação dos objetivos do MDP, denominada *NívelQoS*, é proposta. Como será visto mais a frente, esta métrica

facilita a análise comparativa de diferentes algoritmos de escalonamento de pacotes para o MDP.

A clareza da especificação e a viabilidade de implementação do MDP por meio de mecanismos escaláveis tem provocado muito interesse na comunidade e existe uma grande expectativa de que em breve a oferta de diferenciação de serviços pelos provedores possa experimentar um grande avanço. Neste contexto, a métrica *NívelQoS* proposta pode ser útil para fornecer aos usuários de um provedor de serviços MDP uma medida de desempenho que justifique gastos extras com serviços de qualidade superior.

Capítulo 4

WBWTP: Um Algoritmo de Escalonamento para o Modelo de Diferenciação Proporcional Baseado em Janelas de Medidas

4.1 Introdução

Apresenta-se inicialmente neste capítulo uma revisão bibliográfica dos principais escalonadores de pacotes para o Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP) disponíveis na literatura. A seguir, é proposto um novo algoritmo de escalonamento de pacotes para o MDP, o qual busca uma caracterização mais precisa para os atrasos das classes de serviço, possibilitando que os objetivos do MDP possam ser melhor atendidos.

4.2 Escalonadores de Pacotes para o Modelo de Diferenciação Proporcional

Em [1] mostra-se que abordagens tradicionais para obtenção de diferenciação de serviços, tais como escalonamento baseado em prioridades, tarifação e o algoritmo *Weighted Fair Queueing* (WFQ) são inadequadas para o MDP, não sendo capazes de atender simultaneamente as características desejadas de controlabilidade e previsibilidade. O algoritmo WFQ [96] realiza diferenciação de serviço baseado em alocação de recursos, sendo inadequado para assegurar que classes de serviço mais altas irão obter melhor serviço do que as classes de serviços mais baixas, independentemente da distribuição de carga e escala de tempo, devido ao fato do tráfego Internet ser fortemente orientado a rajadas em qualquer escala de tempo. Resultados de simulação exibidos em [97] demonstram a pouca adequação do WFQ para o MDP.

Uma outra maneira de realizar a diferenciação proporcional é utilizando escalonadores que atuam ajustando dinamicamente os pesos que determinam a porção da banda recebida pelas classes de serviço em função da carga atual das mesmas. Estes escalonadores foram desenvolvidos para aplicação no contexto do compartilhamento de

enlaces entre diferentes usuários ou corporações, em um ambiente menos dinâmico, de tal forma que os usuários possam receber certa fração da capacidade do enlace. Exemplos de algoritmos de escalonamento que seguem esta linha são o *Backlog-Proportional Rate* (BPR) [98], o *Proportional Queue Control Mechanism* (PQCM) [99] e o *Dynamic Weighted Fair Queueing* (D-WFQ) [100]. É mostrado em [98][5] que estes escalonadores são muito susceptíveis às variações de carga – pequenas variações na distribuição de carga das classes afetam fortemente o resultado da diferenciação de atrasos. Sendo assim, é importante o desenvolvimento de escalonadores mais adequados aos objetivos do MDP, que possam operar de modo satisfatório em um ambiente dinâmico como a Internet.

O algoritmo *Waiting-Time Priority* (WTP) [1], proposto inicialmente por Kleinrock como *Time Dependent Priority Queuing* [101], foi o primeiro a ser estudado no contexto do MDP. As prioridades associadas aos pacotes pelo WTP aumentam proporcionalmente com o tempo de espera do pacote na fila, sendo que as prioridades das classes mais altas aumentam com um fator maior. O pacote com a maior prioridade é servido primeiro, de modo não preemptivo. A prioridade de um pacote na cabeça da fila j em um instante de tempo t é dada por:

$$p_j(t) = w_j(t)s_j \quad \text{Equação 4-1}$$

onde $w_j(t)$ é o tempo de espera do pacote que se encontra na cabeça da fila j e s_j é o parâmetro de diferenciação, que é maior para as filas ou classes mais altas.

Caso a taxa de utilização do enlace se aproxime de 100%, o algoritmo WTP pode atingir os objetivos do MDP [1][73], até mesmo em curtos intervalos de tempo, assumindo $s_j = \delta_j$, onde δ_j é o parâmetro de diferenciação entre as classes de serviço especificado pelo operador da rede.

Portanto, toda vez que um pacote vai ser transmitido, o escalonador WTP seleciona uma classe não vazia da seguinte forma:

$$k = \arg \max_{j \in B(t)} w_j(t)\delta_j \quad \text{Equação 4-2}$$

onde $B(t)$ é o conjunto das filas que possuem pacotes a serem transmitidos no instante t .

Em [5] mostra-se analiticamente que o WTP atinge com precisão os objetivos do MDP quando a taxa de utilização do enlace tende para 100%, considerando-se que a

chegada dos pacotes em cada classe de serviço segue uma distribuição de Poisson. Diferentes estudos têm mostrado que a distribuição de Poisson é pouco apropriada para redes de pacotes [102][103]. Quando se considera o comportamento do WTP diante de uma chegada de pacotes que segue a distribuição de Pareto, a qual apresenta variância infinita e atualmente é considerada a mais apropriada para representar o tráfego da Internet, estudos empíricos também apresentados em [5] mostram que o WTP atinge com precisão os objetivos do MDP apenas quando o número total de pacotes aguardando transmissão em todas as filas tende para o infinito, mas nem sempre quando a taxa de utilização do enlace tende para 100%. Para chegadas de pacotes segundo a distribuição de Poisson, o número de pacotes aguardando transmissão tende para o infinito quando a taxa de utilização do enlace tende para 100%; contudo, para chegadas de pacotes segundo outras distribuições, isto não é sempre verdade.

Uma vez que o algoritmo WTP pode atingir com elevado grau de precisão o objetivo expresso na Equação 3-1 apenas quando as taxas de utilização dos enlaces apresentam-se bastante altas, tipicamente acima de 90% [5][73], tem-se buscado novos algoritmos de escalonamento de pacotes para o MDP, que possam atender aos seus objetivos de modo mais preciso, inclusive quando os níveis de utilização dos enlaces não se encontrarem tão elevados.

O algoritmo STP [104] é uma proposta de aproximação para o algoritmo WTP com menor complexidade computacional; o trabalho reconhece que esta vantagem é pouco significativa em arquiteturas DiffServ, nas quais o número de classes de serviço consideradas é normalmente pequeno - no máximo 8 classes de serviço podem ser utilizadas em um domínio DiffServ [49]. Um número pequeno de classes de serviço possibilita um maior nível de diferenciação entre as classes e facilita as diversas atividades de gerenciamento. A complexidade do WTP é $O(n)$ [104], enquanto a complexidade do STP é $O(\log_2 n)$, onde n é o número de classes de serviço no sistema. O STP pode ser interessante, por exemplo, para redes que trabalham com um número elevado de classes de serviço. Em [105] é proposto uma variação do WTP para redes sem fio.

Em [66] é apresentado um algoritmo iterativo baseado no método Gauss-Seidel destinado a obter os parâmetros de diferenciação s_j do algoritmo WTP a partir das cargas correntes das classes de serviços. Os resultados obtidos com este método quando os enlaces não estão fortemente utilizados são superiores aos obtidos assumindo $s_j = \delta_j$, atendendo

melhor aos objetivos expressos na Equação 3-1; contudo, a complexidade da proposta torna infactível sua utilização *on-line* em um ambiente sujeito a inúmeras variações como a Internet [106]. Outros algoritmos seguem a linha de trabalhar com os parâmetros de diferenciação obtidos assumindo $s_j = \delta_j$, mas buscando uma melhor caracterização para o atraso de cada classe, visto que o algoritmo WTP considera apenas os pacotes que se encontram nas cabeças das filas para tomar sua decisão. O algoritmo WTP não leva em consideração, entre outros aspectos, o número total de pacotes que se encontra em cada uma das filas aguardando para serem transmitidos e o tempo gasto para a transmissão dos mesmos.

O algoritmo *Advanced WTP* (AWTP) [107] estende o algoritmo WTP considerando no cálculo das prioridades o tempo de transmissão dos pacotes que estão na cabeça de cada uma das classes, além do tempo de espera dos mesmos. Contudo, do mesmo modo que o WTP, o algoritmo AWTP não leva em consideração o número total de pacotes que aguardam transmissão em cada uma das filas, comprometendo uma caracterização mais precisa para o atraso das classes.

O algoritmo *Proportional Average Delay* (PAD) [73] seleciona o pacote a ser enviado através de uma média dos atrasos de fila de todos os pacotes já transmitidos em cada uma das classes até o momento. Quando o escalonador PAD é empregado, uma classe com maior importância pode apresentar maiores atrasos do que uma classe com menor importância em curtos intervalos de tempo. Isso acontece em situações nas quais ocorrem muitas chegadas de pacotes em uma fila durante um intervalo de tempo em que a mesma não teve nenhum pacote transmitido [73]. Neste caso, a média dos atrasos da fila não será atualizada, mas a fila terá acumulado grandes atrasos, o que irá comprometer a ordenação das classes de serviço em um futuro próximo. Em curtos intervalos de tempo o algoritmo PAD atende apenas de modo razoável ao objetivo do MDP expresso na Equação 3-1, visto que o PAD busca equalizar o atraso médio normalizado de longo prazo das classes de serviço e não o atraso médio normalizado dos últimos pacotes transmitidos.

O escalonador *Hybrid Proportional Delay* (HPD) [73] é um algoritmo híbrido, resultante da combinação dos algoritmos WTP e PAD. No HPD, a prioridade de um pacote na cabeça da fila j em um instante de tempo t é obtida multiplicando-se as prioridades fornecidas nas mesmas condições pelos algoritmos PAD e WTP por g e $(1 - g)$, respectivamente, e adicionando-se os resultados das multiplicações; $(0 \leq g \leq 1)$ é o

parâmetro HPD. O HPD consegue um atendimento mais preciso dos objetivos do MDP do que o algoritmo WTP quando a carga não se encontra tão elevada e apresenta maior previsibilidade do que o algoritmo PAD em curtos intervalos de tempo.

O *Non-Work-Conserving* (NWC) é um escalonador não conservativo para o MDP, proposto em [108]. Algoritmos não conservativos podem manter o enlace ocioso até mesmo quando houver pacotes que esperam por transmissão. Embora o NWC possa atingir os objetivos do MDP com boa precisão em cenários de baixa utilização, o fato do mesmo atuar de modo não conservativo reduz a utilização da banda, o que não é apropriado no contexto de arquiteturas para a Internet orientadas à *QoS* qualitativa, as quais devem buscar maximizar a utilização dos recursos disponíveis, principalmente no contexto de elevadas taxas de utilização da rede. Além disso, atrasar a transmissão de pacotes nos momentos em que o enlace encontra-se disponível provoca um aumento do número de pacotes descartados; este fato não é discutido em [108].

4.3 Escalonamento de Pacotes Baseado em Janelas de Medidas

Para uma caracterização mais precisa dos atrasos de fila experimentados pelas classes de serviço, propõe-se que o escalonamento de pacotes no MDP seja realizado empregando-se janelas de medidas no processo de estimação destes atrasos. Logo, a prioridade de um pacote na cabeça da fila j em um instante de tempo t será fornecida por:

$$p_j(t) = WW_j(t)\delta_j \quad \text{Equação 4-3}$$

onde $WW_j(t)$ é o tempo médio de espera na fila de pacotes j , estimado a partir de uma janela de medidas constituída por diversos pacotes a serem transmitidos e/ou já transmitidos e δ_j é o parâmetro de diferenciação da fila j .

Um bom estimador para $WW_j(t)$ deve possuir as seguintes características:

1. trabalhar com uma janela de medidas de tamanho limitado, de modo a ser sensível às alterações nas distribuições de carga das classes;
2. levar em consideração, além dos pacotes já transmitidos, os pacotes que aguardam sua vez na fila para serem transmitidos;
3. ser atualizado a cada chegada e a cada partida de pacotes, de modo a evitar que uma classe de serviço mais importante possa vir a sofrer maiores atrasos do que uma classe de menor importância.

Na próxima seção, um novo algoritmo de escalonamento de pacotes para o MDP, cujo estimador de atrasos possui todas essas características, é proposto.

4.3.1 Algoritmo *Window Based Waiting-Time Priority* (WBWTP)

O algoritmo *Window Based Waiting-Time Priority* (WBWTP) procura caracterizar os atrasos das classes de serviços com maior precisão, buscando solucionar os problemas apresentados pelos algoritmos WTP e PAD e assim melhor atender aos requisitos do MDP.

Um estimador de atraso que possui as características essenciais citadas na seção anterior é proposto em [109]. Para cada classe de serviço é definida uma janela de medidas para armazenar informações relativas às chegadas e partidas mais recentes dos pacotes. A janela é implementada como uma lista circular com dois ponteiros: hw , que indica a cabeça da janela, posição aonde um pacote que chega é armazenado, sobrescrevendo a informação anterior e o ponteiro hq , que indica a cabeça da fila, ou seja, a posição do próximo pacote a ser transmitido. Quando a fila está vazia os ponteiros hw e hq permanecem alinhados. A informação armazenada consiste, para os pacotes a serem transmitidos, de carimbos de tempo do instante em que os pacotes entraram na fila; para os pacotes já transmitidos armazena-se o seu tempo de espera na fila.

Para cada janela W_j de tamanho $\|W_j\|$, pacote i , $p_j^i \in W_j$, é usada a seguinte notação: ts_j^i é o carimbo de tempo do pacote i , d_j^i é o tempo de espera do pacote i , B_j é o conjunto de pacotes que aguarda transmissão em W_j e n_j é o tamanho de B_j . O tempo médio de espera para a classe de serviço ou janela j no instante t é fornecido por [109]:

$$\begin{aligned}
 WW_j(t) &= \frac{1}{\|W_j\|} \sum_{i \in W_j} d_j^i = \frac{1}{\|W_j\|} \left(\sum_{i \in B_j} d_j^i + \sum_{i \notin B_j} d_j^i \right) \\
 WW_j(t) &= \frac{1}{\|W_j\|} \left(n_j \cdot t - \sum_{i \in B_j} ts_j^i + \sum_{i \notin B_j} d_j^i \right) \\
 WW_j(t) &= \frac{1}{\|W_j\|} (n_j \cdot t - S_j + D_j^{dep})
 \end{aligned}$$

Equação 4-4

onde $j = (0, \dots, n - 1)$, considerando n classes de serviço e $i = (0, \dots, \|W_j\| - 1)$. Os ponteiros e as variáveis são atualizados sempre que um pacote chega ou é transmitido de cada uma

das classes, conforme os procedimentos exibidos na Figura 4-1. A variável S_j acumula o carimbo de tempo dos pacotes que aguardam transmissão na janela W_j , enquanto a variável D_j^{dep} acumula os atrasos de fila dos pacotes já transmitidos que se encontram na janela W_j .

Chegada de pacotes	Partida de pacotes
$n_j \leftarrow n_j + 1$ $S_j \leftarrow S_j + tempoatual$ $D_j^{dep} \leftarrow D_j^{dep} - d_j^{hw}$ $hw \leftarrow (hw + 1) \bmod \ W_j\ $	$n_j \leftarrow n_j - 1$ $S_j \leftarrow S_j - ts_j^{hq}$ $d_j^{hq} \leftarrow tempoatual - ts_j^{hq}$ $D_j^{dep} \leftarrow D_j^{dep} + d_j^{hq}$ $hq \leftarrow (hq + 1) \bmod \ W_j\ $
(a)	(b)

Figura 4-1 – Procedimentos realizados após a chegada e a partida de pacotes

O custo computacional dos procedimentos requeridos não é alto: não se faz necessário atribuir valores ou modificar qualquer campo dos pacotes e o atraso médio das classes de serviço como uma função do tempo atual é obtido diretamente da Equação 4-4; o pequeno número de classes de serviço consideradas em domínios DiffServ também contribui, facilitando o cálculo. A complexidade do WBWTP é $O(n)$, onde n é o número de classes de serviço no sistema.

O escalonador de pacotes **Window Based Waiting-Time Priority (WBWTP)** [106][110], seleciona o pacote a ser transmitido de uma classe não vazia da seguinte forma:

$$k = \arg \max_{j \in B(t)} WW_j(t) \delta_j \quad \text{Equação 4-5}$$

onde $WW_j(t)$ é obtido a partir do estimador de atrasos expresso na Equação 4-4 e $B(t)$ é o conjunto das filas que possuem pacotes a serem transmitidos no instante t .

Uma importante questão para o algoritmo WBWTP proposto é a escolha do tamanho da janela de medidas $\|W\|$. Para que os atrasos de todos os pacotes a serem transmitidos possam ser considerados pelo estimador de atrasos, o tamanho da janela de medidas de uma classe de serviço deve ser maior do que o tamanho de seu *buffer* [106]. Esta questão será abordada com maiores detalhes nas próximas seções.

4.4 Análise de Desempenho do Algoritmo WBWTP

Com o objetivo de avaliar o algoritmo WBWTP, realizaram-se simulações empregando o simulador LBNL NS [111] (pacote “tudo-em-um”, versão 2.27), modificado para suportar os algoritmos de escalonamento WTP, PAD e WBWTP, bem como os aspectos relacionados à medida do nível de *QoS*. Os algoritmos WTP e PAD foram escolhidos para comparação por serem os algoritmos de escalonamento de pacotes conservativos mais relevantes na literatura disponível sobre o MDP. A previsibilidade e aderência aos objetivos do MDP, bem como o comportamento quanto aos descartes de pacotes dos algoritmos WBWTP, PAD e WTP são comparados considerando-se diferentes aspectos e cenários. O modelo de simulação e os resultados obtidos são apresentados nas próximas seções.

4.4.1 Modelo de Simulação

O domínio *DiffServ* simulado encontra-se representado na Figura 4-2, onde *RB1* e *RB2* são roteadores de borda do domínio *DiffServ*, *RN* é um roteador do núcleo do domínio, *S0*, *S1* e *S2* são os nós aos quais estão associadas às fontes de tráfego e *D* é o nó destinatário do tráfego gerado. O atraso de propagação e a capacidade de todos os enlaces encontram-se indicados próximos dos mesmos, sendo que os três enlaces que interconectam os nós *S0*, *S1* e *S2* ao roteador de borda *RB1* possuem características idênticas. O objetivo é avaliar o desempenho *per-hop* do algoritmo proposto.

Associou-se a cada um dos nós *S0*, *S1* e *S2* uma fonte de tráfego do tipo Pareto com as seguintes características:

- nó *S0*: tráfego pertencente à classe C_0 , tempo de rajada = 500 ms, tempo de ociosidade = 500 ms e $\alpha = 1,3$;
- nó *S1*: tráfego pertencente à classe C_1 , tempo de rajada = 500 ms, tempo de ociosidade = 500 ms e $\alpha = 1,3$;
- nó *S2*: tráfego pertencente à classe C_2 , tempo de rajada = 750 ms, tempo de ociosidade = 250 ms e $\alpha = 1,3$.

A distribuição de Pareto é caracterizada por uma variabilidade extrema e atualmente é a mais utilizada para caracterizar o tráfego da Internet; para valores de α inferiores a 2, a distribuição de Pareto apresenta variância infinita, fazendo com que os intervalos entre chegadas de pacotes sejam bastante orientados a rajadas [5]. As atividades

das fontes de tráfego, caracterizadas pelos períodos de rajada e ociosidade, foram definidas buscando acentuar a variabilidade do tráfego gerado pelas mesmas; valores típicos para o parâmetro α na *Web* se situam entre 0,8 e 1,3 [112]. A distribuição de carga adotada para as classes C_0 , C_1 e C_2 inicialmente é de 50%, 30% e 20% do tráfego total, respectivamente; na metade do tempo de simulação, a distribuição de carga nas classes de serviço é alterada para um terço do tráfego total em cada uma das classes. Os *buffers* possuem um tamanho máximo igual a 50 pacotes e adotam política de descarte *droptail*. Utilizou-se um tamanho de pacote fixo igual a 600 bytes; simulações com tamanhos variáveis de pacotes não mostraram diferenças significativas neste trabalho e também em outros [5].

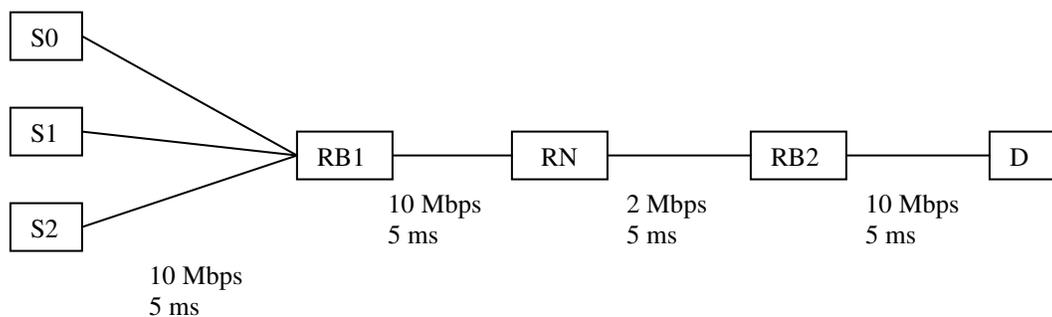


Figura 4-2 – Topologia do domínio DiffServ simulado

Foram realizadas simulações considerando três conjuntos diferentes de parâmetros de diferenciação, de modo a estudar o comportamento do algoritmo WBWTP em diferentes condições:

- ambiente de diferenciação moderada: foram utilizados os parâmetros $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$;
- ambiente de diferenciação elevada: foram utilizados os parâmetros $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$;
- ambiente de diferenciação extrema: foram utilizados os parâmetros $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$.

Em cada uma das simulações, foram analisados os níveis de previsibilidade e de descarte de pacotes para diferentes taxas de utilização do enlace *RN-RB2*, desde uma

utilização moderada até a situação de completa utilização do enlace. A seguir são apresentados os resultados relacionados à simulação realizada em um ambiente de diferenciação moderada.

4.4.2 Simulação: Ambiente de Diferenciação Moderada

Os parâmetros de diferenciação utilizados nesta simulação foram os seguintes: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$.

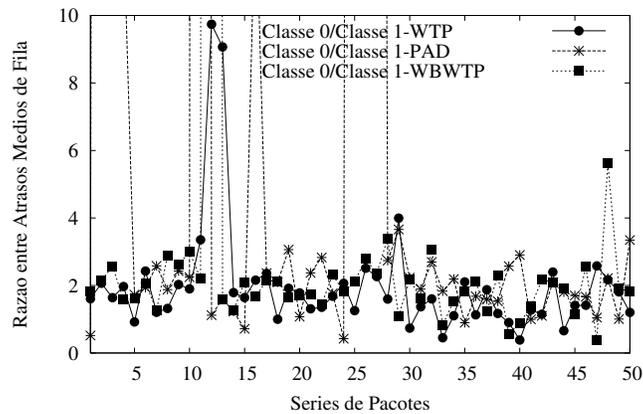
Análise da Previsibilidade do MDP

São apresentados resultados de simulações em três diferentes cenários, considerando-se em cada cenário uma taxa de utilização diferente para o enlace que interconecta os roteadores *RN* e *RB2*. Inicialmente são exibidos resultados obtidos com uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%. Na sequência são exibidos resultados para uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%. Normalmente em situações nas quais a carga de utilização do enlace encontra-se pouco elevada, tipicamente por volta de 70 a 75%, torna-se impossível atingir os objetivos do MDP com precisão qualquer que seja o algoritmo de escalonamento utilizado; nestes casos, é dito que o MDP torna-se ineficaz [73]. Por último, são apresentados resultados para taxas de utilização do enlace *RN-RB2* iguais a 100%, buscando analisar o comportamento dos algoritmos WBWTP, PAD e WTP em uma situação de completa utilização da banda disponível.

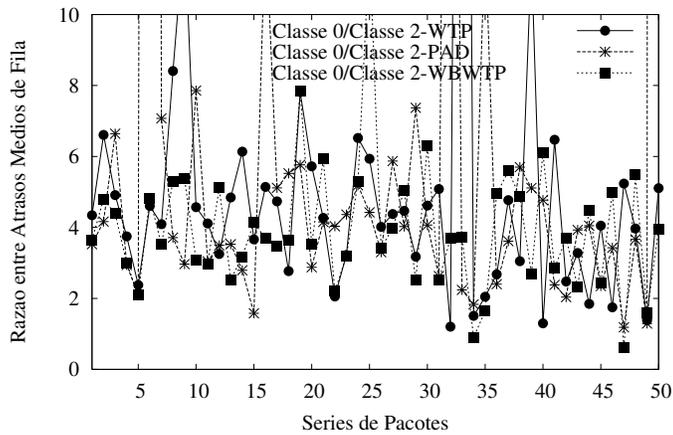
Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%

Primeiramente, os resultados obtidos para a taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85% são apresentados da forma usual [73], exibindo-se as razões entre os atrasos médios de fila em quatro diferentes situações, considerando em cada situação um intervalo de monitoração T distinto. Para o cálculo da razão entre os atrasos médios de fila considera-se o atraso médio das classes de serviço envolvidas ao longo de séries de pacotes constituídas por T pacotes, ou seja, o intervalo de monitoração define o tamanho de cada série de pacotes. O tempo de simulação é definido de forma a propiciar a obtenção de 50 séries de pacotes, sendo diretamente proporcional ao tamanho do intervalo de monitoração T .

De modo ideal, a previsibilidade do MDP deve ser mantida independentemente da escala de tempo; logo, é importante analisar o desempenho dos algoritmos de escalonamento para diferentes valores do intervalo de monitoração T . A Figura 4-3 exibe os resultados obtidos com $T = 10.000$ pacotes; resultados obtidos com $T = 20.000$ pacotes são exibidos na Figura 4-4; na Figura 4-5 são exibidos os resultados para $T = 30.000$ pacotes e na Figura 4-6 resultados para $T = 50.000$ pacotes. Na parte (a) das Figuras 5-2, 5-3, 5-4 e 5-5 são apresentadas as razões entre os atrasos médios de fila para as classes de serviço C_0 e C_1 , cujos parâmetros de diferenciação de atrasos possuem para esta simulação os valores 1 e 2, respectivamente. Sendo assim, o valor ideal para a razão entre os atrasos médios de fila das classes de serviço C_0 e C_1 é 2. Na parte (b) das Figuras 5-2, 5-3, 5-4 e 5-5 são apresentadas as razões entre os atrasos médios de fila para as classes de serviço C_0 e C_2 , cujos parâmetros de diferenciação de atrasos possuem os valores 1 e 4, respectivamente. Logo, o valor ideal para a razão entre os atrasos médios de fila das classes de serviço C_0 e C_2 é 4. Adotou-se para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas W igual ao intervalo de monitoração T empregado em cada uma das situações analisadas.

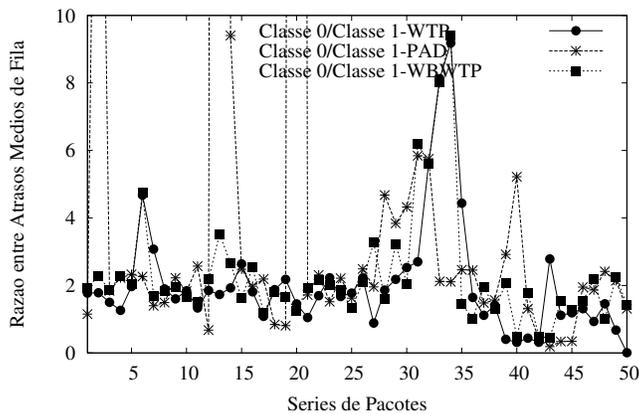


(a) Razões entre atrasos médios das classes C_0 e C_1

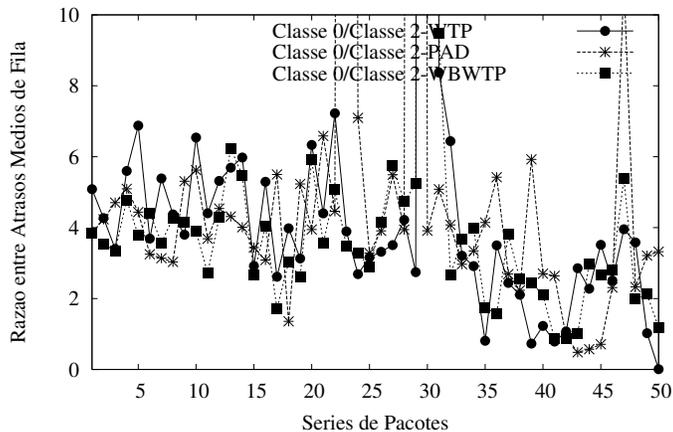


(b) Razões entre atrasos médios das classes C_0 e C_2

Figura 4-3 – Razões entre atrasos médios de fila: $T = 10.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)

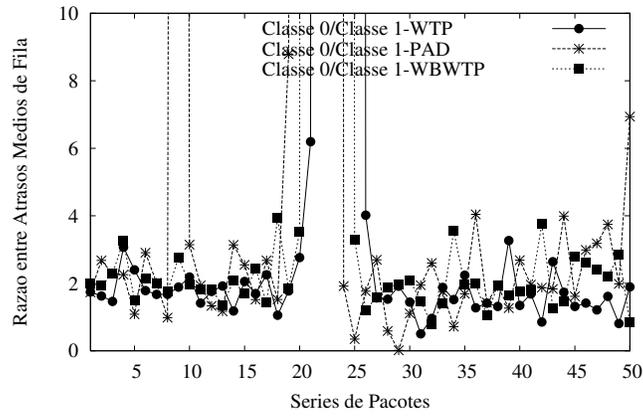


(a) Razões entre atrasos médios das classes C_0 e C_1

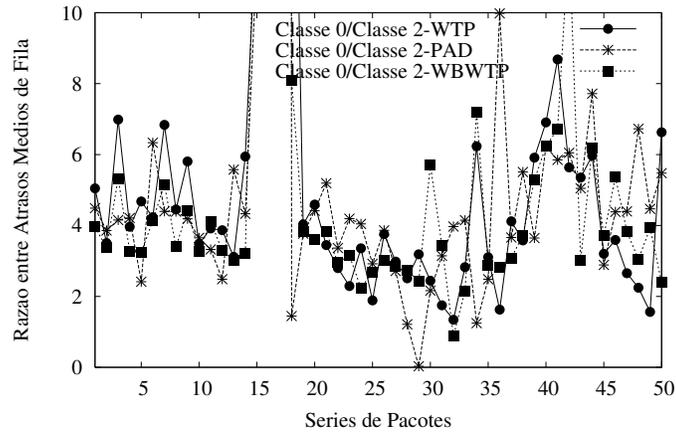


(b) Razões entre atrasos médios das classes C_0 e C_2

Figura 4-4 – Razões entre atrasos médios de fila: $T = 20.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)

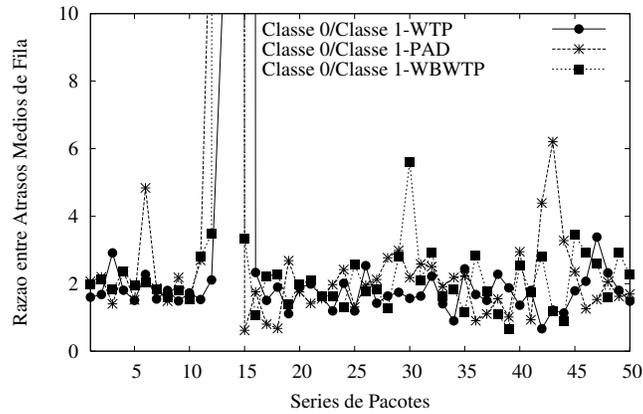


(a) Razões entre atrasos médios das classes C_0 e C_1

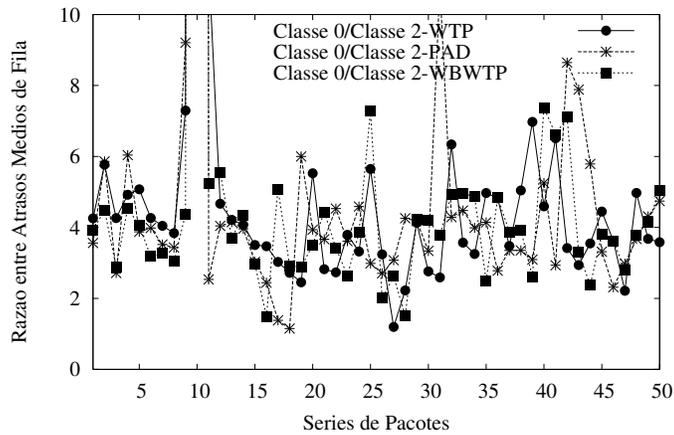


(b) Razões entre atrasos médios das classes C_0 e C_2

Figura 4-5 – Razões entre atrasos médios de fila: $T = 30.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)



(a) Razões entre atrasos médios das classes C_0 e C_1



(b) Razões entre atrasos médios das classes C_0 e C_2

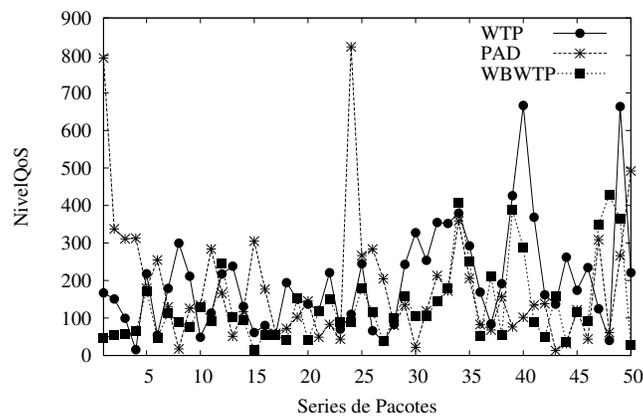
Figura 4-6 – Razões entre atrasos médios de fila: $T = 50.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)

Em cenários que apresentam grandes variações, apresentar os resultados na forma de razões entre as classes de serviço para os diferentes algoritmos torna-se um tanto quanto complicado, principalmente quando para algumas séries de pacotes as razões entre os atrasos apresentam valores muito elevados, dificultando a escolha de uma boa escala, que possa permitir a visualização com clareza. Para que os gráficos não fiquem sobrecarregados, pode-se fazer necessário separar as razões entre as diferentes classes em dois gráficos, para cada um dos intervalos de medida considerados. De modo geral, o algoritmo WBWTP foi o que provocou o menor número de pontos fora da escala (valores acima de 10) nos resultados apresentados nas Figuras 5-2, 5-3, 5-4 e 5-5. O algoritmo PAD, por sua vez, mostrou-se o menos previsível, apresentado o maior número de pontos fora da escala utilizada.

Buscando facilitar a visualização e a comparação do desempenho dos algoritmos de escalonamento ao longo do tempo, a análise de previsibilidade será doravante realizada utilizando-se a métrica *NívelQoS* proposta neste trabalho, definida na Equação 3-5. Independentemente do número de classes de serviço, a métrica *NívelQoS* fornece uma única medida de desempenho combinada para todas as classes, ao longo do intervalo de monitoração considerado, tornando mais fácil visualizar e comparar o desempenho dos algoritmos ao longo do tempo do que quando se exhibe razões entre os atrasos médios de fila. Com a utilização de *NívelQoS* também torna-se mais fácil encontrar uma escala adequada para os gráficos, de modo a que todos os pontos possam ser representados. A métrica *NívelQoS* foi calculada em todas as simulações para séries constituídas por T

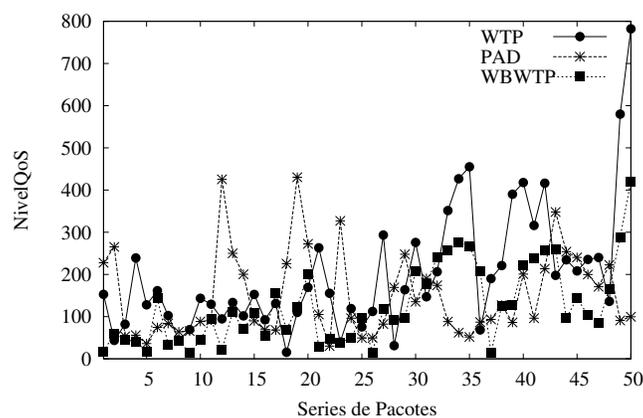
pacotes; o atraso médio de fila das classes de serviço, dm_i , é medido em milésimos de segundo.

A seguir, os resultados de simulação obtidos com a taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ igual a 85% são apresentados desta nova forma, utilizando-se a métrica $NívelQoS$. A Figura 4-7 exibe os resultados obtidos para a métrica $NívelQoS$ com $T = 10.000$ pacotes; resultados obtidos com $T = 20.000$ pacotes são exibidos na Figura 4-8; na Figura 4-9 são exibidos os resultados para $T = 30.000$ pacotes e na Figura 4-10 resultados para $T = 50.000$ pacotes. Foi utilizado para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso.



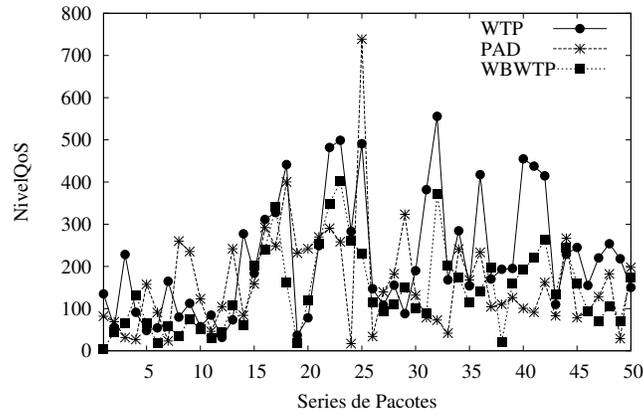
WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 10.000$ pacotes)

Figura 4-7 – $NívelQoS$: $T = 10.000$ pacotes ($\delta_1 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)



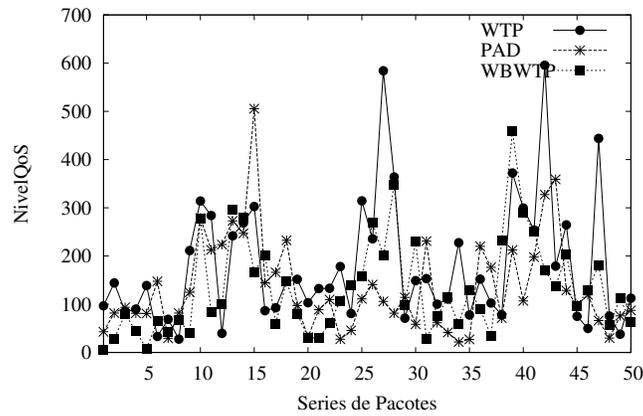
WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 20.000$ pacotes)

Figura 4-8 – $NívelQoS$: $T = 20.000$ pacotes ($\delta_1 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)



WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 30.000$ pacotes)

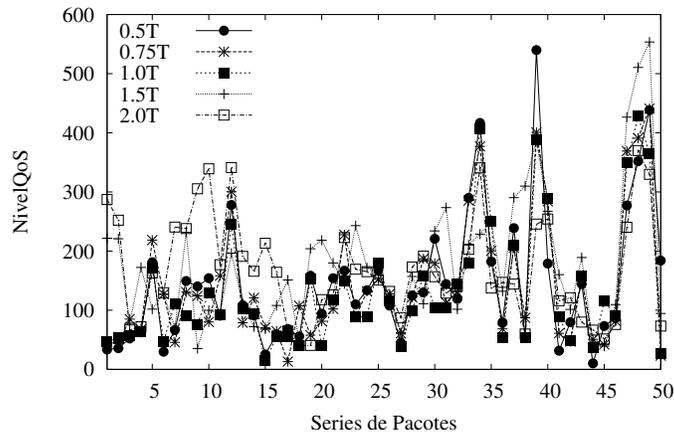
Figura 4-9 – NivelQoS: T = 30.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)



WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 50.000$ pacotes)

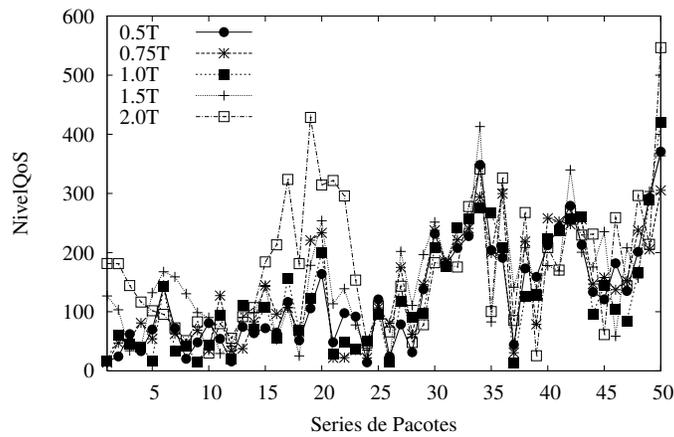
Figura 4-10 – NivelQoS: T = 50.000 pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)

As figuras Figura 4-11, Figura 4-12, Figura 4-13 e Figura 4-14 apresentam o desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas, expressos em função do intervalo de monitoração adotado em cada cenário, considerando a taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ igual a 85%.



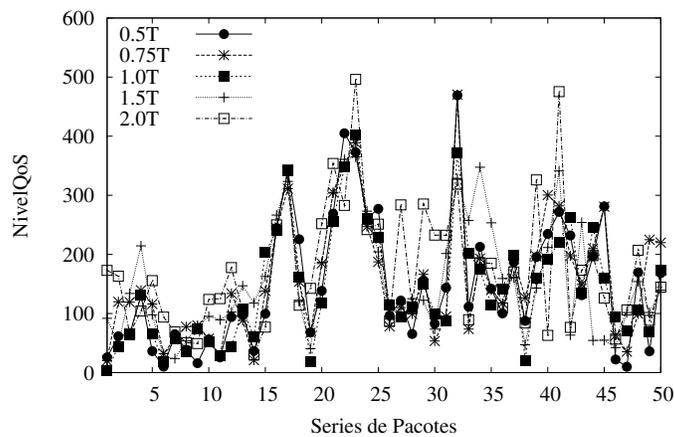
$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-11 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas
($T = 10.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)



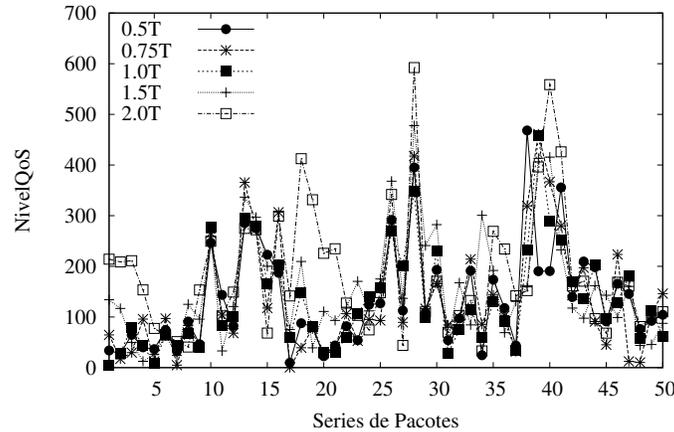
$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-12 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas
($T = 20.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)



$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-13 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas
($T = 30.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_l = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)



$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-14 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas (T = 50.000 pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)

A Tabela 4-1 sumariza os resultados obtidos nas simulações, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. O desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas é sumarizado na Tabela 4-2. Em ambas as tabelas, o melhor desempenho em cada caso é exibido sublinhado.

Tabela 4-1 – Estatísticas para a métrica *NívelQoS* com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 85%. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (M: média, DP: desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WTP	198,015	139,083	200,944	149,526	219,542	142,324	178,624	131,062
PAD	184,55	166,421	150,525	99,94	162,523	124,073	134,408	<u>98,377</u>
WBWTP	<u>133,397</u>	<u>104,705</u>	<u>124,617</u>	<u>93,471</u>	<u>142,668</u>	<u>97,499</u>	<u>133,047</u>	98,993

Pode-se observar que o desempenho do algoritmo PAD, com relação aos valores médios de *NívelQoS*, foi superior ao do algoritmo WTP em todas as situações estudadas. Com relação ao desvio padrão de *NívelQoS*, o PAD apresentou um desempenho inferior ao do WTP apenas para $T = 10.000$ pacotes. O algoritmo PAD apresenta instabilidades, gerando valores elevados para o desvio padrão de *NívelQoS*, principalmente em intervalos de monitoração mais curtos. Isto acontece porque o processo de estimação de atraso do algoritmo PAD trabalha com memória infinita, tornando-o pouco sensível para as alterações mais recentes na carga das diferentes classes de serviço; este fenômeno pode ser

observado na Figura 4-7 e na Figura 4-9 por volta da série de pacote de número 25, quando a distribuição de carga nas classes de serviço é alterada. As instabilidades contribuem para aumentar o *jitter*, tornando o processo de adaptação das aplicações nos sistemas finais mais complexo.

O algoritmo WBWTP apresentou um desempenho superior aos algoritmos WTP e PAD em praticamente todas as situações estudadas. Observando-se a Tabela 4-1, para intervalos de monitoração constituídos por 10.000 e 20.000 pacotes, os resultados apresentados pelo algoritmo WBWTP são ainda melhores, apresentando uma alta previsibilidade em intervalos de monitoração mais curtos. Para o intervalo de monitoração maior (50.000 pacotes) o desempenho dos algoritmos WBWTP e PAD são bem similares, considerando o modelo de simulação adotado e a taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%; o algoritmo PAD, por considerar em seu processo de estimação todos os pacotes já transmitidos, tende a apresentar melhores resultados em intervalos de monitoração mais longos. Portanto, pode ser observado neste cenário que o algoritmo WBWTP propicia uma ordenação mais consistente entre as classes de serviço, principalmente nos intervalos de monitoração mais curtos.

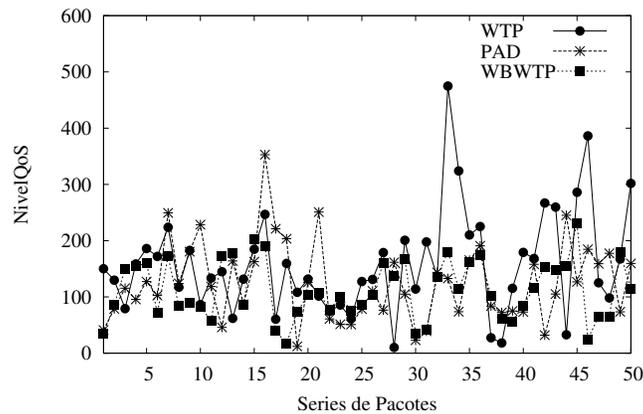
Ao analisar a Tabela 4-2 observa-se que os melhores valores médios para a métrica *NívelQoS* nas diferentes situações estudadas neste cenário são obtidos quando o tamanho adotado para a janela de medidas $\|W\|$ é igual ao tamanho do intervalo de monitoração T utilizado. Para os intervalos de monitoração iguais a 30.000 e 50.000 pacotes, os melhores valores para o desvio padrão da métrica *NívelQoS* são também obtidos ao se fazer $W = 1,0T$.

Tabela 4-2 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas W com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* = 85%. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

<i>Intervalo de Monitoração</i>	<i>T = 10.000 pacotes</i>		<i>T = 20.000 pacotes</i>		<i>T = 30.000 pacotes</i>		<i>T = 50.000 pacotes</i>	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
$\ W\ = 0,5T$	144,335	111,652	126,934	89,251	147,699	109,937	135,03	101,395
$\ W\ = 0,75T$	144,269	108,201	135,799	88,412	156,813	101,384	134,392	116,234
$\ W\ = 1,0T$	133,397	104,705	124,617	93,471	142,668	97,499	133,047	98,993
$\ W\ = 1,5T$	177,897	113,511	153,545	91,342	157,415	98,574	157,612	110,027
$\ W\ = 2,0T$	170,225	87,944	177,891	111,275	174,047	106,795	185,602	126,991

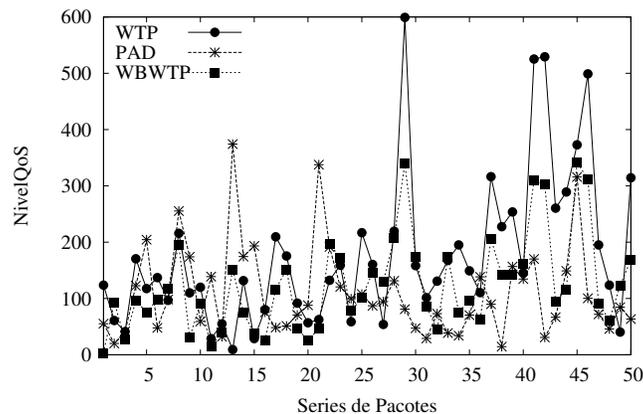
Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%

Os resultados de simulação para a taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75% são apresentados em quatro diferentes situações, considerando-se em cada uma um intervalo de monitoração T diferente. A Figura 4-15 exibe os resultados obtidos para a métrica *NívelQoS* com $T = 10.000$ pacotes; resultados obtidos com $T = 20.000$ pacotes são exibidos na Figura 4-16; na Figura 4-17 são exibidos os resultados para $T = 30.000$ pacotes e na Figura 4-18 resultados para $T = 50.000$ pacotes. Foi utilizado para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso.



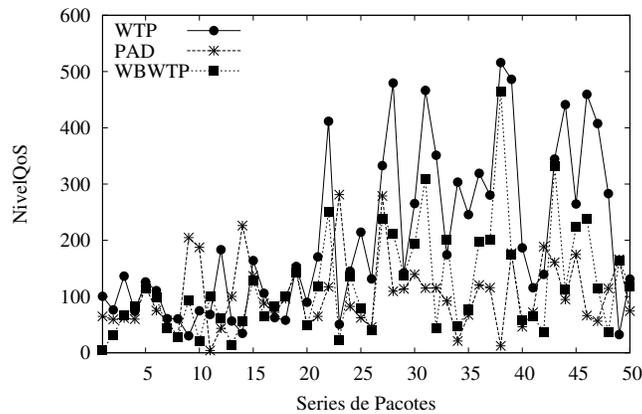
WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 10.000$ pacotes)

Figura 4-15 – *NívelQoS*: $T = 10.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)



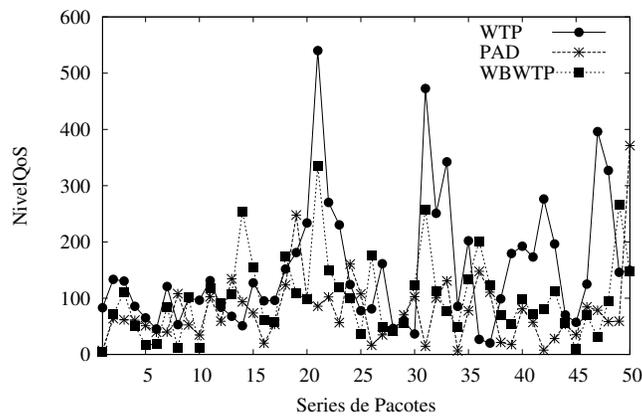
WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 20.000$ pacotes)

Figura 4-16 – *NívelQoS*: $T = 20.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)



WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 30.000$ pacotes)

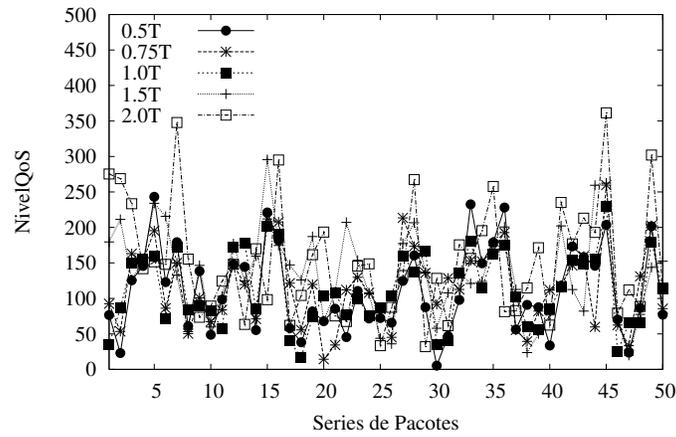
Figura 4-17 – *NivelQoS*: $T = 30.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)



WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 50.000$ pacotes)

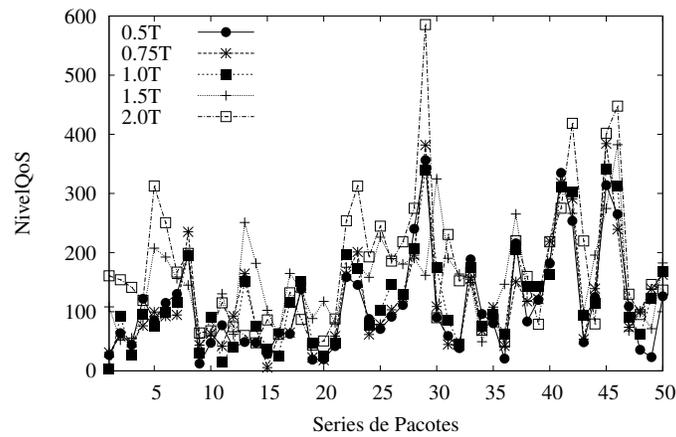
Figura 4-18 – *NivelQoS*: $T = 50.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)

As figuras Figura 4-19, Figura 4-20, Figura 4-21 e Figura 4-22 apresentam o desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas, expressos em função do intervalo de monitoração adotado em cada cenário, considerando a taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ igual a 75%.



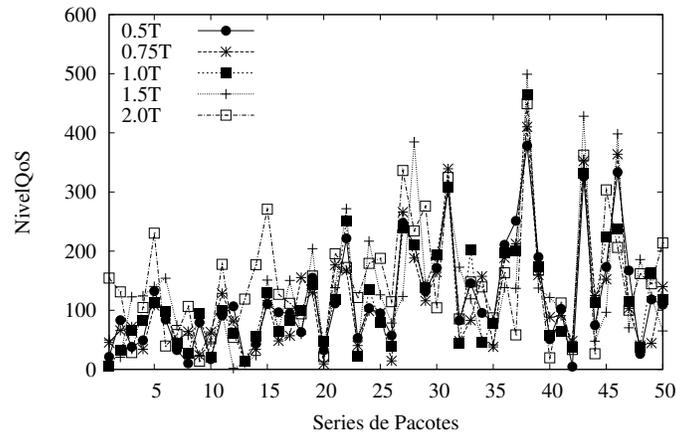
$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-19 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas
($T = 10.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)



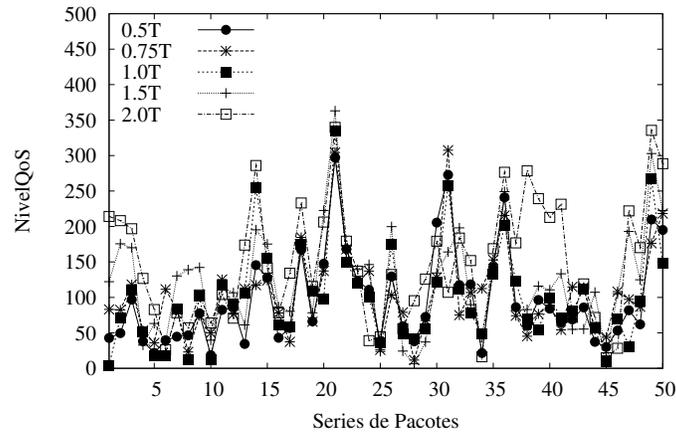
$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-20 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas
($T = 20.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)



$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-21 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas
($T = 30.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)



$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-22 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas
($T = 50.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 75%)

A Tabela 4-3 sumariza os resultados obtidos nas simulações, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. O desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas é sumarizado na Tabela 4-4. Em ambas as tabelas, o melhor desempenho em cada caso é exibido sublinhado.

Tabela 4-3 – Estatísticas para a métrica *NívelQoS* com taxa de utilização do enlace *RN-RB2 = 75%*. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

<i>Intervalo de Monitoração</i>	<i>T = 10.000 pacotes</i>		<i>T = 20.000 pacotes</i>		<i>T = 30.000 pacotes</i>		<i>T = 50.000 pacotes</i>	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
WTP	158,69	91,717	176,565	135,06	202,352	143,166	150,976	112,136
PAD	125,523	70,032	109,987	80,473	104,565	62,497	76,93	62,491
WBWTP	<u>112,343</u>	<u>52,539</u>	124,312	85,148	120,523	93,147	100,091	70,689

Para intervalos de monitoração constituídos por 10.000 pacotes, os resultados apresentados pelo algoritmo WBWTP são superiores aos resultados apresentados pelos algoritmos WTP e PAD, reafirmando sua característica de apresentar uma alta previsibilidade em intervalos de monitoração mais curtos, o que propicia uma ordenação mais consistente entre as classes de serviço. Para os intervalos de monitoração constituídos por 20.000, 30.000 e 50.000 pacotes, o algoritmo PAD apresentou melhores resultados do que o algoritmo WBWTP, considerando a média e o desvio padrão da métrica *NívelQoS*. O algoritmo WTP apresentou os piores resultados em todos os intervalos de monitoração considerados.

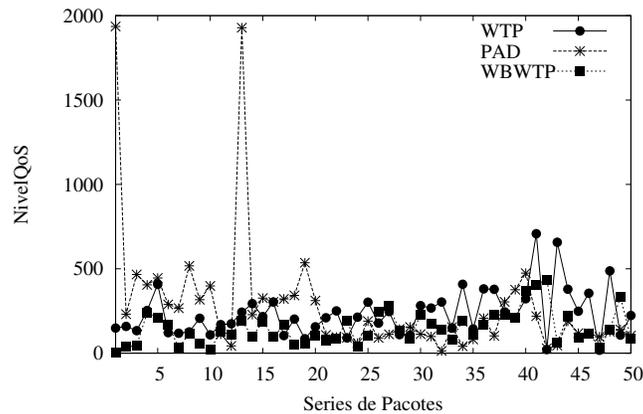
Ao analisar a Tabela 4-4 observa-se que quando o tamanho adotado para a janela de medidas $\|W\|$ é igual a $0,5T$ obtêm-se os melhores valores médios para a métrica *NívelQoS*. Mesmo tendo sido possível melhorar o desempenho do algoritmo WBWTP fazendo-se $\|W\| = 0,5T$, não foi possível superar o desempenho apresentado pelo algoritmo PAD nos intervalos de monitoração estudados iguais ou superiores a 20.000 pacotes. Em situações de baixa utilização do enlace o desempenho do algoritmo PAD é favorecido principalmente porque a possibilidade de ocorrer muitas chegadas de pacotes em uma fila durante um intervalo de tempo em que a mesma não teve um pacote transmitido é reduzida, aumentando assim a qualidade da estimativa dos atrasos realizada pelo PAD.

Tabela 4-4 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas *W* com taxa de utilização do enlace *RN-RB2 = 75%*. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

<i>Intervalo de Monitoração</i>	<i>T = 10.000 pacotes</i>		<i>T = 20.000 pacotes</i>		<i>T = 30.000 pacotes</i>		<i>T = 50.000 pacotes</i>	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
$\ W\ = 0,5T$	<u>110,947</u>	60,925	<u>110,001</u>	85,756	119,767	89,63	<u>96,095</u>	66,297
$\ W\ = 0,75T$	116,94	55,837	119,45	88,055	<u>118,175</u>	93,728	104,819	<u>61,915</u>
$\ W\ = 1,0T$	112,343	<u>52,539</u>	124,312	85,148	120,523	93,147	100,091	70,689
$\ W\ = 1,5T$	136,448	64,677	155,012	<u>76,674</u>	132,581	109,331	123,326	74,178
$\ W\ = 2,0T$	153,131	81,011	172,404	115,568	149,218	96,034	147,887	84,492

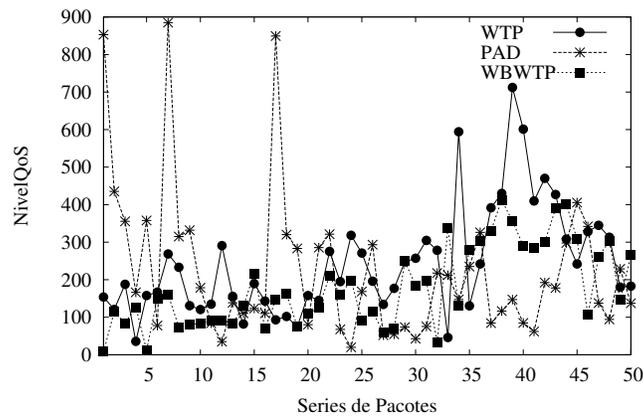
Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 100%

Os resultados de simulação para a taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 100% são apresentados em quatro diferentes situações, considerando em cada uma um intervalo de monitoração T diferente. A Figura 4-23 exibe os resultados obtidos para a métrica *NívelQoS* com $T = 10.000$ pacotes; resultados obtidos com $T = 20.000$ pacotes são exibidos na Figura 4-24; na Figura 4-25 são exibidos os resultados para $T = 30.000$ pacotes e na Figura 4-26 resultados para $T = 50.000$ pacotes. Foi utilizado para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso.



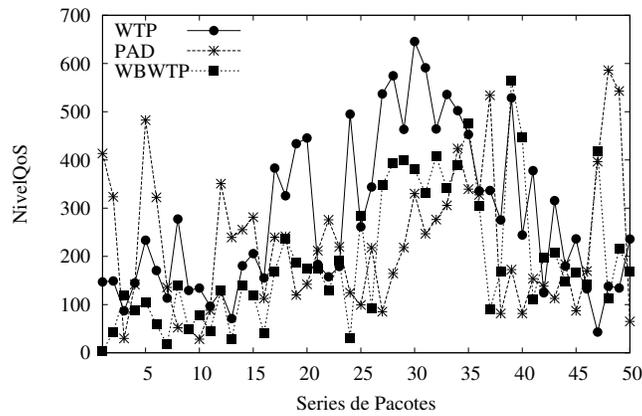
WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 10.000$ pacotes)

Figura 4-23 – *NívelQoS*: $T = 10.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%)



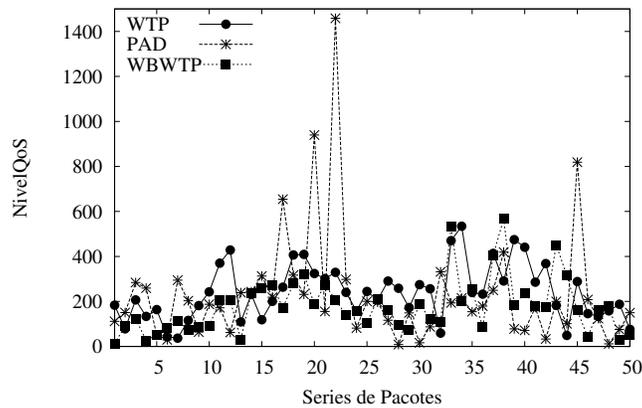
WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 20.000$ pacotes)

Figura 4-24 – *NívelQoS*: $T = 20.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%)



WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 30.000$ pacotes)

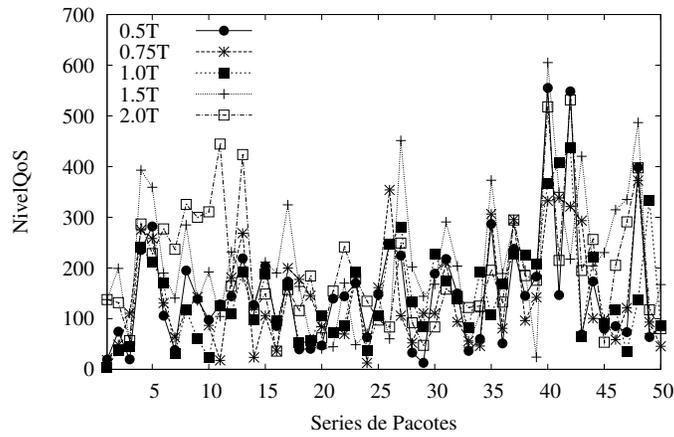
Figura 4-25 – *NivelQoS*: $T = 30.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%)



WTP, PAD e WBWTP ($\|W\| = 50.000$ pacotes)

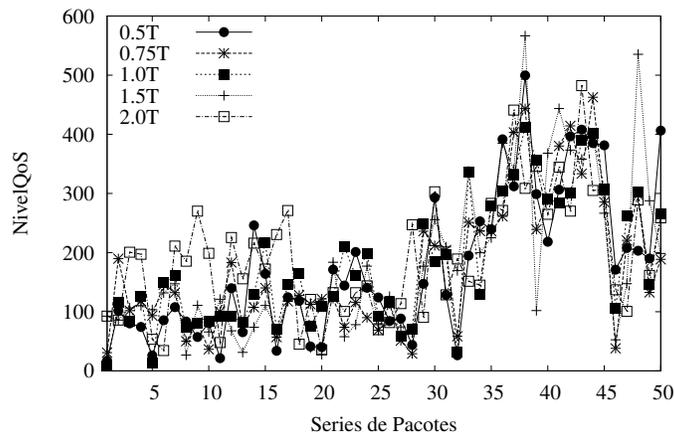
Figura 4-26 – *NivelQoS*: $T = 50.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%)

As figuras Figura 4-27, Figura 4-28, Figura 4-29 e Figura 4-30 apresentam o desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas, expressos em função do intervalo de monitoração adotado em cada cenário, considerando a taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ igual a 100%.



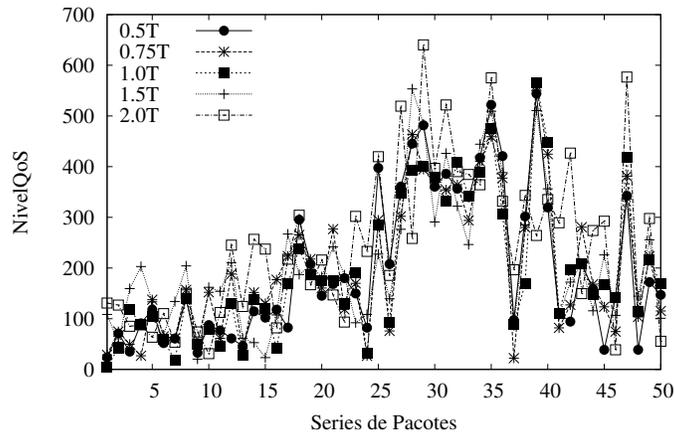
$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-27 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas
($T = 10.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%)



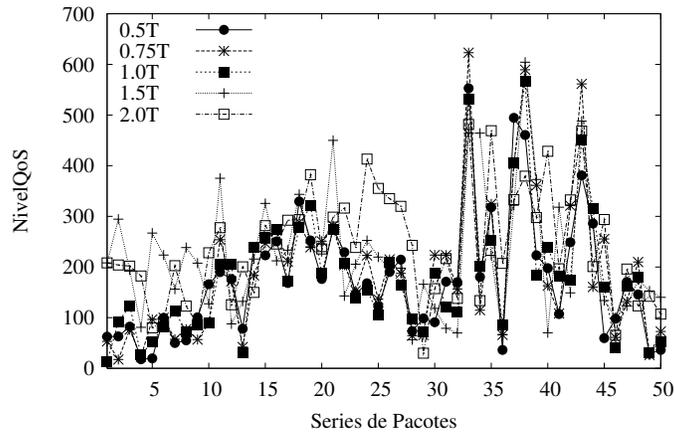
$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-28 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas
($T = 20.000$ pacotes, $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 100%)



$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-29 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas ($T = 30.000$ pacotes, $\delta_1 = 1$, $\delta_2 = 2$, $\delta_3 = 4$ e utilização do enlace = 100%)



$\|W\| = 0,5T, 0,75T, 1,0T, 1,5T, 2,0T$

Figura 4-30 – Desempenho do WBWTP para diferentes tamanhos de janela de medidas ($T = 50.000$ pacotes, $\delta_1 = 1$, $\delta_2 = 2$, $\delta_3 = 4$ e utilização do enlace = 100%)

A Tabela 4-5 sumariza os resultados obtidos nas simulações, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. O desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas é sumarizado na Tabela 4-6. Em ambas as tabelas, o melhor desempenho em cada caso é exibido sublinhado.

**Tabela 4-5 – Estatísticas para a métrica *NívelQoS* com taxa de utilização do enlace RN-
RB2 = 100%. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (M: média, DP: desvio padrão)**

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WTP	234,638	139,135	243,047	144,255	280,751	162,242	240,206	123,123
PAD	278,538	368,285	223,852	196,471	224,458	139,515	231,653	253,127
WBWTP	148,368	99,02	179,303	108,443	196,229	139,173	179,603	122,123

O algoritmo WBWTP apresentou um desempenho superior aos algoritmos WTP e PAD em todas as situações estudadas, independente do tamanho do intervalo de monitoração T considerado. Para intervalos de monitoração constituídos por 10.000 pacotes, os resultados apresentados pelo algoritmo WBWTP são ainda melhores; este resultado vai ao encontro da característica do WBWTP de apresentar uma alta previsibilidade em intervalos de monitoração mais curtos, propiciando uma ordenação mais consistente entre as classes de serviço. A literatura menciona que o algoritmo WTP alcança os objetivos do MDP com grande precisão quando ocorre uma completa utilização da banda disponível do enlace e a chegada dos pacotes acontece segundo a distribuição de Poisson [5] [73]. Contudo, usando a distribuição de Pareto, que possui variância infinita e é mais apropriada para caracterizar o tráfego da Internet, os resultados apresentados pelo WBWTP foram superiores aos apresentados pelos algoritmos WTP e PAD. Também pode ser observado que o desempenho do algoritmo PAD se mostrou muito instável, apresentando valores elevados para o desvio padrão de *NívelQoS* em diversos momentos, principalmente nos intervalos de monitoração mais curtos; este comportamento contribui para o aumento do *jitter*.

Analisando-se a Tabela 4-6 observa-se que os melhores valores médios para a métrica *NívelQoS* nas diferentes situações estudadas neste cenário são obtidos quando o tamanho adotado para a janela de medidas $\|W\|$ se situa entre $0,5T$ e $1,0T$, tendo $\|W\| = 0,75T$ apresentado os melhores resultados em duas oportunidades. Pode-se observar que os valores obtidos para *NívelQoS* quando o tamanho da janela de media $\|W\|$ esta situado entre $0,5T$ até $1,0T$ são bastante próximos. Para valores de $\|W\|$ acima de $1,0T$, os resultados obtidos para a métrica *NívelQoS* apresentaram uma elevação considerável.

Tabela 4-6 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas W com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
$\ W\ = 0,5T$	148,621	116,97	175,289	124,375	199,077	147,537	<u>175,532</u>	120,556
$\ W\ = 0,75T$	<u>144,478</u>	101,455	<u>172,186</u>	114,646	202,52	139,832	189,83	139,668
$\ W\ = 1,0T$	148,368	<u>99,02</u>	179,303	108,443	<u>196,229</u>	139,173	179,603	122,123
$\ W\ = 1,5T$	206,806	128,653	180,048	135,527	212,899	<u>133,821</u>	224,016	123,023
$\ W\ = 2,0T$	197,985	117,557	192,932	<u>103,419</u>	245,821	154,354	240,179	<u>111,173</u>

Análise do Descarte de Pacotes

Os percentuais de pacotes descartados durante experimentos com duração suficiente para produzir 50 séries de pacotes constituídas por T pacotes em cada situação, para uma taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ igual a 75%, são mostrados na Tabela 4-7; a Tabela 4-8 e a Tabela 4-9 exibem resultados para uma taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ iguais a 85% e 100%, respectivamente. O modelo de simulação é o mesmo descrito anteriormente: os *buffers* possuem um tamanho máximo igual a 50 pacotes e adotam política de descarte *droptail*, tendo sido utilizado um tamanho de pacote igual a 600 bytes. O tamanho dos *buffers* foi escolhido de modo a provocar taxas elevadas de descarte de pacotes, possibilitando a análise em condições extremas. Cumpre ressaltar que aumentar excessivamente o tamanho do *buffers* para reduzir a taxa de descarte pode ocasionar atrasos de fila insatisfatórios para muitas aplicações. A taxa de descarte agregada de longo prazo situa-se ao redor de 5% no regime de operação normal da Internet [5].

Pode-se observar em todos os casos que o percentual total de pacotes descartados pelo algoritmo WBWTP (adotou-se $\|W\| = 1,0T$) é inferior ao percentual de pacotes descartados pelo algoritmo PAD e um pouco mais elevado do que a quantidade descartada pelo algoritmo WTP. Com os algoritmos WTP e WBWTP, o percentual de pacotes descartados para a classe de serviço mais importante mostrou-se muito menor do que o apresentado pelo algoritmo PAD. Esta característica é muito importante, pois normalmente a classe de serviço *premium* é utilizada por aplicações que requerem baixos atrasos, tais como tráfego de voz, e embora estas aplicações sejam mais tolerantes quanto a perda de pacotes, é importante protegê-las de altas taxas de descarte, pois aplicações desta natureza geralmente não retransmitem pacotes descartados. Além disso, a oferta por parte dos

provedores de uma classe de serviço com baixas taxas de atraso e descarte pode representar um diferencial junto aos usuários que estejam dispostos a pagar mais para ter serviços de qualidade superior.

Tabela 4-7 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 75%.

Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WTP	8,94%	0,55%	0,00%	4,08%	10,97%	1,10%	0,00%	5,00%	11,33%	0,86%	0,00%	5,15%
PAD	6,71%	4,22%	1,52%	4,55%	8,12%	4,64%	2,25%	5,50%	8,40%	4,71%	2,12%	5,65%
WBWTP	8,67%	2,08%	0,20%	4,44%	10,52%	2,59%	0,52%	5,42%	10,73%	2,64%	0,48%	5,59%

Tabela 4-8 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 85%.

Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WTP	19,26%	3,35%	0,00%	8,82%	20,98%	3,67%	0,00%	9,39%	22,21%	3,65%	0,00%	9,90%
PAD	15,14%	7,97%	3,17%	9,51%	15,64%	8,84%	3,41%	9,98%	16,55%	9,03%	3,58%	10,50%
WBWTP	18,53%	5,47%	0,80%	9,41%	19,86%	5,58%	1,11%	9,90%	20,65%	5,85%	1,50%	10,45%

Tabela 4-9 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 100%.

Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WTP	34,08%	9,81%	0,00%	17,42%	33,09%	11,93%	0,00%	17,88%	35,04%	11,61%	0,00%	18,23%
PAD	29,94%	12,83%	5,42%	18,06%	30,28%	12,85%	5,42%	18,39%	31,19%	13,57%	5,56%	18,74%
WBWTP	32,81%	11,59%	1,89%	17,94%	32,36%	12,42%	2,19%	18,30%	33,38%	13,00%	2,49%	18,64%

As duas próximas seções apresentam, respectivamente, os resultados das simulações para os ambientes de diferenciação elevada e extrema na forma de tabelas sumarizadas.

4.4.3 Simulação: Ambiente de Diferenciação Elevada

Os parâmetros de diferenciação utilizados nesta simulação foram os seguintes:

$$\delta_0 = 1, \delta_l = 3 \text{ e } \delta_2 = 6.$$

Análise da Previsibilidade do MDP

São apresentados resultados de simulações em três diferentes cenários, considerando-se em cada cenário uma taxa de utilização diferente para o enlace que interconecta os roteadores *RN* e *RB2*. Inicialmente são exibidos resultados obtidos com uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%. Na seqüência são exibidos resultados para uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%. Por último, são apresentados resultados para taxas de utilização do enlace *RN-RB2* iguais a 100%.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%

A Tabela 4-10 sumariza os resultados obtidos nas simulações, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para o algoritmo *WBWTP* um tamanho da janela de medidas $||W||$ igual ao intervalo de monitoração *T* adotado em cada caso. O desempenho do algoritmo *WBWTP* para diferentes tamanhos da janela de medidas é sumarizado na Tabela 4-11. Em ambas as tabelas, o melhor desempenho em cada caso é exibido sublinhado.

Tabela 4-10 – Estatísticas para a métrica *NívelQoS* com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* = 85%. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1, \delta_l = 3$ e $\delta_2 = 6$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	<i>T</i> = 10.000 pacotes		<i>T</i> = 20.000 pacotes		<i>T</i> = 30.000 pacotes		<i>T</i> = 50.000 pacotes	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
WTP	254,256	201,218	251,059	216,16	285,741	201,708	260,436	203,309
PAD	217,669	220,695	149,012	<u>99,708</u>	197,433	160,822	<u>139,951</u>	<u>116,867</u>
WBWTP	<u>138,019</u>	<u>116,171</u>	<u>142,535</u>	144,737	<u>163,274</u>	<u>124,431</u>	171,587	144,327

Pode-se observar que o desempenho do algoritmo *PAD* apresenta um valor elevado para o desvio padrão de *NívelQoS* no intervalo de monitoração mais curto. Isto acontece porque o processo de estimação de atraso do algoritmo *PAD* trabalha com memória infinita, tornando-o pouco sensível para as alterações mais recentes na carga das diferentes classes de serviço. A elevada instabilidade apresentada pelo algoritmo *PAD* contribui para aumentar o *jitter*.

O algoritmo WBWTP apresentou um desempenho superior aos algoritmos WTP e PAD na maior parte do tempo em quase todas as situações estudadas. Observando-se a Tabela 4-10 pode-se verificar que os resultados apresentados pelo algoritmo WBWTP para o intervalo de monitoração constituído por 10.000 pacotes são muito bons, ratificando sua característica de apresentar uma alta previsibilidade em intervalos de monitoração mais curtos. Para o intervalo de monitoração de 50.000 pacotes, o desempenho do algoritmo PAD foi superior ao desempenho do WBWTP, considerando o modelo de simulação adotado e a taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%.

Ao analisar a Tabela 4-11 observa-se que os melhores valores médios para a métrica *NívelQoS* nas diferentes situações estudadas neste cenário são obtidos na maioria das vezes quando o tamanho adotado para a janela de medidas $\|W\|$ é igual ao tamanho do intervalo de monitoração T utilizado. Logo, os melhores resultados para o algoritmo WBWTP, considerando-se para uma taxa de utilização do enlace de 85% e o modelo de simulação apresentando, foram obtidos adotando-se $\|W\| = 1,0T$.

Tabela 4-11 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas W com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* = 85%. Diferenciação elevada: $\delta_1 = 1$, $\delta_2 = 3$ e $\delta_3 = 6$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

<i>Intervalo de Monitoração</i>	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
$\ W\ = 0,5T$	163,851	143,931	148,061	140,496	172,183	145,00	168,67	135,731
$\ W\ = 0,75T$	164,455	122,069	160,098	136,998	178,126	137,823	167,24	125,155
$\ W\ = 1,0T$	138,019	<u>116,171</u>	<u>142,535</u>	144,737	<u>163,274</u>	124,431	171,587	144,327
$\ W\ = 1,5T$	173,012	139,636	171,893	<u>125,601</u>	187,983	<u>113,488</u>	207,675	151,151
$\ W\ = 2,0T$	193,812	120,486	213,343	126,081	217,29	125,695	232,625	171,828

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%

A Tabela 4-12 sumariza os resultados obtidos nas simulações, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. O desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas é sumarizado na Tabela 4-13. Em ambas as tabelas, o melhor desempenho em cada caso é exibido sublinhado.

Tabela 4-12 – Estatísticas para a métrica *NívelQoS* com taxa de utilização do enlace *RN-RB2 = 75%*. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

<i>Intervalo de Monitoração</i>	<i>T = 10.000 pacotes</i>		<i>T = 20.000 pacotes</i>		<i>T = 30.000 pacotes</i>		<i>T = 50.000 pacotes</i>	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
WTP	180,815	112,189	214,405	181,264	243,058	189,396	182,453	157,009
PAD	180,399	108,094	131,09	97,053	118,089	70,091	94,801	60,054
WBWTP	<u>118,963</u>	<u>55,886</u>	143,11	106,519	131,971	99,01	114,286	77,936

Para intervalos de monitoração constituídos por 10.000 pacotes, os resultados apresentados pelo algoritmo WBWTP são bastante superiores aos resultados apresentados pelos algoritmos WTP e PAD, confirmando sua característica de apresentar uma alta previsibilidade em intervalos de monitoração mais curtos, o que propicia uma ordenação mais consistente entre as classes de serviço. Para os intervalos de monitoração constituídos por 20.000, 30.000 e 50.000 pacotes, o algoritmo PAD apresentou melhores resultados do que o algoritmo WBWTP, considerando a média e o desvio padrão da métrica *NívelQoS*. O algoritmo WTP apresentou os piores resultados em todos os intervalos de monitoração considerados. Ao analisar a Tabela 4-13 observa-se que os melhores valores médios para a métrica *NívelQoS* nas diferentes situações estudadas neste cenário são obtidos quando o tamanho adotado para a janela de medidas $\|W\|$ é igual a $1,0T$.

Tabela 4-13 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas *W* com taxa de utilização do enlace *RN-RB2 = 75%*. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

<i>Intervalo de Monitoração</i>	<i>T = 10.000 pacotes</i>		<i>T = 20.000 pacotes</i>		<i>T = 30.000 pacotes</i>		<i>T = 50.000 pacotes</i>	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
$\ W\ = 0,5T$	123,596	66,845	<u>135,63</u>	110,735	143,016	107,358	110,979	79,716
$\ W\ = 0,75T$	122,665	60,345	147,396	108,038	135,623	97,192	117,665	<u>74,852</u>
$\ W\ = 1,0T$	<u>118,963</u>	<u>55,886</u>	143,11	106,519	<u>131,971</u>	99,01	<u>114,286</u>	77,936
$\ W\ = 1,5T$	153,616	72,484	172,451	<u>100,037</u>	156,91	109,989	132,677	84,005
$\ W\ = 2,0T$	172,059	86,276	192,18	128,378	170,147	<u>87,909</u>	159,046	96,128

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 100%

A Tabela 4-14 sumariza os resultados obtidos nas simulações, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $\|W\|$

igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. O desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas é sumarizado na Tabela 4-15. Em ambas as tabelas, o melhor desempenho em cada caso é exibido sublinhado.

Tabela 4-14 – Estatísticas para a métrica *NívelQoS* com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 100%. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

<i>Intervalo de Monitoração</i>	<i>T = 10.000 pacotes</i>		<i>T = 20.000 pacotes</i>		<i>T = 30.000 pacotes</i>		<i>T = 50.000 pacotes</i>	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
WTP	362,908	194,957	316,844	209,159	412,207	213,294	360,899	212,945
PAD	363,954	539,477	309,137	269,542	289,38	214,085	261,747	184,662
WBWTP	<u>187,907</u>	<u>152,903</u>	<u>206,828</u>	<u>152,797</u>	<u>248,297</u>	<u>181,192</u>	<u>211,438</u>	<u>163,222</u>

O algoritmo WBWTP apresentou um desempenho superior aos algoritmos WTP e PAD em todas as situações estudadas, independente do tamanho do intervalo de monitoração T considerado. Para intervalos de monitoração constituídos por 10.000 pacotes, os resultados apresentados pelo algoritmo WBWTP são ainda melhores; este resultado vai ao encontro da característica do WBWTP de apresentar uma alta previsibilidade em intervalos de monitoração mais curtos, propiciando uma ordenação mais consistente entre as classes de serviço. Também pode ser observado que o desempenho do algoritmo PAD se apresentou muito instável, apresentando valores elevados para o desvio padrão de *NívelQoS* em diversos momentos, principalmente no intervalo de monitoração mais curto, o que contribui para o aumento do *jitter*.

Analisando-se a Tabela 4-15 observa-se que com $\|W\| = 1,0T$ o algoritmo WBWTP apresentou em duas oportunidades os melhores valores médios para a métrica *NívelQoS* e que nas outras duas situações ($T = 20.000$ e $T = 50.000$ pacotes), os melhores valores obtidos para a métrica *NívelQoS* estão bastante próximos dos valores obtidos com $\|W\| = 1,0T$. Sendo assim, pode-se considerar que ao se adotar $\|W\| = 1,0T$ para este cenário obtém-se um bom desempenho para o algoritmo WBWTP.

Tabela 4-15 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas W com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
$\ W\ = 0,5T$	217,808	164,638	212,775	172,764	255,664	179,142	<u>209,89</u>	162,844
$\ W\ = 0,75T$	206,866	<u>132,545</u>	206,3	161,809	266,019	194,026	219,965	<u>148,483</u>
$\ W\ = 1,0T$	<u>187,907</u>	152,903	206,828	<u>152,797</u>	<u>248,297</u>	181,192	211,438	163,222
$\ W\ = 1,5T$	286,535	154,017	<u>201,724</u>	178,403	286,149	<u>178,175</u>	261,529	159,95
$\ W\ = 2,0T$	249,734	155,068	258,176	188,707	324,578	193,289	275,093	192,967

Análise do Descarte de Pacotes

Os percentuais de pacotes descartados durante experimentos com duração suficiente para produzir 50 séries de pacotes constituídas por T pacotes em cada situação, para uma taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ igual a 75%, são mostrados na Tabela 4-16; a Tabela 4-17 e a Tabela 4-18 exibem resultados para uma taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ iguais a 85% e 100%, respectivamente. O modelo de simulação é o mesmo descrito anteriormente: os *buffers* possuem um tamanho máximo igual a 50 pacotes e adotam política de descarte *droptail*, tendo sido utilizado um tamanho de pacote igual a 600 bytes.

Pode-se observar em todos os casos que o percentual total de pacotes descartados pelo algoritmo WBWTP (adotou-se $\|W\| = 1,0T$) é inferior ao percentual de pacotes descartados pelo algoritmo PAD e um pouco mais elevado do que a quantidade descartada pelo algoritmo WTP. Com os algoritmos WTP e WBWTP, o percentual de pacotes descartados para a classe de serviço mais importante novamente mostrou-se muito menor do que o apresentado pelo algoritmo PAD.

Tabela 4-16 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 75%.

Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WTP	9,57%	0,09%	0,00%	4,23%	12,00%	0,23%	0,00%	5,15%	12,19%	0,16%	0,00%	5,31%
PAD	7,74%	3,03%	1,31%	4,61%	9,45%	3,43%	1,73%	5,55%	9,59%	3,61%	1,63%	5,69%
WBWTP	9,44%	1,16%	0,13%	4,51%	11,55%	1,59%	0,30%	5,48%	11,84%	1,47%	0,28%	5,64%

Tabela 4-17 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 85%.

Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WTP	20,95%	1,89%	0,00%	9,04%	22,80%	2,11%	0,00%	9,57%	24,04%	2,12%	0,00%	10,09%
PAD	17,05%	6,66%	2,28%	9,61%	18,29%	6,50%	2,74%	10,05%	19,20%	6,90%	2,71%	10,57%
WBWTP	20,63%	3,19%	0,60%	9,49%	21,97%	3,70%	0,78%	9,99%	23,07%	3,82%	0,81%	10,51%

Tabela 4-18 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 100%.

Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WTP	36,78%	6,54%	0,00%	17,58%	35,85%	8,38%	0,00%	18,01%	37,92%	8,25%	0,00%	18,36%
PAD	33,82%	8,99%	3,92%	18,13%	34,60%	8,55%	3,48%	18,46%	35,97%	8,89%	3,88%	18,80%
WBWTP	36,19%	7,60%	1,28%	18,00%	35,89%	8,22%	1,49%	18,38%	37,24%	8,72%	1,79%	18,71%

4.4.4 Simulação: Ambiente de Diferenciação Extrema

Os parâmetros de diferenciação utilizados nesta simulação foram os seguintes:

$$\delta_0 = 1, \delta_1 = 4 \text{ e } \delta_2 = 8.$$

Análise da Previsibilidade do MDP

São apresentados resultados de simulações em três diferentes cenários, considerando-se em cada cenário uma taxa de utilização diferente para o enlace que

interconecta os roteadores *RN* e *RB2*. Inicialmente são exibidos resultados obtidos com uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%. Na sequência são exibidos resultados para uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%. Por último, são apresentados resultados para taxas de utilização do enlace *RN-RB2* iguais a 100%, buscando analisar o comportamento dos algoritmos WBWTP, PAD e WTP em uma situação de completa utilização da banda.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%

A Tabela 4-19 sumariza os resultados obtidos nas simulações, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $||W||$ igual ao intervalo de monitoração *T* adotado em cada caso. O desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas é sumarizado na Tabela 4-20. Em ambas as tabelas, o melhor desempenho em cada caso é exibido sublinhado.

Tabela 4-19 – Estatísticas para a métrica *NívelQoS* com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* = 85%. Diferenciação extrema: $\delta_1 = 1$, $\delta_2 = 4$ e $\delta_3 = 8$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

<i>Intervalo de Monitoração</i>	<i>T = 10.000 pacotes</i>		<i>T = 20.000 pacotes</i>		<i>T = 30.000 pacotes</i>		<i>T = 50.000 pacotes</i>	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
WTP	293,614	264,759	293,329	279,562	334,902	252,46	325,696	285,347
PAD	284,062	289,789	200,472	<u>130,851</u>	207,747	167,064	159,356	112,04
WBWTP	<u>149,175</u>	<u>118,224</u>	<u>151,631</u>	154,195	<u>183,392</u>	<u>149,721</u>	186,763	192,536

O algoritmo WBWTP apresentou o melhor desempenho para o valor médio da métrica *NívelQoS* para os três primeiros intervalos de monitoração estudados; para *T* = 50.000 pacotes, o algoritmo PAD apresentou o melhor desempenho.

Ao analisar a Tabela 4-20 observa-se que os melhores valores médios para a métrica *NívelQoS* nas diferentes situações estudadas neste cenário são obtidos quando o tamanho adotado para a janela de medidas $||W||$ é igual ao tamanho do intervalo de monitoração *T* utilizado. Logo, os melhores resultados para o algoritmo WBWTP, considerando-se para uma taxa de utilização do enlace de 85% e o modelo de simulação apresentando, foram obtidos adotando-se $||W|| = 1,0T$.

Tabela 4-20 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas W com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 85\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
$\ W\ = 0,5T$	176,217	157,691	156,149	153,879	190,012	167,562	190,956	172,37
$\ W\ = 0,75T$	176,242	<u>118,143</u>	171,417	152,443	199,29	171,995	197,322	177,739
$\ W\ = 1,0T$	<u>149,175</u>	118,224	<u>151,631</u>	154,195	<u>183,392</u>	149,721	<u>186,763</u>	192,536
$\ W\ = 1,5T$	202,24	120,484	184,36	128,39	200,492	<u>139,653</u>	244,308	<u>171,342</u>
$\ W\ = 2,0T$	209,366	129,832	221,995	<u>108,565</u>	229,79	153,896	272,81	203,519

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ igual a 75%

A Tabela 4-21 sumariza os resultados obtidos nas simulações, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica $NívelQoS$ em todos os experimentos realizados, considerando para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. O desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas é sumarizado na Tabela 4-22. Em ambas as tabelas, o melhor desempenho em cada caso é exibido sublinhado.

Tabela 4-21 – Estatísticas para a métrica $NívelQoS$ com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 75\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WTP	191,575	121,46	230,16	206,621	262,888	211,908	202,489	178,745
PAD	168,325	100,547	<u>143,492</u>	118,648	<u>116,579</u>	74,04	<u>96,523</u>	<u>74,072</u>
WBWTP	<u>124,507</u>	<u>65,933</u>	149,565	<u>116,394</u>	147,61	112,088	118,868	92,761

Para intervalos de monitoração constituídos por 10.000 pacotes, os resultados apresentados pelo algoritmo WBWTP são superiores aos resultados apresentados pelos algoritmos WTP e PAD, reafirmando sua característica de apresentar uma alta previsibilidade em intervalos de monitoração mais curtos, o que propicia uma ordenação mais consistente entre as classes de serviço. Para os intervalos de monitoração constituídos por 20.000, 30.000 e 50.000 pacotes, o algoritmo PAD apresentou melhores resultados do

que o algoritmo WBWTP. O algoritmo WTP apresentou os piores resultados em todos os intervalos de monitoração considerados.

Ao analisar a Tabela 4-22 observa-se que o algoritmo WBWTP apresentou em duas oportunidades o melhor desempenho ao se adotar $\|W\| = 1,0T$. Para $T = 20.000$ e $T = 50.000$ pacotes, o melhor desempenho foi obtido ao se fazer $\|W\| = 0,5T$; nestes dois casos, o valor obtido para *NívelQoS* foi bastante próximo do obtido ao se adotar $\|W\| = 1,0T$. Sendo assim, pode-se considerar que ao se adotar $\|W\| = 1,0T$ obtem-se os melhores resultados para o algoritmo WBWTP neste cenário.

Tabela 4-22 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas W com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 75\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
$\ W\ = 0,5T$	131,46	68,12	<u>145,402</u>	126,737	157,359	126,055	<u>118,168</u>	98,843
$\ W\ = 0,75T$	126,219	70,231	156,919	120,849	153,961	112,824	128,772	95,533
$\ W\ = 1,0T$	<u>124,507</u>	<u>65,933</u>	149,565	116,394	<u>147,61</u>	112,088	118,868	<u>92,761</u>
$\ W\ = 1,5T$	164,928	79,002	179,869	<u>108,055</u>	168,068	116,225	151,439	111,688
$\ W\ = 2,0T$	179,264	93,909	213,507	127,946	210,842	<u>98,541</u>	167,626	117,557

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ igual a 100%

A Tabela 4-23 sumariza os resultados obtidos nas simulações, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para o algoritmo WBWTP um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. O desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas é sumarizado na Tabela 4-24. Em ambas as tabelas, o melhor desempenho em cada caso é exibido sublinhado.

Tabela 4-23 – Estatísticas para a métrica *NívelQoS* com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WTP	452,059	233,789	413,346	270,406	528,691	270,07	427,054	186,89
PAD	467,951	782,986	356,8	361,705	355,961	256,951	263,651	205,01
WBWTP	<u>230,671</u>	<u>172,575</u>	<u>232,271</u>	<u>177,369</u>	<u>288,798</u>	<u>207,908</u>	<u>189,59</u>	<u>117,804</u>

O algoritmo WBWTP apresentou um desempenho superior aos algoritmos WTP e PAD em todas as situações estudadas, independente do tamanho do intervalo de monitoração T considerado. Para intervalos de monitoração constituídos por 10.000 pacotes, os resultados apresentados pelo algoritmo WBWTP são ainda melhores; este resultado vai ao encontro da característica do WBWTP de apresentar uma alta previsibilidade em intervalos de monitoração mais curtos.

Também pode ser observado que o desempenho do algoritmo PAD se apresentou muito instável, apresentando valores elevados para o desvio padrão de *NívelQoS* em diversos momentos, principalmente nos intervalos de monitoração mais curtos.

Analisando-se a Tabela 4-24 observa-se que o algoritmo WBWTP apresentou em três oportunidades o melhor desempenho ao se adotar $\|W\| = 1,0T$. Para $T = 10.000$ pacotes, o melhor desempenho foi obtido com $\|W\| = 0,75T$; pode-se observar que o valor obtido para *NívelQoS* neste caso é bastante próximo do obtido com $\|W\| = 1,0T$. Logo, adotar $\|W\| = 1,0T$ é a melhor opção também neste cenário.

Tabela 4-24 – Desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas W com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação extrema: $\delta_1 = 1$, $\delta_2 = 4$ e $\delta_3 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
$\ W\ = 0,5T$	234,82	193,23	238,352	198,622	301,043	231,935	207,592	133,581
$\ W\ = 0,75T$	223,468	173,787	244,246	192,281	302,93	230,156	212,548	131,192
$\ W\ = 1,0T$	230,671	172,575	232,271	177,369	288,798	207,908	189,59	117,804
$\ W\ = 1,5T$	315,905	194,639	251,662	184,922	340,183	205,159	239,147	113,107
$\ W\ = 2,0T$	276,268	183,697	266,891	201,896	357,912	217,334	266,483	152,601

Análise do Descarte de Pacotes

Os percentuais de pacotes descartados durante experimentos com duração suficiente para produzir 50 séries de pacotes constituídas por T pacotes em cada situação, para uma taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ igual a 75%, são mostrados na Tabela 4-25; a Tabela 4-26 e a Tabela 4-27 exibem resultados para uma taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ iguais a 85% e 100%, respectivamente. O modelo de simulação é o mesmo descrito anteriormente: os *buffers* possuem um tamanho máximo igual a 50 pacotes e adotam política de descarte *droptail*, tendo sido utilizado um tamanho de pacote igual a 600 bytes.

Pode-se observar em todos os casos que o percentual total de pacotes descartados pelo algoritmo WBWTP (adotou-se $\|W\| = 1,0T$) é inferior ao percentual de pacotes descartados pelo algoritmo PAD e um pouco mais elevado do que a quantidade descartada pelo algoritmo WTP. Com os algoritmos WTP e WBWTP, o percentual de pacotes descartados para a classe de serviço mais importante mais uma vez mostrou-se muito menor do que o apresentado pelo algoritmo PAD.

Tabela 4-25 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 75%.

Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WTP	9,85%	0,003%	0,00%	4,33%	12,41%	0,01%	0,00%	5,25%	12,55%	0,01%	0,00%	5,41%
PAD	8,44%	2,42%	0,89%	4,63%	10,23%	2,78%	1,39%	5,58%	10,44%	2,84%	1,27%	5,72%
WBWTP	9,83%	0,76%	0,07%	4,55%	12,14%	1,05%	0,20%	5,52%	12,33%	1,00%	0,18%	5,68%

Tabela 4-26 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 85%.

Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WTP	21,84%	1,21%	0,00%	9,17%	23,74%	1,37%	0,00%	9,69%	25,00%	1,39%	0,00%	10,21%
PAD	18,45%	5,40%	1,96%	9,69%	19,90%	5,30%	2,12%	10,10%	21,09%	5,38%	2,13%	10,63%
WBWTP	21,53%	2,43%	0,41%	9,56%	23,20%	2,56%	0,53%	10,03%	24,31%	2,72%	0,62%	10,56%

Tabela 4-27 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 100%.

Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WTP	38,17%	4,97%	0,00%	17,69%	37,31%	6,58%	0,00%	18,10%	39,54%	5,58%	0,00%	18,42%
PAD	36,35%	6,47%	3,00%	18,19%	37,12%	5,85%	2,68%	18,52%	37,94%	6,80%	2,57%	18,82%
WBWTP	37,90%	5,81%	0,84%	18,06%	37,88%	5,68%	1,20%	18,41%	39,41%	6,51%	1,24%	18,76%

4.5 Considerações Finais

Neste capítulo, após realizar uma revisão bibliográfica sobre os principais algoritmos de escalonamento disponíveis na literatura para o Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP), é apresentada uma das principais contribuições deste trabalho, o algoritmo de escalonamento *Window Based Waiting-Time Priority* (WBWTP). O WBWTP realiza o processo de estimação de atrasos das classes de serviço considerando uma janela constituída por diversos pacotes a serem transmitidos ou já transmitidos, buscando solucionar os problemas apresentados pelos algoritmos WTP e PAD e assim melhor atender aos objetivos do MDP. O algoritmo WBWTP faz uso do estimador de atrasos proposto em [109], tendo o estimador sido empregado inicialmente no contexto de escalonamento baseado em funções utilidade. A aplicação do estimador de atrasos proposto em [109] no contexto do algoritmo WBWTP, bem como os estudos realizados buscando avaliar o desempenho do algoritmo WBWTP para diferentes tamanhos da janela de medidas do estimador são contribuições do presente trabalho.

Em seguida, resultados de diferentes simulações realizadas para avaliar o desempenho do algoritmo WBWTP, considerando os níveis de atendimento dos objetivos do MDP e de descarte de pacotes foram apresentados e analisados, estabelecendo-se uma comparação com os principais algoritmos da literatura. O algoritmo WBWTP apresentou valores médios para a métrica *NívelQoS* inferiores aos apresentados pelos algoritmos WTP e PAD na maioria dos ambientes e cenários estudados, mostrando que o mesmo pode propiciar uma ordenação mais consistente entre as classes de serviço. Seus resultados foram ainda mais significativos em intervalos de monitoração mais curtos, mostrando uma grande previsibilidade nesta situação. Além disso, o algoritmo WBWTP normalmente apresentou valores menores para o desvio padrão de *NívelQoS* em relação aos algoritmos WTP e PAD, o que contribui para a redução do *jitter* e conseqüentemente para a melhoria da previsibilidade das aplicações. Uma maior previsibilidade das aplicações facilita o dimensionamento de recursos da rede e também o processo de adaptação nos sistemas finais. Cabe ressaltar que o desempenho do algoritmo WBWTP é bastante superior ao do PAD e ao do WTP em situações que apresentam taxas de utilização do enlace mais elevadas, as quais são as mais críticas e merecedoras de maiores atenções.

Por outro lado, pode-se observar que o desempenho do algoritmo PAD é mais instável, apresentando valores elevados para o desvio padrão de *NívelQoS* em diversos

momentos, principalmente em intervalos de tempo mais curtos. Isto acontece porque o processo de estimação de atraso do algoritmo PAD trabalha com memória infinita, tornando-o pouco sensível para as alterações mais recentes na carga das diferentes classes de serviço. Este comportamento do algoritmo PAD contribui para aumentar o *jitter*, tornando mais complexo o processo de adaptação das aplicações nos sistemas finais. Quando o nível de utilização do enlace não se encontra em níveis tão elevados, as alterações nas cargas das diferentes classes de serviço ocorrem com menor intensidade, possibilitando ao algoritmo PAD apresentar melhores resultados, principalmente em intervalos de monitoração mais longos.

O algoritmo de escalonamento HPD é um híbrido que combina as características dos escalonadores WTP e PAD. Como mostrado em [73], o algoritmo HPD apresenta melhores resultados do que o WTP em situações de baixa utilização do enlace e melhores resultados do que o PAD em intervalos de monitoração mais curtos, sem contudo superar o desempenho do WTP e do PAD em outras circunstâncias. Na grande maioria das situações estudadas neste trabalho, principalmente nos intervalos de monitoração mais curtos, o algoritmo WBWTP proposto apresentou desempenho superior aos resultados apresentados pelos algoritmos WTP e PAD, podendo-se concluir que o mesmo também apresenta desempenho superior ao HPD.

A característica de preservar a classe de serviço *premium* de uma taxa elevada de descarte de pacotes também foi observada no algoritmo WBWTP. Normalmente a classe de serviço *premium* é utilizada por aplicações que requerem baixos atrasos e embora estas aplicações sejam mais tolerantes quanto à perda de pacotes, é importante protegê-las de altas taxas de descarte, pois aplicações desta natureza geralmente não retransmitem pacotes descartados. Em todos os cenários estudados, o algoritmo PAD apresentou o pior desempenho quanto às taxas de descarte de pacotes.

Foram também apresentados e discutidos resultados que buscam determinar o tamanho da janela de medidas $||W||$ mais adequado para o algoritmo WBWTP em diferentes situações, considerando-se diferentes intervalos de monitoração e níveis de diferenciação. Cabe ressaltar que ao se adotar um tamanho para $||W||$ muito grande no processo de estimação de atrasos do algoritmo WBWTP pode-se mascarar os efeitos de uma rajada ou de uma variação repentina de carga em uma das classes de serviço. Por outro lado, um tamanho muito pequeno para $||W||$ pode propiciar uma adaptação rápida às mudanças de

tráfego, entretanto pode não representar de modo adequado os atrasos ao longo do intervalo de monitoração em consideração. Pode-se observar que de modo geral os melhores resultados foram obtidos adotando-se $\|W\| = 1,0T$. Para valores de $\|W\|$ superiores a $1,0T$ não são observadas na quase totalidade dos casos estudados melhorias nos valores médios apresentados pela métrica *NívelQoS*. Logo, segundo os estudos realizados, de modo geral o melhor desempenho para o algoritmo WBWTP é obtido adotando-se $\|W\| = 1,0T$. Para que os atrasos de todos os pacotes que aguardam transmissão possam ser considerados pelo estimador de atrasos, o tamanho do *buffer* de uma classe de serviço deve ser menor do que o tamanho de sua janela de medidas, ou seja, deve ser inferior a $1,0T$ [106].

O próximo capítulo propõe uma variante do algoritmo WBWTP que possibilita alterar dinamicamente, para os pacotes que constituem a janela de medidas $\|W\|$, os pesos dos pacotes transmitidos e dos que aguardam transmissão, buscando um melhor atendimento para os objetivos do MDP.

Capítulo 5

WBWTP+: Um Algoritmo de Escalonamento com Variação Dinâmica do Estimador de Atrasos

5.1 Introdução

Neste capítulo é apresentado o algoritmo WBWTP+, uma variação do algoritmo WBWTP. O WBWTP+ faz a estimação dos atrasos das classes de serviço empregando um método de ponderação, que varia dinamicamente, dos pesos dos pacotes que aguardam transmissão na janela de medidas de cada classe de serviço, buscando melhor atender aos objetivos do MDP.

5.2 Algoritmo *Window Based Waiting-Time Priority Plus* (WBWTP+)

Analisando o estimador de atrasos do algoritmo WBWTP, definido na Equação 4-4, pode-se verificar que os atrasos dos pacotes transmitidos (dado por D_j^{dep}) e dos que aguardam transmissão (dado por $n_j.t - S_j$) possuem igual importância, ou seja, atrasos dos pacotes transmitidos e dos que aguardam transmissão contribuem com igual peso para a estimativa de atraso de uma classe de serviço durante toda execução.

O algoritmo WBWTP+ propõe uma forma de ajustar dinamicamente os pesos dos atrasos dos pacotes transmitidos e dos que aguardam transmissão em função do estado atual do sistema. Fundamentalmente, o estimador de atrasos empregado pelo WBWTP+ possibilita acelerar ou retardar a transmissão de pacotes que aguardam na fila, buscando com isso obter melhores valores para a métrica *NívelQoS*. Para isso, o estimador de atrasos original do algoritmo WBWTP é modificado para:

$$WW_j(t) = \frac{1}{\|W_j\|} (\alpha_j (n_j.t - S_j) + D_j^{dep})$$

Equação 5-1

onde α_j pondera os atrasos dos pacotes que aguardam transmissão. Ao aumentar ou diminuir este parâmetro, aumenta-se ou diminui-se o peso dos atrasos dos pacotes que estão aguardando transmissão e conseqüentemente diminui-se ou aumenta-se o peso dos pacotes já transmitidos. O processo de ajuste dos pesos α_j é detalhado a seguir.

Para cada uma das n classes de serviço j , $j = (0, \dots, n - 1)$, define-se a QoS de uma classe de serviço j , $QoSC_j$, da seguinte forma:

$$QoSC_j = \sum_{i=0}^{n-1} (\delta_j dm_j - \delta_i dm_i). \quad \text{Equação 5-2}$$

Neste caso, dm_i é o atraso médio real da fila C_i medido a cada intervalo de ajuste constituído por IA pacotes, diferente da Equação 3-1, onde os atrasos médios são medidos a cada intervalo de monitoração constituído por T pacotes. $QoSC_j$ é uma medida agregada da QoS da classe de serviço j com relação a todas as demais classes de serviço. Quando um dado valor do termo do somatório é positivo, significa que o atraso médio ponderado da classe j com relação a classe que está sendo comparada está acima do ideal; caso o valor do termo seja negativo, o atraso médio ponderado da classe j está abaixo do ideal, com relação à classe que está sendo comparada. O ideal, considerando a métrica *NívelQoS*, é que os valores de $QoSC_j$ sejam iguais a zero. Um valor positivo para $QoSC_j$ indica que o atraso médio ponderado da classe de serviço j está elevado, em comparação com os atrasos médios ponderados das demais classes e que portanto os pacotes que aguardam transmissão podem receber um incentivo para acelerar suas transmissões. Valores negativos indicam que o atraso médio ponderado da classe de serviço j está menor do que deveria, e neste caso os pacotes que aguardam na fila podem ter sua transmissão postergada.

Visando tornar os valores de $QoSC_j$ comparáveis e tratáveis, os mesmos são normalizados, fazendo com que seus valores estejam situados no intervalo $[-lmt, lmt]$. O processo de normalização normalmente transforma valores para o intervalo $[-1, 1]$; neste caso, a constante positiva lmt propicia ao operador flexibilidade para definir os limites do intervalo. Os procedimentos realizados na normalização são exibidos na Figura 5-1.

$$K = \max\{|QoSC_j|\}$$

$$QoSC_j = \frac{QoSC_j}{K} \cdot lmt$$

Figura 5-1 – Procedimentos realizados para a normalização de $QoSC_j$

A cada intervalo de ajuste constituído por IA pacotes, os parâmetros α_j de cada uma das classes de serviço são ajustados da seguinte forma:

$$\alpha_j = abase + QoSC_j. \quad \text{Equação 5-3}$$

Deste modo, os valores α_j estarão distribuídos ao longo do intervalo $[abase - lmt, abase + lmt]$. Considerando a Equação 5-1, os valores de α_j devem ser positivos para que os atrasos dos pacotes que aguardam transmissão tenham sempre valores positivos, evitando assim uma possível inanição de serviço na transmissão dos pacotes das classes. Para isso, o valor da constante $abase$ deve ser superior ao da constante lmt .

A complexidade do WBWTP+ é $O(n^2)$, onde n é o número de classes de serviço no sistema.

5.3 Análise de Desempenho do Algoritmo WBWTP+

O desempenho do algoritmo WBWTP+ é avaliado através de simulações empregando o simulador LBNL NS [111], que foi modificado para suportar também este algoritmo.

A previsibilidade e aderência aos objetivos do MDP, bem como o comportamento quanto aos descartes de pacotes do algoritmo WBWTP+ são comparados principalmente com o algoritmo WBWTP, considerando-se diferentes ambientes e cenários, com o objetivo de quantificar as melhorias obtidas com a introdução do método de ponderação, que varia dinamicamente, dos pesos dos pacotes que aguardam transmissão. Também são apresentados resultados relacionados ao descarte de pacotes do algoritmo WBWTP+ e de diversos estudos que objetivam verificar a influência do tamanho do *buffer*, da taxa de utilização do enlace e do intervalo de ajuste IA dos parâmetros α_j no desempenho do algoritmo WBWTP+.

5.3.1 Modelo de Simulação

O domínio *DiffServ* simulado é o mesmo utilizado para avaliação do algoritmo WBWTP, representado na Figura 4-2. Esse domínio *DiffServ* mínimo permite avaliar o desempenho *per-hop* do algoritmo WBWTP+. Associou-se a cada um dos nós *S0*, *S1* e *S2* uma fonte de tráfego do tipo Pareto com as mesmas características das utilizadas na avaliação do algoritmo WBWTP. A distribuição de carga adotada para as classes de serviço, o tamanho dos *buffers*, política de descarte e o tamanho dos pacotes também são idênticos.

Da mesma forma, foram realizadas simulações considerando três conjuntos diferentes de parâmetros de diferenciação, de modo a estudar o comportamento do algoritmo WBWTP+ em diferentes condições:

- ambiente de diferenciação moderada: foram utilizados os parâmetros $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$;
- ambiente de diferenciação elevada: foram utilizados os parâmetros $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$;
- ambiente de diferenciação extrema: foram utilizados os parâmetros $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$.

Em cada uma das simulações foram analisados os níveis de previsibilidade e de descarte de pacotes do algoritmo WBWTP+ para diferentes taxas de utilização do enlace *RN-RB2*, desde uma utilização moderada até a situação de completa utilização do enlace, comparando-se os resultados obtidos com os resultados do algoritmo WBWTP. Os parâmetros utilizados para o algoritmo WBWTP+ nas simulações apresentadas nas seções 5.3.2, 5.3.3 e 5.3.4 são os seguintes:

- $\alpha_{base} = 1,1$;
- $lmt = 1,0$;
- $IA = T/5$, ou seja, são realizados cinco ajustes nos parâmetros α_j a cada intervalo de monitoração T .

O valor utilizado para o parâmetro lmt faz com que os valores de $QoSC_j$ sejam distribuídos ao longo do intervalo $[-1,0, 1,0]$; os valores dos parâmetros α_j neste caso estarão no intervalo $[0,1, 2,1]$. Em diversos cenários estudados, a adoção de $IA = T/5$ proporciona de modo geral melhores resultados para o algoritmo WBWTP+; realizar um

número menor de ajustes nos parâmetros α_j a cada intervalo de monitoração não traz ganhos significativos para o algoritmo WBWTP; realizar um grande número de ajustes nos parâmetros produz muita oscilação no processo de estimação de atrasos, também prejudicando o desempenho.

A seguir são apresentados os resultados relacionados à simulação realizada em um ambiente de diferenciação moderada.

5.3.2 Simulação: Ambiente de Diferenciação Moderada

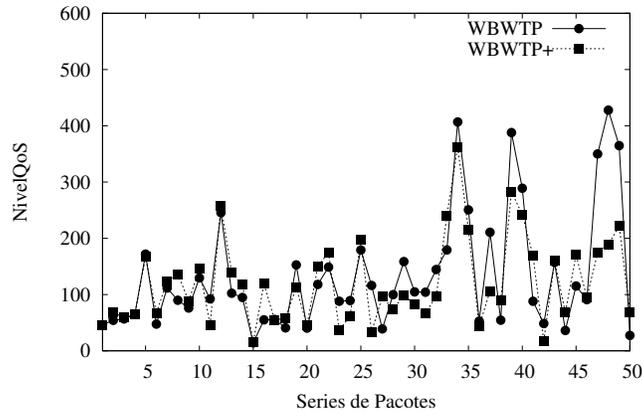
Os parâmetros de diferenciação utilizados nesta simulação foram os seguintes: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$.

Análise da Previsibilidade do MDP

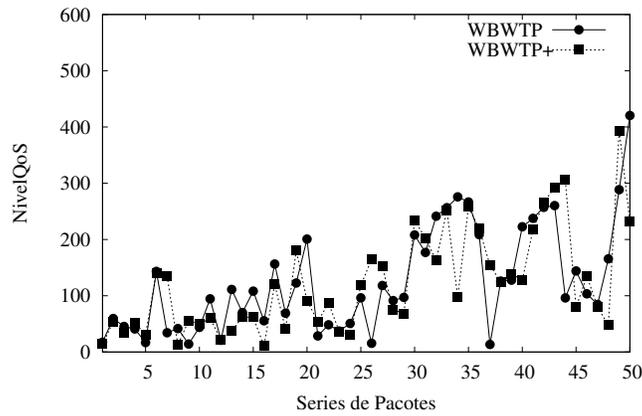
São apresentados resultados de simulações em três diferentes cenários, considerando-se em cada cenário uma taxa de utilização diferente para o enlace que interconecta os roteadores *RN* e *RB2*. Inicialmente, são exibidos resultados obtidos com uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%. Na sequência são exibidos resultados para uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%. Por último, são apresentados resultados para taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 100%.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%

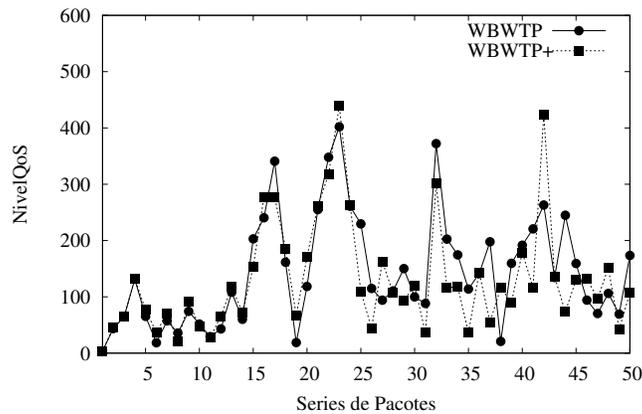
Os resultados de simulação obtidos com a taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85% são apresentados utilizando-se a métrica *NívelQoS*. A Figura 5-2 exhibe os resultados obtidos para a métrica *NívelQoS* com $T = 10.000$ pacotes; resultados obtidos com $T = 20.000$ pacotes são exibidos na Figura 5-3; na Figura 5-4 são exibidos os resultados para $T = 30.000$ pacotes e na Figura 5-5 resultados para $T = 50.000$ pacotes. Utilizou-se para os algoritmos WBWTP e WBWTP+ um tamanho da janela de medidas $||W||$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso.



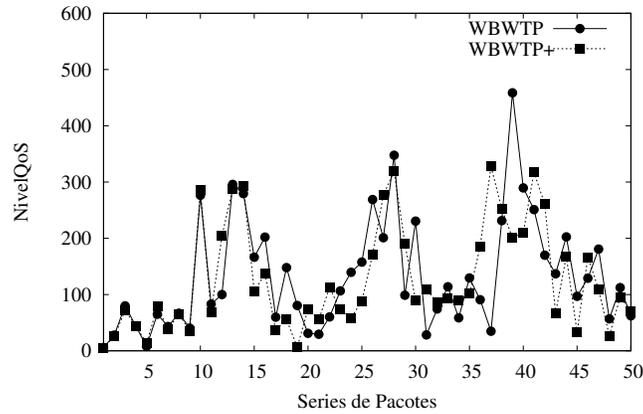
WBWTP e WBWTP+ ($\|W\| = 10.000$ pacotes)
 Figura 5-2 – *NívelQoS*: WBWTP e WBWTP+, $T = 10.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)



WBWTP e WBWTP+ ($\|W\| = 20.000$ pacotes)
 Figura 5-3 – *NívelQoS*: WBWTP e WBWTP+, $T = 20.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)



WBWTP e WBWTP+ ($\|W\| = 30.000$ pacotes)
 Figura 5-4 – *NívelQoS*: WBWTP e WBWTP+, $T = 30.000$ pacotes ($\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$, $\delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)



WBWTP e WBWTP+ ($\|W\| = 50.000$ pacotes)
Figura 5-5 – NívelQoS: WBWTP e WBWTP+, $T = 50.000$ pacotes ($\delta_0 = 1, \delta_1 = 2, \delta_2 = 4$ e utilização do enlace = 85%)

A Tabela 5-1 sumariza os resultados obtidos nas simulações para os algoritmos WBWTP+ e WBWTP, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para ambos os algoritmos um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. Os percentuais de melhoria obtidos com o algoritmo WBWTP+, quando positivos, são exibidos sublinhados.

Tabela 5-1 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 85%. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1, \delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WBWTP	133,397	104,705	124,617	93,471	142,668	97,499	133,047	98,993
WBWTP+	120,35	75,39	121,42	89,88	130,47	97,59	126,82	93,85
Melhoria	<u>9,78%</u>	<u>28,00%</u>	<u>2,57%</u>	<u>3,84%</u>	<u>8,55%</u>	-0,09%	<u>4,68%</u>	<u>5,19%</u>

Pode-se observar que o desempenho do algoritmo WBWTP+ para este cenário apresentou melhorias significativas com relação ao algoritmo WBWTP em quase todas as situações estudadas, exceto para $T = 30.000$ pacotes, que apresentou uma piora desprezível para o desvio padrão de *NívelQoS*.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace RN-RB2 igual a 75%

A Tabela 5-2 sumariza os resultados obtidos nas simulações para os algoritmos WBWTP+ e WBWTP, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica

NívelQoS em todos os experimentos realizados, considerando para ambos os algoritmos um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. Os percentuais de melhoria obtidos com o algoritmo WBWTP+, quando positivos, são exibidos sublinhados.

Tabela 5-2 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 75%. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (M: média, DP: desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WBWTP	112,343	52,539	124,312	85,148	120,523	93,147	100,091	70,689
WBWTP+	103,91	52,35	110,9	71,80	103,65	77,70	92,99	62,61
Melhoria	<u>7,50%</u>	<u>0,36%</u>	<u>10,79%</u>	<u>15,68%</u>	<u>14,00%</u>	<u>16,58%</u>	<u>7,09%</u>	<u>11,43%</u>

Pode-se observar que o desempenho do algoritmo WBWTP+ para este cenário apresentou melhorias significativas com relação ao algoritmo WBWTP em todas as situações estudadas.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace RN-RB2 igual a 100%

A Tabela 5-3 sumariza os resultados obtidos nas simulações para os algoritmos WBWTP+ e WBWTP, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para ambos os algoritmos um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. Os percentuais de melhoria obtidos com o algoritmo WBWTP+, quando positivos, são exibidos sublinhados.

Tabela 5-3 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 100%. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (M: média, DP: desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WBWTP	148,368	99,02	179,303	108,443	196,229	139,173	179,603	122,123
WBWTP+	150,37	114,42	163,67	117,91	191,57	138,82	183,8	118,11
Melhoria	-1,35%	-15,56%	<u>8,72%</u>	-8,73%	<u>2,37%</u>	<u>0,25%</u>	-2,34%	<u>3,29%</u>

Pode-se observar que o desempenho do algoritmo WBWTP+ para este cenário apresentou melhorias para a média e desvio padrão da métrica *NívelQoS* em cerca da metade dos casos estudados. Cabe observar que o algoritmo WBWTP+, mesmo tendo

apresentado um desempenho inferior ao do algoritmo WBWTP em cerca da metade dos casos, ainda assim apresentou um desempenho superior ao dos algoritmos WTP e PAD em todos os casos estudados, considerando a média e desvio padrão de *NívelQoS*, conforme pode ser observado ao se confrontar os resultados da Tabela 5-3 com os resultados apresentados na Tabela 4-5.

Análise do Descarte de Pacotes

Os percentuais de pacotes descartados durante experimentos com duração suficiente para produzir 50 séries de pacotes constituídas por T pacotes em cada situação, para uma taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ igual a 75%, são mostrados na Tabela 5-4; a Tabela 5-5 e a Tabela 5-6 exibem resultados para uma taxa de utilização do enlace $RN-RB2$ iguais a 85% e 100%, respectivamente. O modelo de simulação é o mesmo descrito anteriormente: os *buffers* possuem um tamanho máximo igual a 50 pacotes e adotam política de descarte *droptail*, tendo sido utilizado um tamanho de pacote igual a 600 bytes.

**Tabela 5-4 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace $RN-RB2 = 75\%$.
Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$**

<i>Intervalo de Monitoração</i>	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
<i>Percentual de Descarte</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WBWTP	8,67%	2,08%	0,20%	4,44%	10,52%	2,59%	0,52%	5,42%	10,73%	2,64%	0,48%	5,59%
WBWTP+	8,95%	1,92%	0,13%	4,50%	10,62%	2,87%	0,23%	5,47%	10,82%	2,86%	0,29%	5,64%

**Tabela 5-5 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace $RN-RB2 = 85\%$.
Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$**

<i>Intervalo de Monitoração</i>	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
<i>Percentual de Descarte</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WBWTP	18,53%	5,47%	0,80%	9,41%	19,86%	5,58%	1,11%	9,90%	20,65%	5,85%	1,50%	10,45%
WBWTP+	18,14%	6,49%	0,37%	9,46%	17,90%	8,29%	0,80%	9,96%	18,68%	8,67%	0,95%	10,50%

**Tabela 5-6 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace *RN-RB2* = 100%.
Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$**

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WBWTP	32,81%	11,59%	1,89%	17,94%	32,36%	12,42%	2,19%	18,30%	33,38%	13,00%	2,49%	18,64%
WBWTP+	33,31%	11,25%	1,50%	17,94%	32,51%	12,49%	1,92%	18,31%	33,78%	12,65%	2,30%	18,65%

Pode-se observar em todos os cenários e casos estudados que os percentuais de descarte produzidos pelo algoritmo WBWTP+ são praticamente os mesmos apresentados pelo algoritmo WBWTP, mostrando apenas uma elevação muito pequena, quase desprezível. Observa-se ainda que o algoritmo WBWTP+ apresentou uma taxa de descarte menor para a classe de serviço *premium* em todas as situações.

As duas próximas seções apresentam, respectivamente, os resultados das simulações para os ambientes de diferenciação elevada e extrema na forma de tabelas sumarizadas.

5.3.3 Simulação: Ambiente de Diferenciação Elevada

Os parâmetros de diferenciação utilizados nesta simulação foram os seguintes: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$.

Análise da Previsibilidade do MDP

São apresentados resultados de simulações em três diferentes cenários, considerando-se em cada cenário uma taxa de utilização diferente para o enlace que interconecta os roteadores *RN* e *RB2*. Inicialmente são exibidos resultados obtidos com uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%. Na sequência são exibidos resultados para uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%. Por último, são apresentados resultados para taxas de utilização do enlace *RN-RB2* iguais a 100%.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%

A Tabela 5-7 sumariza os resultados obtidos nas simulações para os algoritmos WBWTP+ e WBWTP, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica

NívelQoS em todos os experimentos realizados, considerando para ambos os algoritmos um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. Os percentuais de melhoria obtidos com o algoritmo WBWTP+, quando positivos, são exibidos sublinhados.

Tabela 5-7 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 85%. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão)

<i>Intervalo de Monitoração</i>	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WBWTP	138,019	116,171	142,535	144,737	163,274	124,431	171,587	144,327
WBWTP+	129,79	108,76	138,27	121,94	147,73	111,35	146,68	125,22
Melhoria	<u>5,97%</u>	<u>6,38%</u>	<u>2,99%</u>	<u>15,75%</u>	<u>9,52%</u>	<u>10,51%</u>	<u>14,51%</u>	<u>13,24%</u>

Pode-se observar que o desempenho do algoritmo WBWTP+ para este cenário apresentou melhorias significativas com relação ao algoritmo WBWTP em todas as situações estudadas.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace RN-RB2 igual a 75%

A Tabela 5-8 sumariza os resultados obtidos nas simulações para os algoritmos WBWTP+ e WBWTP, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para ambos os algoritmos um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. Os percentuais de melhoria obtidos com o algoritmo WBWTP+, quando positivos, são exibidos sublinhados.

Tabela 5-8 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 75%. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão)

<i>Intervalo de Monitoração</i>	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WBWTP	118,963	55,886	143,11	106,519	131,971	99,01	114,286	77,936
WBWTP+	115,14	57,37	131,29	96,76	123,16	88,98	108,68	71,37
Melhoria	<u>3,21%</u>	-2,65%	<u>8,26%</u>	<u>9,16%</u>	<u>6,68%</u>	<u>10,13%</u>	<u>4,90%</u>	<u>8,43%</u>

Pode-se observar que o desempenho do algoritmo WBWTP+ para este cenário apresentou melhorias significativas com relação ao algoritmo WBWTP em quase todas as

situações estudadas, exceto para $T = 10.000$ pacotes, que apresentou uma pequena piora para o desvio padrão de *NívelQoS*.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 100%

A Tabela 5-9 sumariza os resultados obtidos nas simulações para os algoritmos *WBWTP+* e *WBWTP*, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para ambos os algoritmos um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. Os percentuais de melhoria obtidos com o algoritmo *WBWTP+*, quando positivos, são exibidos sublinhados.

Tabela 5-9 – Desempenho do algoritmo *WBWTP+* com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* = 100%. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
WBWTP	187,907	152,903	206,828	152,797	248,297	181,192	211,438	163,222
WBWTP+	205,37	167,68	216,77	170,06	247,21	184,74	221,65	164,93
Melhoria	-9,30%	-9,66%	-4,81%	-11,30%	<u>0,44%</u>	-1,96%	-4,83%	-1,05%

Pode-se observar que o desempenho do algoritmo *WBWTP+* para este cenário não apresentou melhorias para a média e desvio padrão da métrica *NívelQoS* em praticamente nenhum dos casos estudados. Pode-se observar ainda que o desempenho do algoritmo *WBWTP+*, mesmo tendo sido inferior ao do algoritmo *WBWTP* em quase todas as situações, apresentou um desempenho superior ao dos algoritmos *WTP* e *PAD* em todos os casos estudados, considerando a média e desvio padrão de *NívelQoS*, conforme pode ser observado ao se confrontar os resultados da Tabela 5-9 com os resultados apresentados na Tabela 4-14.

Análise do Descarte de Pacotes

Os percentuais de pacotes descartados durante experimentos com duração suficiente para produzir 50 séries de pacotes constituídas por T pacotes em cada situação, para uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%, são mostrados na Tabela 5-10; a Tabela 5-11 e a Tabela 5-12 exibem resultados para uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* iguais a 85% e 100%, respectivamente. O modelo de simulação é o mesmo descrito

anteriormente: os *buffers* possuem um tamanho máximo igual a 50 pacotes e adotam política de descarte *droptail*, tendo sido utilizado um tamanho de pacote igual a 600 bytes.

**Tabela 5-10 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 75%.
Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$**

Intervalo de Monitoração	T = 10.000 pacotes				T = 30.000 pacotes				T = 50.000 pacotes			
	C0	C1	C2	Total	C0	C1	C2	Total	C0	C1	C2	Total
WBWTP	9,44%	1,16%	0,13%	4,51%	11,55%	1,59%	0,30%	5,48%	11,84%	1,47%	0,28%	5,64%
WBWTP+	9,73%	0,87%	0,07%	4,53%	11,77%	1,57%	0,12%	5,51%	11,97%	1,53%	0,16%	5,68%

**Tabela 5-11 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 85%.
Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$**

Intervalo de Monitoração	T = 10.000 pacotes				T = 30.000 pacotes				T = 50.000 pacotes			
	C0	C1	C2	Total	C0	C1	C2	Total	C0	C1	C2	Total
WBWTP	20,63%	3,19%	0,60%	9,49%	21,97%	3,70%	0,78%	9,99%	23,07%	3,82%	0,81%	10,51%
WBWTP+	20,33%	4,03%	0,27%	9,54%	20,47%	5,77%	0,51%	10,03%	21,60%	5,83%	0,55%	10,56%

**Tabela 5-12 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 100%.
Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$**

Intervalo de Monitoração	T = 10.000 pacotes				T = 30.000 pacotes				T = 50.000 pacotes			
	C0	C1	C2	Total	C0	C1	C2	Total	C0	C1	C2	Total
WBWTP	36,19%	7,60%	1,28%	18,00%	35,89%	8,22%	1,49%	18,38%	37,24%	8,72%	1,79%	18,71%
WBWTP+	36,63%	7,40%	0,85%	18,00%	35,95%	8,43%	1,16%	18,38%	37,59%	8,45%	1,58%	18,71%

Pode-se observar novamente em todos os cenários e casos estudados que os percentuais de descarte produzidos pelo algoritmo WBWTP+ são praticamente os mesmos apresentados pelo algoritmo WBWTP, mostrando apenas uma elevação muito pequena, quase desprezível. Para a taxa de utilização do enlace igual a 100%, o algoritmo WBWTP+ apresentou uma elevação nas taxas totais de descarte tão pequena que não pode ser representada com duas casas decimais. Os percentuais de descarte para a classe de serviço *premium* foram menores para o algoritmo WBWTP+.

5.3.4 Simulação: Ambiente de Diferenciação Extrema

Os parâmetros de diferenciação utilizados nesta simulação foram os seguintes:

$$\delta_0 = 1, \delta_1 = 4 \text{ e } \delta_2 = 8.$$

Análise da Previsibilidade do MDP

São apresentados resultados de simulações em três diferentes cenários, considerando-se em cada cenário uma taxa de utilização diferente para o enlace que interconecta os roteadores *RN* e *RB2*. Inicialmente são exibidos resultados obtidos com uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%. Na sequência são exibidos resultados para uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%. Por último, são apresentados resultados para taxas de utilização do enlace *RN-RB2* iguais a 100%.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 85%

A Tabela 5-13 sumariza os resultados obtidos nas simulações para os algoritmos WBWTP+ e WBWTP, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para ambos os algoritmos um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração *T* adotado em cada caso. Os percentuais de melhoria obtidos com o algoritmo WBWTP+, quando positivos, são exibidos sublinhados.

Tabela 5-13 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* = 85%. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1, \delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$ (*M*: média, *DP*: desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	<i>T</i> = 10.000 pacotes		<i>T</i> = 20.000 pacotes		<i>T</i> = 30.000 pacotes		<i>T</i> = 50.000 pacotes	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
WBWTP	149,175	118,224	151,631	154,195	183,392	149,721	186,763	192,536
WBWTP+	152,43	122,10	149,92	144,65	166,72	127,39	172,35	154,96
Melhoria	-2,18%	-3,28%	<u>1,13%</u>	<u>6,19%</u>	<u>9,09%</u>	<u>14,91%</u>	<u>7,72%</u>	<u>19,52%</u>

Pode-se observar que o desempenho do algoritmo WBWTP+ para este cenário apresentou melhorias significativas com relação ao algoritmo WBWTP em todas as situações estudadas, exceto para *T* = 10.000 pacotes.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%

A Tabela 5-14 sumariza os resultados obtidos nas simulações para os algoritmos WBWTP+ e WBWTP, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para ambos os algoritmos um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. Os percentuais de melhoria obtidos com o algoritmo WBWTP+, quando positivos, são exibidos sublinhados.

Tabela 5-14 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* = 75%. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WBWTP	124,507	65,933	149,565	116,394	147,61	112,088	118,868	92,761
WBWTP+	124,21	65,25	139,44	110,10	142,65	106,24	115,48	85,51
Melhoria	<u>0,24%</u>	<u>1,04%</u>	<u>6,77%</u>	<u>5,41%</u>	<u>3,36%</u>	<u>5,22%</u>	<u>2,85%</u>	<u>7,81%</u>

Pode-se observar que o desempenho do algoritmo WBWTP+ para este cenário apresentou melhorias com relação ao algoritmo WBWTP em todas as situações estudadas.

Resultados obtidos com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 100%

A Tabela 5-15 sumariza os resultados obtidos nas simulações para os algoritmos WBWTP+ e WBWTP, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados, considerando para ambos os algoritmos um tamanho da janela de medidas $\|W\|$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. Os percentuais de melhoria obtidos com o algoritmo WBWTP+, quando positivos, são exibidos sublinhados.

Tabela 5-15 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace *RN-RB2* = 100%. Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WBWTP	230,671	172,575	232,271	177,369	288,798	207,908	189,59	117,804
WBWTP+	236,05	204,22	250,2	206,74	295,96	223,53	292,17	279,53
Melhoria	-2,33%	-18,34%	-7,72%	-16,56%	-2,48%	-7,52%	-54,11%	-137,29%

O algoritmo WBWTP+ apresentou um desempenho pior do que o WBWTP em todos os casos estudados neste cenário, considerando a média e o desvio padrão da métrica *NívelQoS*. Mesmo tendo apresentado um desempenho inferior ao do algoritmo WBWTP em todos os casos estudados, o algoritmo WBWTP+ apresentou um desempenho superior ao dos algoritmos WTP e PAD em todos os casos, exceto para $T = 50.000$ pacotes, conforme pode ser observado ao se confrontar os resultados da Tabela 5-15 com os resultados apresentados na Tabela 4-23.

Análise do Descarte de Pacotes

Os percentuais de pacotes descartados durante experimentos com duração suficiente para produzir 50 séries de pacotes constituídas por T pacotes em cada situação, para uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* igual a 75%, são mostrados na Tabela 5-16; a Tabela 5-17 e a Tabela 5-18 exibem resultados para uma taxa de utilização do enlace *RN-RB2* iguais a 85% e 100%, respectivamente. O modelo de simulação é o mesmo descrito anteriormente: os *buffers* possuem um tamanho máximo igual a 50 pacotes e adotam política de descarte *droptail*, tendo sido utilizado um tamanho de pacote igual a 600 bytes.

**Tabela 5-16 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace *RN-RB2* = 75%.
Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$**

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes				$T = 30.000$ pacotes				$T = 50.000$ pacotes			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WBWTP	9,83%	0,76%	0,07%	4,55%	12,14%	1,05%	0,20%	5,52%	12,33%	1,00%	0,18%	5,68%
WBWTP+	10,05%	0,49%	0,03%	4,56%	12,30%	1,00%	0,07%	5,54%	12,45%	1,00%	0,09%	5,71%

**Tabela 5-17 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace *RN-RB2* = 85%.
Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$**

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes				$T = 30.000$ pacotes				$T = 50.000$ pacotes			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WBWTP	21,53%	2,43%	0,41%	9,56%	23,20%	2,56%	0,53%	10,03%	24,31%	2,72%	0,62%	10,56%
WBWTP+	21,50%	2,76%	0,20%	9,59%	22,10%	4,22%	0,26%	10,08%	23,09%	4,41%	0,39%	10,61%

**Tabela 5-18 – Descartes de pacotes verificados com a utilização do enlace RN-RB2 = 100%.
Diferenciação extrema: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 4$ e $\delta_2 = 8$**

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>				<i>T = 30.000 pacotes</i>				<i>T = 50.000 pacotes</i>			
	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>	<i>C0</i>	<i>C1</i>	<i>C2</i>	<i>Total</i>
WBWTP	37,90%	5,81%	0,84%	18,06%	37,88%	5,68%	1,20%	18,41%	39,41%	6,51%	1,24%	18,76%
WBWTP+	38,32%	5,49%	0,51%	18,05%	37,84%	6,02%	0,88%	18,40%	39,62%	6,42%	0,99%	18,75%

Pode-se observar que os percentuais de descarte produzidos pelo algoritmo WBWTP+ em todos os cenários e casos estudados são praticamente os mesmos apresentados pelo algoritmo WBWTP, mostrando apenas uma elevação muito pequena, quase desprezível, para as taxas de utilização do enlace iguais a 75% e 85%. Para a taxa de utilização do enlace igual a 100%, o algoritmo WBWTP+ apresentou uma melhoria muito pequena nas taxas de descarte.

A seguir, são apresentados estudos buscando caracterizar as influências do intervalo de ajuste *IA* e do tamanho do *buffer* no desempenho do algoritmo WBWTP+.

5.4 Análise da Influência do Intervalo de Ajuste *IA*

Uma vez que o algoritmo WBWTP+ não apresentou melhorias significativas em relação ao algoritmo WBWTP quando a taxa de utilização do enlace é igual a 100%, foram realizadas simulações buscando melhor avaliar a influência do tamanho do intervalo de ajuste *IA* neste caso. O modelo de simulação é o mesmo descrito na seção 7.2, exceto que foram utilizados diferentes intervalos de ajuste *IA*. As tabelas Tabela 5-19, Tabela 5-20 e Tabela 5-21 apresentam os resultados para as situações de diferenciação moderada, elevada e extrema, respectivamente. Em cada situação, os resultados apresentados pelo WBWTP+ podem ser comparados com os resultados do algoritmo WBWTP, considerando diferentes intervalos de ajuste e intervalos de monitoração.

Tabela 5-19 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ para diferentes tamanhos do intervalo de ajuste IA, com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 100%. Diferenciação moderada: $\delta_1 = 1$, $\delta_2 = 2$ e $\delta_3 = 4$ (M: média, DP: desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>		<i>T = 30.000 pacotes</i>		<i>T = 50.000 pacotes</i>	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
WBWTP	148,368	99,020	196,229	139,173	179,603	122,123
WBWTP+ (IA = T)	156,055	118,335	187,609	138,254	177,729	117,202
WBWTP+ (IA = T/2)	158,095	116,354	189,852	143,206	187,027	118,406
WBWTP+ (IA = T/3)	162,474	108,466	191,393	137,955	186,048	119,332
WBWTP+ (IA = T/4)	157,703	113,276	188,217	140,836	178,485	120,693
WBWTP+ (IA = T/5)	150,373	114,423	191,572	138,823	183,805	118,110
WBWTP+ (IA = T/10)	160,401	116,236	195,316	139,289	178,636	116,952

Tabela 5-20 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ para diferentes tamanhos do intervalo de ajuste IA, com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 100%. Diferenciação elevada: $\delta_1 = 1$, $\delta_2 = 3$ e $\delta_3 = 6$ (M: média, DP: desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>		<i>T = 30.000 pacotes</i>		<i>T = 50.000 pacotes</i>	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
WBWTP	187,907	152,903	248,297	181,192	211,438	163,222
WBWTP+ (IA = T)	203,305	169,156	240,824	182,293	220,318	171,377
WBWTP+ (IA = T/2)	192,631	162,932	245,085	184,460	226,379	169,613
WBWTP+ (IA = T/3)	220,596	152,890	248,877	184,674	224,127	162,767
WBWTP+ (IA = T/4)	201,738	152,568	248,009	189,511	223,014	164,758
WBWTP+ (IA = T/5)	205,375	167,677	247,207	184,740	221,652	164,928
WBWTP+ (IA = T/10)	195,432	156,265	251,550	179,192	225,240	166,935

Tabela 5-21 – Desempenho do algoritmo WBWTP+ para diferentes tamanhos do intervalo de ajuste IA, com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 100%. Diferenciação extrema: $\delta_1 = 1$, $\delta_2 = 4$ e $\delta_3 = 8$ (M: média, DP: desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	<i>T = 10.000 pacotes</i>		<i>T = 30.000 pacotes</i>		<i>T = 50.000 pacotes</i>	
	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>	<i>M</i>	<i>DP</i>
WBWTP	230,671	172,575	288,798	207,908	272,450	262,613
WBWTP+ (IA = T)	231,691	198,578	294,892	213,704	301,805	303,403
WBWTP+ (IA = T/2)	236,707	196,965	291,253	213,685	303,340	302,643
WBWTP+ (IA = T/3)	251,278	195,557	293,497	220,141	296,153	279,836
WBWTP+ (IA = T/4)	231,485	200,328	289,595	214,566	294,324	279,161
WBWTP+ (IA = T/5)	236,047	204,222	295,965	223,533	292,175	279,532
WBWTP+ (IA = T/10)	236,498	199,061	293,270	213,214	294,867	281,535

Analisando os resultados apresentados nas tabelas Tabela 5-19, Tabela 5-20 e Tabela 5-21 nota-se que quando a taxa de utilização do enlace é igual a 100%, independente do nível de diferenciação empregado, o tamanho do intervalo de ajuste IA exerce pouca influência no desempenho do algoritmo WBWTP+.

5.5 Análise da Influência do Tamanho do Buffer

Buscando avaliar a influência do tamanho do *buffer* no desempenho do algoritmo WBWTP+ quando a taxa de utilização do enlace é igual a 100%, foram realizadas simulações utilizando diferentes tamanhos de *buffer*; o modelo de simulação é o mesmo descrito na seção 7.2, exceto pelos diferentes tamanhos de *buffer* utilizados. A Tabela 5-22 apresenta resultados para tamanhos de *buffer* iguais a 10, 30, 50, 100 e 500 pacotes, para o caso de diferenciação moderada. São considerados diferentes intervalos de monitoração e os resultados apresentados pelo WBWTP+ podem ser comparados aos resultados do WBWTP.

Tabela 5-22 - Desempenho do algoritmo WBWTP+ para diferentes tamanhos de *buffer*, com taxa de utilização do enlace $RN-RB2 = 100\%$. Diferenciação moderada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 2$ e $\delta_2 = 4$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP
WBWTP (buffer = 10)	21,957	14,523	29,956	20,364	27,945	18,732
WBWTP+ (buffer = 10)	22,195	13,738	30,856	22,429	27,878	17,611
WBWTP (buffer = 30)	83,120	55,111	103,209	78,158	97,344	65,934
WBWTP+ (buffer = 30)	85,792	63,313	103,423	76,102	103,656	66,764
WBWTP (buffer = 50)	148,368	99,020	196,784	140,559	179,603	122,123
WBWTP+ (buffer = 50)	150,373	114,423	191,817	140,251	183,805	118,110
WBWTP (buffer = 100)	329,185	224,786	436,602	282,899	359,938	250,642
WBWTP+ (buffer = 100)	354,429	216,100	447,172	310,357	395,172	242,456
WBWTP (buffer = 500)	2067,317	1466,576	2652,171	1908,885	2141,079	1731,428
WBWTP+ (buffer = 500)	2170,749	1496,274	2665,047	1801,569	1942,330	1529,534

Os resultados apresentados na Tabela 5-22 indicam que de modo geral, independentemente do tamanho do *buffer* empregado, o algoritmo WBWTP+ apresenta um desempenho inferior ao do algoritmo WBWTP quando a taxa de utilização é igual a 100%. A mesma tendência é observada para os ambientes de diferenciação elevada e extrema.

Pode-se observar ainda que o atendimento aos objetivos do MDP torna-se mais difícil a medida que o tamanho do *buffer* aumenta. Isso se deve ao fato de quanto maior o tamanho do *buffer*, menor será a taxa de descarte e conseqüentemente maiores serão os atrasos médios nas filas, produzindo valores mais elevados para a métrica *NívelQoS*.

5.6 Considerações Adicionais sobre a Influência da Taxa de Utilização do Enlace no Desempenho do Algoritmo WBWTP+

O desempenho do algoritmo WBWTP+ foi avaliado em seções anteriores considerando as taxas de utilização do enlace iguais a 75%, 85% e 100% e diferentes níveis

de diferenciação. A Tabela 5-23 e a Tabela 5-24 apresentam resultados obtidos nas simulações para os algoritmos WBWTP+ e WBWTP para o caso de diferenciação elevada, considerando as taxas de utilização do enlace iguais a 90% e 95% respectivamente, apresentando os valores da média e do desvio padrão para a métrica *NívelQoS* em todos os experimentos realizados. Estes resultados se somam aos apresentados anteriormente, buscando melhor caracterizar a influência da taxa de utilização do enlace no desempenho do algoritmo WBWTP+. Considerou-se para ambos os algoritmos um tamanho da janela de medidas $||W||$ igual ao intervalo de monitoração T adotado em cada caso. Os percentuais de melhoria obtida com o algoritmo WBWTP+, quando positivos, são exibidos sublinhados. Para o algoritmo WBWTP+ foram utilizados os mesmos parâmetros das simulações apresentadas nas seções 7.3, 7.4 e 7.5, ou seja: $abase = 1,1$; $lmt = 1,0$ e $IA = T/5$.

Tabela 5-23 - Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 90%. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WBWTP	163,797	97,474	212,65	174,94	249,790	231,656	165,207	94,262
WBWTP+	157,873	101,890	220,11	176,52	243,981	219,980	160,908	96,645
Melhoria	<u>3,62%</u>	-4,53%	-3,51%	-0,90%	<u>2,33%</u>	<u>5,04%</u>	<u>2,60%</u>	-2,53%

Tabela 5-24 - Desempenho do algoritmo WBWTP+ com taxa de utilização do enlace RN-RB2 = 95%. Diferenciação elevada: $\delta_0 = 1$, $\delta_1 = 3$ e $\delta_2 = 6$ (M : média, DP : desvio padrão)

Intervalo de Monitoração	$T = 10.000$ pacotes		$T = 20.000$ pacotes		$T = 30.000$ pacotes		$T = 50.000$ pacotes	
	M	DP	M	DP	M	DP	M	DP
WBWTP	162,516	116,478	196,88	178,36	204,795	165,610	162,436	88,839
WBWTP+	161,826	108,773	197,59	182,12	219,092	177,973	155,172	94,615
Melhoria	<u>0,42%</u>	<u>6,62%</u>	-0,36%	-2,11%	-6,98%	-7,46%	<u>4,47%</u>	-6,50%

Observando-se a Tabela 5-7 apresentada anteriormente, na qual são exibidos resultados para uma taxa de utilização do enlace igual a 85%, sendo que todos os demais parâmetros são iguais aos das simulações apresentadas nesta seção, nota-se que o algoritmo WBWTP+ apresentou para este caso melhorias substanciais em todas as situações estudadas. Contudo, à medida que a taxa de utilização do enlace aumenta, como nos casos mostrados nas tabelas Tabela 5-23 e Tabela 5-24, o desempenho do algoritmo WBWTP+ degrada-se, deixando de apresentar melhorias em relação ao algoritmo WBWTP. A mesma tendência é observada para os ambientes de diferenciação moderada e extrema.

À medida que a taxa de utilização do enlace se aproxima de 100% o tamanho das filas de pacotes que aguardam transmissão aumentam consideravelmente, provocando conseqüentemente um grande aumento nos atrasos médios das filas. Neste cenário, a característica adicional do WBWTP+ em relação ao WBWTP, que se resume basicamente em acelerar a transmissão dos pacotes de algumas filas enquanto a transmissão de outras filas é atrasada não traz benefícios, pois o comportamento desejado neste caso seria acelerar a transmissão dos pacotes de todas as filas. Visto que isso é impossível de ser feito utilizando os mesmos recursos que se encontram disponíveis, e considerando que o algoritmo WBWTP+ apresenta um custo computacional superior ao WBWTP, o desempenho do WBWTP+ tende a ser pior nesta situação.

Em um contexto de aplicação prática do algoritmo WBWTP+, pode-se determinar a taxa de utilização acima da qual a utilização do algoritmo WBWTP é mais vantajosa, levando-se em consideração, entre outros aspectos, o nível de diferenciação e o intervalo de monitoração utilizado. Assim, quando a taxa de utilização atingir este limite, pode-se adotar para os parâmetros *abase* e *lmt* os valores 1,0 e 0,0, respectivamente, transformando o algoritmo WBWTP+ no WBWTP; quando a taxa de utilização cair abaixo do limite estabelecido, os valores anteriores dos parâmetros podem voltar a ser utilizados, retornando a operação com o algoritmo WBWTP+.

5.7 Considerações Finais

O algoritmo WBWTP+ proposto adota um esquema de ponderação, que varia dinamicamente, dos atrasos dos pacotes que aguardam transmissão, mantendo fixo o tamanho da janela de estimação $\|W\|$. Ao serem aumentados ou diminuídos os valores de α_j aumenta-se ou diminui-se o peso dos pacotes que aguardam transmissão e conseqüentemente diminui-se ou aumenta-se o peso dos atrasos dos pacotes já transmitidos. Intuitivamente, o esquema de ponderação atua acelerando ou postergando as transmissões dos pacotes que aguardam transmissão, tendo como base a *QoS* de cada classe de serviço, buscando desta forma melhor atender aos objetivos do MDP. De modo indireto, aumentar ou diminuir os valores de α_j equivale a reduzir ou aumentar o tamanho da janela de estimação $\|W\|$. Após certo tempo de operação, os pacotes já transmitidos são a maioria nas janelas de estimação das classes, pois normalmente o tamanho da janela de estimação é bastante superior ao tamanho do *buffer* de transmissão disponível para cada classe de

serviço. Logo, aumentar ou diminuir o peso dos pacotes que aguardam transmissão é de certo modo equivalente a reduzir ou aumentar o tamanho da janela de estimação $\|W\|$, pois as informações relacionadas aos pacotes transmitidos terão sua importância diminuída ou aumentada, respectivamente.

Uma vez que se pode verificar nos resultados apresentados anteriormente para o algoritmo WBWTP que os melhores resultados para o mesmo, na maioria das vezes, são obtidos quando o tamanho da janela de estimação $\|W\|$ utilizada é igual ao tamanho do intervalo de monitoração T , o algoritmo WBWTP+ também adota $\|W\| = 1,0T$, embora o mesmo possibilite variar de modo indireto e independente para cada classe de serviço este tamanho por meio do esquema de ponderação empregado, buscando melhor se adaptar aos diferentes estados pelos quais as classes de serviços passam durante a operação.

Ao se adotar para as constantes $abase$ e lmt os valores 1,0 e 0,0, respectivamente, o algoritmo WBWTP+ é reduzido ao WBWTP, ou seja, o espaço das decisões de escalonamento do algoritmo WBWTP está contido no espaço das decisões de escalonamento do algoritmo WBWTP+.

O intervalo de ajuste IA deve ser menor do que o intervalo de medida T , de modo a possibilitar ajustar os parâmetros α_j diversas vezes ao longo de cada intervalo de medida. O próximo capítulo aborda esta questão com maiores detalhes e analisa o desempenho do algoritmo WBWTP+ em diferentes cenários.

Resultados de diferentes simulações realizadas para avaliar o desempenho do algoritmo WBWTP+, considerando os níveis de atendimento dos objetivos do MDP e de descarte de pacotes são apresentados e analisados neste capítulo, estabelecendo-se uma comparação do mesmo com o algoritmo WBWTP. De modo geral, o algoritmo WBWTP+ apresentou taxas de descarte similares às apresentadas pelo algoritmo WBWTP e apresentou melhorias significativas no atendimento dos objetivos do MDP em relação ao WBWTP em diversos cenários, excetuando-se quando a taxa de utilização do enlace encontra-se em nível bastante elevado, entre 90 e 100%. Mesmo quando o desempenho do algoritmo WBWTP+ é inferior ao do algoritmo WBWTP no atendimento dos objetivos do MDP, o mesmo apresentou um desempenho superior ao dos algoritmos WTP e PAD, considerando a média e desvio padrão de *NívelQoS*.

O algoritmo WBWTP+ pode ser transformado *on-line* no algoritmo WBWTP, simplesmente alterando-se os valores de dois parâmetros de configuração. Isto pode ser

feito quando a taxa de utilização do enlace alcançar o nível a partir do qual o desempenho do WBWTP+ não apresenta melhorias em relação ao algoritmo WBWTP.

Também foram apresentados neste capítulo estudos visando analisar a influência do tamanho do intervalo de ajuste IA , do tamanho do *buffer* e da taxa de utilização do enlace no desempenho do algoritmo WBWTP+. O próximo capítulo apresenta as conclusões deste trabalho.

Capítulo 6

Conclusões

6.1 Sumário e Contribuições

O presente trabalho investiga o Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP), situando-o diante de outras propostas de serviços existentes, no contexto da Arquitetura Serviços Diferenciados (DiffServ). A opção por focar o trabalho no desenvolvimento de escalonadores para o MDP foi motivada, principalmente, pela clareza da especificação do modelo e pela sua viabilidade de implementação, por meio de mecanismos escaláveis. Estas características fazem do MDP uma das principais propostas de serviço para a Internet de Próxima Geração.

Atualmente a Arquitetura de Serviços Diferenciados (DiffServ) recebe maiores esforços de pesquisa do que a Arquitetura de Serviços Integrados (IntServ), principalmente por possuir menor complexidade e possibilitar uma migração mais suave para uma arquitetura de Internet orientada à *QoS* a partir da atual Internet de melhor-esforço. Logo, a arquitetura DiffServ constitui-se atualmente na opção mais promissora, que poderá no futuro possibilitar que os provedores Internet ofertem diferentes classes de serviço para seus usuários.

A popularidade crescente de aplicações adaptativas na Internet (telefonia, rádio etc.) usando a infra-estrutura melhor-esforço original mostra que níveis absolutos de *QoS* não são essenciais para a maioria das aplicações. O Modelo de Diferenciação Proporcional (MDP) acrescenta mais uma possibilidade ao espaço de dimensões disponíveis para a adaptação das aplicações. A controlabilidade e previsibilidade apresentadas pelo MDP podem facilitar a operação e o gerenciamento das redes dos provedores de serviço.

Os algoritmos de escalonamento de pacotes *Window Based Waiting-Time Priority* (WBWTP) e *Window Based Waiting-Time Priority Plus* (WBWTP+) são as principais

contribuições deste trabalho, pois possibilitam atender aos objetivos do MDP com maior precisão do que os tradicionais algoritmos *Waiting-Time Priority* (WTP) e *Proportional Average Delay* (PAD) em diferentes situações. As análises realizadas consideraram diversos níveis de diferenciação de serviços, de utilização do enlace e diferentes tamanhos para o intervalo de monitoração. A complexidade dos algoritmos WBWTP e WBWTP+ é $O(n)$ e $O(n^2)$, respectivamente, onde n é o número de classes de serviço no sistema. Uma vez que o número de classes de serviço em arquiteturas DiffServ é pequeno, tipicamente de 3 a 5 classes, ambos os algoritmos podem ser utilizados em aplicações reais.

Em todos os cenários analisados o algoritmo WBWTP apresentou um bom desempenho, tendo apresentado um desempenho mais destacado nos intervalos de monitoração mais curtos e quando o nível de utilização do enlace encontra-se em patamares mais elevados, situação em que torna-se mais importante, do ponto de vista dos usuários, assegurar o atendimento dos objetivos do MDP. O algoritmo WBWTP também apresentou nas simulações realizadas bons resultados para o descarte de pacotes, preservando a classe de serviço mais importante de taxas de perda elevadas. Esta característica é bastante relevante, pois aplicações que requerem baixos atrasos de comunicação normalmente são bastante sensíveis à retransmissão de pacotes descartados e as técnicas de mascaramento de perdas são viáveis apenas quando as taxas de descarte são baixas. Também foram realizados estudos buscando caracterizar o melhor tamanho a ser adotado para a janela de medidas do estimador de atrasos utilizado pelo algoritmo WBWTP.

O algoritmo WBWTP+ proposto é uma variação do algoritmo WBWTP que propõe um método de ponderação, que varia dinamicamente, dos pesos dos pacotes transmitidos e dos que aguardam transmissão na estimação dos atrasos das classes de serviço. De modo geral, o algoritmo WBWTP+ apresenta taxas de descarte similares às apresentadas pelo algoritmo WBWTP e obtém melhorias significativas no atendimento dos objetivos do MDP, excetuando-se quando a taxa de utilização do enlace encontra-se em nível elevado, entre 90 e 100%. Neste caso, o algoritmo WBWTP+ pode ser transformado *on-line* no algoritmo WBWTP por meio da alteração de dois de seus parâmetros de configuração.

Foi proposta a métrica *NívelQoS* para a análise comparativa da previsibilidade dos algoritmos de escalonamento quanto aos atrasos de fila. Independentemente do número de classes de serviço considerado, *NívelQoS* fornece uma medida de desempenho agregada,

única para todas as de classes de serviço ao longo do intervalo de monitoração considerado, tornando mais fácil a tarefa de visualizar e comparar o desempenho dos algoritmos de escalonamento ao longo do tempo. A métrica *NívelQoS* pode também ser empregada em políticas de tarifação e em acordos de nível de serviço como uma das formas de se quantificar a *QoS* de um serviço MDP.

Os resultados das simulações realizadas são encorajadores e indicam que os algoritmos WBWTP e WBWTP+ podem superar as principais deficiências dos algoritmos WTP e PAD e também oferecer um desempenho superior ao do algoritmo HPD, principalmente por que:

- ao empregar uma janela de medidas de tamanho limitado, tornam-se mais sensíveis às alterações recentes nas distribuições de carga das classes, possibilitando obter uma maior previsibilidade em curtos intervalos de monitoração;
- ao ter seu estimador de atraso atualizado a cada chegada e a cada partida de pacotes, evitam que classes de importância mais alta apresentem em alguns momentos atrasos superiores aos de classes de menor importância.

Os baixos valores para o desvio padrão da métrica *NívelQoS* apresentado pelos algoritmos propostos em relação aos algoritmos WTP e PAD indicam uma maior previsibilidade dos mesmos; esta característica contribui para a redução do *jitter*, facilitando o processo de adaptação das aplicações nos sistemas finais.

6.2 Trabalhos Futuros

As análises e conclusões apresentadas neste trabalho foram baseadas principalmente em avaliações empíricas, através de simulações realizadas utilizando o simulador LBNL NS. Trabalhos futuros podem eventualmente realizar uma caracterização mais formal para alguns aspectos dos algoritmos WBWTP e WBWTP+, por exemplo, determinando analiticamente as influências do tamanho da janela de medidas do estimador de atrasos no desempenho dos algoritmos, considerando entre outros aspectos o perfil do tráfego e demais características da rede.

Diversos pontos continuam em aberto no contexto do MDP e das NGN como um todo e são merecedores de atenção por parte da comunidade interessada. Podem ser destacados os seguintes aspectos:

- o estudo da viabilidade do MDP em diferentes cenários, principalmente realizando avaliações experimentais de aplicações com diferentes requisitos de *QoS*, necessita de maiores investigações;
- a interação entre os diversos processos de adaptação implementados fim-a-fim, tais como no sistema hospedeiro origem, no roteador de ingresso no domínio DiffServ e no sistema hospedeiro destino podem ser melhor trabalhados;
- os mecanismos de tarifação necessitam de maiores desenvolvimentos, de modo a serem alcançados níveis aceitáveis de transparência e de justiça para os usuários;
- a mudança da classe de serviço inicial de um fluxo, em virtude da seleção dinâmica de classes para atender aos requisitos mínimos de desempenho requeridos, pode ocasionar o aumento da desordem entre os pacotes, requerendo um maior esforço de adaptação do sistema hospedeiro final. Buscar formas de reduzir a desordem quando da mudança dinâmica de classes constitui um importante aspecto;
- a interação entre diferentes domínios DiffServ requer maior atenção, de modo a que os serviços possam ser fornecidos para os usuários de maneira fim-a-fim com a *QoS* suficientemente homogênea ao longo de todo caminho. O pequeno número de classes de serviço considerado nas arquiteturas DiffServ facilita esta tarefa; os trabalhos [113][114] discutem diversos aspectos relacionados à interação entre diferentes provedores de serviço.

6.3 Considerações Finais

Finalmente, pode-se dizer que os algoritmos WBWTP e WBWTP+ propostos, bem como a métrica *NívelQoS*, contribuem para o esforço de viabilização do MDP e consequentemente, para a oferta futura de diferenciação de serviços aos usuários da Internet. A popularização e o grande desenvolvimento experimentado pela Internet nos últimos anos deve-se fundamentalmente à criação de uma *killer application*: a *Web*. Aparentemente, a disseminação da oferta de diferenciação de serviços pelos provedores de Internet também irá depender de uma *killer application* – aplicações de vídeo sobre

demanda e televisão sobre tecnologia IP (IPTV) poderão vir a desempenhar esse papel [115].

Referências Bibliográficas

- [1] Dovrolis, C. & Ramanathan, P. A Case for Relative Differentiated Services and the Proportional Differentiation Model, IEEE Network Magazine, vol. 13, pp. 26-34, Sept./Oct. 1999.
- [2] Comer, D.E. Internetworking with TCP/IP. vol. 1. 4° ed. New Jersey: Prentice Hall, 2000.
- [3] Keshav, S. & Sharma, R. Issues and Trends in Router Design. IEEE Communications Magazine, pp. 144-151, May 1998.
- [4] Kim-Khoa Nguyen, Jaumard, B. & Agarwal, A. A Distributed and Scalable Routing Table Manager for the Next Generation of IP Routers. IEEE Network, vol. 22, issue 2, pp. 6-14, March-April 2008.
- [5] Dovrolis, K. Proportional Differentiated Services for the Internet. PHD Thesis, University of Wisconsin – Madison, 2000.
- [6] Ferguson, P. & Huston, G. Quality of Service: Delivering *QoS* on the Internet and in Corporate Networks. New York: John Wiley and Sons, 1998.
- [7] Negroponte, N. Being Digital. New York: Knopf Publishing, 1995.
- [8] Huston, G. Next Steps for the IP *QoS* Architecture. IETF RFC 2990, November 2000.
- [9] Clark, D.D., Shenker, S. & Zhang L. Supporting Real-Time Applications in an Integrated Services Packet Network: Architecture and Mechanism. Proceedings of SIGCOMM'92. pp. 14-26, 1992.
- [10] Kurose, J.F. & Ross, K.W. Redes de Computadores e a Internet – Uma abordagem *Top-Down*. 3° ed. São Paulo: Pearson Addison Wesley, 2006.
- [11] IETF – Internet Engineering Task Force, www.ietf.org.
- [12] Shenker, S. Fundamental Design Issues for the Future Internet IN IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol.(13):1176-1188, n° 7, September 1995.
- [13] Zhang, L., et al. RSVP: A New Resource Reservation Protocol IN IEEE Network. pp. 8-18, September 1993.
- [14] Thomas, S.A. IPng and the TCP/IP Protocols: Implementing the Next Generation Internet. New York: John Wiley and Sons, 1996.
- [15] Braden, R., Clark, D. & Shenker, S. Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview, Network Working Group, RFC 1633, NIC, June 1994.
- [16] Blake, S. et al. An Architecture for Differentiated Services, RFC 2475, IETF DiffServ Working Group.

- [17] White, P.P. RSVP and Integrated Services in the Internet: A Tutorial, IEEE Communications Magazine, pp. 100-106, May 1997.
- [18] Wroclawski, J. The Use of RSVP with IETF Integrated Services, RFC 2210, September 1997.
- [19] Cruz, R.L. A Calculus for Network Delay, Part I: Network Elements in Isolation, IEEE Transactions on Information Theory, vol. 37, no. 1, pp. 114-131, January 1991.
- [20] Cruz, R.L. A Calculus for Network Delay, Part II: Network Analysis, IEEE Transactions on Information Theory, vol. 37, no. 1, pp. 132-141, January 1991.
- [21] Parekh, A.K. A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks, PHD Thesis, Massachusetts Institute of Technology, 1992.
- [22] Shenker, S., Partridge, C. & Guerin, R. Specification of Guaranteed Quality of Service IN RFC 2212, IETF Network Working Group, September 1997.
- [23] Wroclawski, J. Specification of the Controlled-Load Network Element Service IN RFC 2211, IETF Network Working Group, September 1997.
- [24] Lakshman, T.V. & Stiliadis, D. High-Speed Policy-Based Packet Forwarding Using Efficient Multi-Dimensional Range Matching, Proceedings of ACM SIGCOMM, 1998.
- [25] Srinivasan, V. & Varghese, G. Packet Classification using Tuple Space Search, Proceedings of ACM SIGCOMM, 1999.
- [26] Keshav, S. An Engineering Approach to Computer networking: ATM Networks, the Internet, and the Telephone Network. Boston:Addison-Wesley, 1997.
- [27] Stephens, D.C., Bennett, J.C.R. & Zhang, H. Implementing Scheduling Algorithms in High-Speed Networks, IEEE Journal on Selected Areas of Communications, September 1999.
- [28] Stiliadis, D. & Varma, A. Latency-Rate Servers: A General Model for Analysis of Traffic Scheduling Algorithms, IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 6, no. 5, pp. 611-625, October 1998.
- [29] Chao, H.J., Cheng, H., Jeng, Y-R. & Jeong. D. Design of a Generalized Priority Queue Manager for ATM Switches, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 15, pp. 867-879, June 1997.
- [30] Suter, B. Lakshman, T.V., Stiliadis, D. & Choudhury, A.K. Buffer Management Schemes for Supporting TCP in Gigabit Routers with Per-Flow Queueing, IEEE Journal on Selected Areas of Communications, September 1999.
- [31] Floyd, S. & Jacobson, V. Random Early Detection Gateways for Congestion Avoidance, IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 1, pp. 397-413, August 1993.
- [32] Yin, N. & Hluchyj, M.G. Implication of Dropping Packets from the Front of a Queue, IEEE Transactions on Communications, vol. 41, pp. 846-851, June 1993.
- [33] Hollfelder, S. Admission Control for Multimedia Applications in Client-Pull Architectures, Proceedings of the Int. Workshop on Multimedia Information Systems (MIS), Como, Italy, September 1997.

- [34] Vogt, C. Admission Control and Resource Reservation on the Internet, ACM SIGSOFT Software Engineering Notes, vol. 27, no. 3, pp. 80-87, May 2002.
- [35] Breslau, L., Knightly, E.W., Shenker, S., Stoica, I. & Zhang, H. Endpoint Admission Control: Architectural Issue and Performance, Proceedings of the Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communication, pp. 57-69, Stockholm, 2000.
- [36] Chao, H. & Uzun, N. A VLSI Sequencer Chip for ATM Traffic Shaper and Queue Manager, IEEE Journal of Solid –State Circuits, vol. 27, no. 11, pp. 1634-1643, November 1992.
- [37] Radhakrishnan, S., Raghavan, S.V. & Agrawala A.K. A Flexible Traffic Shaper for High Speed Networks: Design and Comparative Study with Leaky Bucket, Journal of Computer Networks and ISDN Systems, vol. 28, no. 4, pp. 453-469, 1996.
- [38] Rajan, R., Verma, D., Kamat, S., Felstaine, E. & Herzog, S. A Policy Framework for Integrated and Differentiated Services in the Internet, IEEE Network, pp. 36-41, September 1999.
- [39] Edell, R. & Varaiya, P. Providing Internet Access: What We Learn from INDEX, IEEE Network, pp. 18-25, September 1999.
- [40] Paul, P. & Raghavan, S.V. Survey of *QoS* Routing, Proceedings of the 15th International Conference on Computer Communication, pp. 50-75, Mumbai, 2002.
- [41] Paul, P. & Raghavan, S.V. Survey of Multicast Routing Algorithms and Protocols, Proceedings of the 15th International Conference on Computer Communication, pp. 902-926, Mumbai, 2002.
- [42] Mankin, A., Baker, F., Braden, B., Bradner, S., O'Dell, M., Romanow, A., Weinrib, A. & Zhang, L. RSVP Version 1: Applicability Statement, Some Guidelines on Deployment, September 1997. IETF RFC 2208.
- [43] Guerin, R., Kamat, S. & Herzog, S. *QoS* Path Management with RSVP, March 1997. IETF Internet Draft.
- [44] Dovrolis, C. & Ramanathan, P. RAFT: Resource Aggregation for Fault Tolerance in Integrated Services Packet Networks, ACM Computer Communication Review, April 1998.
- [45] Gopalakrishnan, R. & Parulkar, G.M. Efficient User-Space Protocol Implementations with *QoS* Guarantees Using Real-Time Upcalls, IEEE Transactions on Networking, vol. 6, no. 4, pp. 374-388, August 1988.
- [46] Bhatti, N. & Friedrich, R. Web Server Support for Tiered Services, IEEE Network, vol. 13, no. 5, pp. 64-71, Sept-Oct, 1999.
- [47] Abdelzaher, T.F., Shin, K.G. & Bhatti, N. Performance Guarantees for Web Server End-Systems: a Control Theoretic Approach, IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, vol. 13, no. 1, pp 80-96, January 2002.
- [48] Yau, D.K.Y. & Lam, S.S. Adaptive Rate-Controlled Scheduling for Multimedia Applications, IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 5, no. 4, pp. 475-488, August 1997.

- [49] Nichols, K., Blake, S., Baker, F. & Black, D. L. Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers, IETF RFC 2474, Dec. 1998.
- [50] Postel, J. Internet Protocol, IETF RFC 791, September 1981.
- [51] Deering, S. & Hinden, R. Internet Protocol Version 6 (IPv6) Specification, IETF RFC 2460, December 1998.
- [52] Recuperado em 18/dezembro/2006 a partir de:
http://www.itu.int/ITU-T/studygroups/com13/ngn2004/working_definition.html
- [53] Knightson, K., Morita, N. & Towle, T. NGN Architecture: Generic Principles, Functional Architecture, and Implementation, IEEE Communications Magazine, pp. 49-56, October 2005.
- [54] Lee, C.-S. & Knight, D. Realization of the Next Generation Network, IEEE Communications Magazine, pp. 34-41, October 2005.
- [55] Gurbani, V.K., Sun, X.-H. & Brusilovsky, A. Inhibitors for Ubiquitous Deployment of Services in the Next-Generation Network, IEEE Communications Magazine, pp. 116-121, September 2005.
- [56] Taha, A.-E.M., Hassanein, H.S. & Mouftah, H.T. Extensions for Internet *QoS* Paradigms to Mobile IP: A Survey, IEEE Communications Magazine, pp. 132-139, May 2005.
- [57] Melo Jr., A. & Adán Coello, J.M. Packet Scheduling Based on Learning in the Next Generation Internet Architectures, Proceedings of The Fifth IEEE Symposium on Computers and Communication, pp. 673-678, Antibes-Juan Les Pins, France, July 3-7, 2000.
- [58] Davie, B., Charny, A., Bennett, J.C.R., Benson, K., Le Boudec, J.Y., Courtney, W., Davari, S., Firoiu, V., Stiliadis, D. An Expedited Forwarding PHB, RFC 3246, March 2002.
- [59] Heinanen, J., Baker, F., Weiss, W. & Wroclawski, J. Assured Forwarding PHB Group, RFC 2597, IETF, June 1999.
- [60] Charny, A. & Boudec, J.L. Delay Bounds in a Network with Aggregate Scheduling, Proceedings of the First Cost 263 International Workshop on Quality of Future Internet Services, October 2000.
- [61] Stoika, I. & Zhang, H. Providing Guaranteed Services without Per-Flow Management, Proceedings of ACM SIGCOMM, September 1999.
- [62] Ferrari, T. & Chimento, P. F. A Measurement-Based Analysis of Expedited Forwarding PHB Mechanisms, Proceedings of International Workshop on *QoS*, Pittsburgh, USA, June 2000
- [63] Guerin, R. & Pla, V. Aggregation and Conformance in Differentiated Service Networks: A Case Study, ACM SIGCOMM Computer Communication Review, vol. 31, no. 1, pp. 21-32, 2001.
- [64] Terzis, A., Wang, L., Ogawa, J. & Zhang, L. A Two-Tier Resource Management Model for the Internet, Proceedings of Global Internet Symposium, December 1999.

- [65] Kilkki, K. Differentiated Services for the Internet, USA: Macmillan Technical Publishing, 1999.
- [66] Leung, M.K.H., Lui, J.C.S. & Yau, D.K.Y. Characterization and Performance Evaluation for Proportional Delay Differentiated Services. Proceedings of the 2000 International Conference on Network Protocols, Osaka, Japan, November 14-17, 2000.
- [67] Boudec, J.L., Hamdi, M. Blazevic, L. & Thiran, P. Asymmetric Best Effort Service for Packet Networks, Proceedings of Global Internet Symposium, December, 1999.
- [68] Vukadinovic, V., Petrovic, G. & Trajkovic, L. BPR⁺: A Packet Scheduling Algorithm for Proportional Delay Differentiation, YU INFO, Kopaonik, Serbia and Montenegro, March 2004.
- [69] Stoika, I., Shenker, S. & Zhang, H. Core-stateless Fair Queueing: Achieving Approximately Fair Bandwidth Allocations in High Speed Networks, ACM SIGCOMM, pp. 118-130, September 1998.
- [70] Cetinkaya, C. & Knightly, E.W. Egress Admission Control, Proceedings of IEEE INFOCOM, pp. 1471-1480, March 2000.
- [71] Odlyzko, A.M. Paris Metro Pricing: The Minimalist Differentiated Services Solution, Proceedings of IEEE/IFIP International Workshop on Quality of Service, June 1999.
- [72] Linux Traffic Control HOWTO. Recuperado em 18/agosto/2009 a partir de:
<http://www.tldp.org/HOWTO/Traffic-Control-HOWTO/index.html>
- [73] Dovrolis, C., Stiliadis, D. & Ramanathan, P. Proportional Differentiated Services: Delay Differentiation and Packet Scheduling, IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 10, no. 1, pp. 12-26, February 2002.
- [74] Fielding, R., Gettys, J., Mogul, J., Frystyk, H., Masinter, L., Leach, P., Berners-Lee, T. Hypertext Transfer Protocol -- HTTP/1.1. RFC 2616, IETF, June 1999.
- [75] Thompson, K., Miller, G. J. & Wilder, R. Wide-Area Internet Traffic Patterns and Characteristics, IEEE Network, pp. 10-23, November 1997.
- [76] Dovrolis, C. & Ramanathan, P. Proportional Differentiated Services, Part II: Loss Rate Differentiation and Packet Dropping, IEEE/IFIP International Workshop Quality of Service (IWQoS), June 2000, pp.52-61.
- [77] Recuperado em 17/agosto/2009 a partir de:
http://www.cisco.com/en/US/docs/ios/11_2/feature/guide/wred_gs.html
- [78] Kleinrock, L. Queueing Systems, vol. II, John Wiley and Sons, 1976.
- [79] Bolch, G., Greiner, S., Meer, H. & Trivedi, K.S. Queueing Networks and Markov Chains, John Wiley and Sons, 1999.
- [80] Coffman, E. & Mitrani, I. A Characterization of Waiting Time Performance Realizable by Single-Server Queues, Operations Research, vol. 28, no. 3, pp. 810-821, May 1980.
- [81] Mitrani, I. & Hine, J.H., Complete Parameterized Families of Job Shop Scheduling Strategies, Acta Informática, vol. 8, pp. 61-73, 1977.

- [82] Regnier, J., Priority Assignment in Integrated Services Networks, Technical Report LIDS-TH-1565, LIDS-MIT, December 1986.
- [83] Dovrolis, C. & Ramanathan, P. Dynamic Class Selection: from Relative Differentiation to Absolute *QoS*, Proceedings of the IEEE International Conference on Network Protocols, November, 2001.
- [84] Dovrolis, C. & Ramanathan, P. Dynamic Class Selection and Class Provisioning in Proportional Differentiated Services, Computer Communications Journal, vol. 26, no. 3, pp. 204-221, February 2003.
- [85] Dovrolis, C. & Ramanathan, P. Class Provisioning using Proportional Delay Differentiation, Proceedings of the Scalability and Traffic Control in IP Networks" Conference, August 2001.
- [86] Rajagopalan, B., Pendarakis, D., Saha, D., Ramamoorthy, R. & Bala, K. IP over Optical Networks: Architectural Aspects, IEEE Communications Magazine, pp. 94-102, September 2000.
- [87] Ramjee, R., Kurose, J., Towsley, D. & Schulzrinne, H. Adaptive Playout Mechanisms for Packetized Audio Applications in Wide-Area Networks, Proceedings of the IEEE INFOCOM, pp. 680-688, 1994.
- [88] Rhee, I., Error Control Techniques for Interactive Low-Bit Rate Video Transmission over the Internet, Proceedings of the ACM SIGCOMM, 1998.
- [89] Dovrolis, C., Tull, D. & Ramanathan, P. Hybrid Spatial/Temporal Loss Concealment for Packet Video, 9th International Packet Video Workshop, May 1999.
- [90] Podolsky, M., Romer, C. & McCanne, S. Simulation of FEC-Based Error Control for Packet Audio on the Internet, Proceedings of the IEEE INFOCOM, April 1998.
- [91] Nandagopal, T., Venkitaraman, N., Sivakumar, R. & Bharghavan, V. Delay Differentiation and Adaptation in Core Stateless Networks, Proceedings of the IEEE INFOCOM 2000, vol. 2, pp. 421-430.
- [92] Nguyen, T.T.T. & Armitage, G. J. Pricing the Internet – A Visual 3-Dimensional Evaluation Model, Proceedings of the Australian Telecommunications, Networks and Applications Conference (ATNAC), Melbourne, 2003.
- [93] Stiller, B., Reichl, P. & Leinen, S. Pricing and Cost Recovery for Internet Services: Practical Review, Classification, and Application of Relevant Models, Netnomics – Economic Research and Electronic Networking, vol. 3, no. 2, pp. 149-171, September 2001.
- [94] Sarangan, V. & Chen, J.-C. Comparative Study of Protocols for Dynamic Service Negotiation in the Next-Generation Internet, IEEE Communications Magazine, pp. 151-156, March 2006.
- [95] Gonzaga, F.B. & Salles, R.M. Escalonador de Métrica Única para a Implementação dos Serviços Proporcionais Diferenciados. Anais do 25º SBRC, pp. 839-852, Belém do Pará, Brasil, 2007.
- [96] Parekh, A.K. & Gallager, R.G. A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks – The Multiple Node Case. IEEE/ACM Transactions on Networking, pp. 137-150, April 1994.

- [97] Dovrolis, C. & Stiliadis, D. Relative Differentiated Services in the Internet: Issues and Mechanisms, ACM SIGMETRICS, May 1999.
- [98] Dovrolis, C. & Ramanathan, P. Proportional Differentiated Services: Delay Differentiation and Packet Scheduling, Proceedings of ACM/SIGCOMM, September 1999.
- [99] Moret, Y. & Fdida, S. A Proportional Queue Control Mechanism to Provide Differentiated Services, Proceedings of International Symposium on Computer and Information Systems (ISCIS), pp. 17-24, Belek, Turkey, October 1998.
- [100] Li, C.C., Tsao, S.-L., Chen, M.C., Sun, Y. & Huang, Y.-M. Proportional Delay Differentiation Service Based on Weighted Fair Queueing, Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN), October 2000.
- [101] Kleinrock, L. A Delay Dependent Queue Discipline, Journal of the ACM, vol. 14, no. 2, pp. 242-261, 1967.
- [102] Paxson, V. & Floyd, S. Wide Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling, IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 3, no. 3, pp. 226-244, June 1995.
- [103] Willinger, W., Taqqu, M.S., Sherman, R. & Wilson, D.V. Self-Similarity Through High-Variability: Statistical Analysis of Ethernet LAN Traffic at the Source Level, Proceedings of SIGCOMM Symposium, pp. 100-113, September 1995.
- [104] Ngin, H.-T. & Tham, C.-K. Achieving Proportional Delay Differentiation Efficiently, Proceedings of IEEE International Conference on Networks, pp. 169-174, Singapore, August 2002.
- [105] Jeong, M. R., Kakami, K., Morikawa, H. & Aoyama, T. A Wireless Scheduling Method for Relative Delay Differentiated Service, Proceedings of Multi-Dimensional Mobile Communications (MDMC2001), pp. 310-317, Pori, Finland, June 2001.
- [106] Melo Jr., A., Magalhães, M.F. & Adán Coello, J.M. Packet Scheduling for the Proportional Differentiation Model Based on Measurement Windows. Proceedings of The IEEE 21st International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA-07), pp. 738-746, Niagara Falls, Canada, May 21-23, 2007.
- [107] Lai, Y.C. & Li, W.H. A Novel Scheduler for Proportional Delay Differentiation by Considering Packet Transmission Time, IEEE Communications Letters, vol. 7, no. 4, April 2003.
- [108] Lai, Y.C & Chang, A. A Non-Work-Conserving Scheduler to Provide Proportional Delay Differentiated Services, Proceedings of Globecom 2004, pp. 1723-1727.
- [109] Salles, R.M. & Barria, J.A. Utility-Based Scheduling Disciplines for Adaptive Applications Over the Internet, IEEE Communications Letters, vol. 6, no. 5, May 2002.
- [110] Melo Jr., A., Magalhães, M.F. & Adán Coello, J.M. WWTP: Um Escalonador de Pacotes para o Modelo de Diferenciação Proporcional Baseado em Janelas de Medidas. Anais do 23^o SBRC, pp. 773-782, Fortaleza, Brasil, 2005.
- [111] NS – Network Simulator Version 2, disponível em <http://www.isi.edu/nsnam/ns>

- [112] Crovella, M.E. & Bestavros, A. Self-Similarity in World Wide Web Traffic: Evidence and Possible Causes, ACM SIGMETRICS International Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems, pp. 160-169, 1996.
- [113] Jacobs, P. & Davie, B. Technical Challenges in the Delivery of Interprovider *QoS*, IEEE Communications Magazine, pp. 112- 118, June 2005.
- [114] Howarth, M.P., Flegkas, P., Pavlou, G., Wang, N., Trimintzios, P., Griffin, D., Griem, J., Boucadair, M., Morand, P., Asgari, A. & Georgatsos, P. Provisioning for Interdomain Quality of Service: the MESCAL Approach, IEEE Communications Magazine, pp. 129-137, June 2005.
- [115] Cardozo, E. Considerações emitidas pelo Professor Eleri Cardozo durante reunião realizada na Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação (FEEC) da Unicamp em 17/junho/2009.