

UNIVERSIDADE FEDERAL DE GOIÁS
INSTITUTO DE INFORMÁTICA

FLÁVIO GERALDO COELHO ROCHA

**Alocação de Recursos em Redes sem Fio
OFDM Multiusuário Utilizando
Modelagem Multifractal Adaptativa**

Goiânia
2016

TERMO DE CIÊNCIA E DE AUTORIZAÇÃO PARA DISPONIBILIZAR AS TESES E DISSERTAÇÕES ELETRÔNICAS NA BIBLIOTECA DIGITAL DA UFG

Na qualidade de titular dos direitos de autor, autorizo a Universidade Federal de Goiás (UFG) a disponibilizar, gratuitamente, por meio da Biblioteca Digital de Teses e Dissertações (BDTD/UFG), regulamentada pela Resolução CEPEC nº 832/2007, sem ressarcimento dos direitos autorais, de acordo com a Lei nº 9610/98, o documento conforme permissões assinaladas abaixo, para fins de leitura, impressão e/ou *download*, a título de divulgação da produção científica brasileira, a partir desta data.

1. Identificação do material bibliográfico: Dissertação Tese

2. Identificação da Tese ou Dissertação

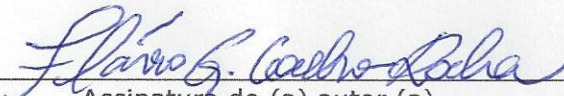
Nome completo do autor: Flávio Geraldo Coelho Rocha

Título do trabalho: Alocação de Recursos em Redes sem Fio OFDM Multiusuário Utilizando Modelagem Multifractal Adaptativa

3. Informações de acesso ao documento:

Concorda com a liberação total do documento SIM NÃO¹

Havendo concordância com a disponibilização eletrônica, torna-se imprescindível o envio do(s) arquivo(s) em formato digital PDF da tese ou dissertação.


Assinatura do (a) autor (a)

Data: 17 / 10 / 2016

¹ Neste caso o documento será embargado por até um ano a partir da data de defesa. A extensão deste prazo suscita justificativa junto à coordenação do curso. Os dados do documento não serão disponibilizados durante o período de embargo.

FLÁVIO GERALDO COELHO ROCHA

Alocação de Recursos em Redes sem Fio OFDM Multiusuário Utilizando Modelagem Multifractal Adaptativa

Tese apresentada ao Programa de Pós-Graduação do Instituto de Informática da Universidade Federal de Goiás, como requisito parcial para obtenção do título de Doutor em Ciência da Computação.

Área de concentração: Ciência da Computação.

Orientador: Prof. Dr. Flávio Henrique Teles Vieira

Goiânia
2016



Ata de Defesa de Tese de Doutorado

Aos vinte e dois dias do mês de novembro de dois mil e dezesseis, no horário das catorze horas, foi realizada, nas dependências do Instituto de Informática da UFG, a defesa pública da Tese de Doutorado do aluno Flávio Geraldo Coelho Rocha, matrícula no. 2014 0100, intitulada “**Alocação de Recursos em Redes sem Fio OFDM Multiusuário Utilizando Modelagem Multifractal Adaptativa**”.

A Banca Examinadora, constituída pelos professores:

Prof. Dr. Flávio Henrique Teles Vieira - (INF/UFG) – orientador,

Prof. PhD. Lee Luan Ling – FEEC/Unicamp

Prof. Dr. Rodrigo Pinto Lemos– EMC/UFG

Prof. Dr. Kleber Vieira Cardoso– INF/UFG

Prof. Dr. Vinicius da Cunha Martins Borges – INF/UFG

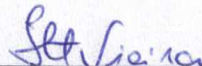
emitiu o resultado:

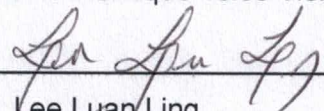
Aprovado

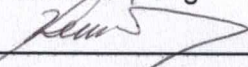
Aprovado com revisão

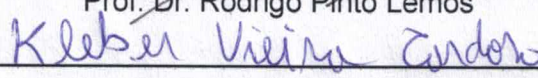
(A Banca Examinadora deve definir as exigências a serem cumpridas pelo aluno na revisão, ficando o orientador responsável pela verificação do cumprimento das mesmas.)

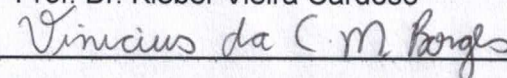
Reprovado com o seguinte parecer:


Prof. Dr. Flávio Henrique Teles Vieira


Prof. PhD. Lee Luan Ling


Prof. Dr. Rodrigo Pinto Lemos


Prof. Dr. Kleber Vieira Cardoso


Prof. Dr. Vinicius da Cunha Martins Borges

Ficha de identificação da obra elaborada pelo autor, através do Programa de Geração Automática do Sistema de Bibliotecas da UFG.

Rocha, Flávio Geraldo Coelho
Alocação de Recursos em Redes sem Fio OFDM Multiusuário Utilizando Modelagem Multifractal Adaptativa [manuscrito] / Flávio Geraldo Coelho Rocha. - 2016.
241 f.: il.

Orientador: Prof. Dr. Flávio Henrique Teles Vieira.
Tese (Doutorado) - Universidade Federal de Goiás, Instituto de Informática (INF), Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação, Goiânia, 2016.
Bibliografia. Apêndice.
Inclui siglas, lista de figuras, lista de tabelas.

1. Multifractal. 2. Tráfego de Rede. 3. Cálculo de Rede. 4. Curva de Serviço. 5. Processo Envelope. I. Vieira, Flávio Henrique Teles, orient. II. Título.

CDU 004

Todos os direitos reservados. É proibida a reprodução total ou parcial do trabalho sem autorização da universidade, do autor e do orientador(a).

Flávio Geraldo Coelho Rocha

Possui graduação em Engenharia Elétrica pela Universidade Federal de Goiás (2008). É mestre em Engenharia Elétrica e de Computação pela Escola de Engenharia Elétrica, Mecânica e de Computação (EMC) da UFG (2011). Tem experiência na área de Engenharia Elétrica, com ênfase em Telecomunicações, Engenharia de Computação e Ciência da Computação. Atuando principalmente nos seguintes temas: modelagem, análise de desempenho, predição e controle de tráfego de redes de computadores e redes sem fio.

Ao meu filho, Samuel Gontijo Rocha.

Agradecimentos

Expresso os meus sinceros agradecimentos

A Deus, pelo dom da vida e pela saúde que me proporcionaram a oportunidade de chegar até aqui.

Aos meus pais, pelo carinho, apoio e incentivo.

À minha esposa, Fernanda Cristina Gontijo da Silva Rocha, pelo carinho e compreensão.

Ao meu filho, Samuel Gontijo Rocha, pelos sorrisos que sempre me deram força para continuar.

Ao meu orientador Prof. Dr. Flávio Henrique Teles Vieira, por não se ter limitado às orientações técnicas, mas por ter sido um verdadeiro amigo e conselheiro.

Aos membros da banca pelas valiosas sugestões e comentários.

À FAPEG pelo apoio financeiro.

A dedicação é um talento.

Garry Kasparov,
How Life Imitates Chess.

Resumo

Rocha, Flávio Geraldo Coelho. **Alocação de Recursos em Redes sem Fio OFDM Multiusuário Utilizando Modelagem Multifractal Adaptativa**. Goiânia, 2016. 241p. Tese de Doutorado. Instituto de Informática, Universidade Federal de Goiás.

Neste trabalho, com o objetivo de descrever características do tráfego de redes, tais como longa-dependência entre amostras, autossimilaridade e comportamento multiescala, propõe-se um Modelo Multifractal Adaptativo baseado em uma cascata multiescala no domínio *Wavelet*. O desempenho do modelo proposto é comparado a outros modelos presentes na literatura. Também é proposto um processo envelope para o tráfego de redes que leva em consideração parâmetros do Modelo Multifractal Adaptativo proposto. Além disso, deduz-se uma equação para o cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer*, tanto para um sistema de comunicação simplificado com servidor único, fila única e *buffer* finito, quanto para um ambiente multiusuário de rede sem fio baseado na tecnologia OFDM. Para tanto, utiliza-se a curva de serviço do escalonador *round-robin* da rede OFDM. Utilizando-se do processo envelope e da curva de serviço, obtém-se por meio do Cálculo de Rede a estimativa para o retardo máximo experimentado pelos usuários da rede OFDM. Em seguida, assume-se um ambiente de rede similar ao de uma rede LTE e propõe-se para essa rede um escalonador de recursos sensível às condições do canal de comunicação e à probabilidade de transbordo do *buffer*. Com base no escalonador apresentado, propõe-se uma curva de serviço mínima para o usuário da rede LTE e por meio dessa, propõe-se uma abordagem para garantia de retardo.

Palavras-chave

Multifractal, Tráfego de Rede, Cálculo de Rede, Curva de Serviço, Processo Envelope, Probabilidade de Transbordo do *Buffer*, Retardo, OFDM, LTE

Abstract

Rocha, Flávio Geraldo Coelho. **Resource Allocation for Multiuser OFDM Wireless Networks Based on Adaptive Multifractal Modeling**. Goiânia, 2016. 241p. PhD. Thesis. Instituto de Informática, Universidade Federal de Goiás.

In this work, in order to describe network traffic characteristics, such as long-range dependence among samples, self-similarity and multiscale behavior, we propose a Multifractal Adaptive Model based on a multiscale cascade in the Wavelet Domain. We compare the proposed model performance with those of other models presented in the literature. It is also proposed an envelope process for the network traffic that takes into account parameters of the Multifractal Adaptive Model. Furthermore, we derive an equation in order to estimate the buffer overflow probability for both a simplified communication system with a single server, single queue and finite buffer, and to a wireless network multiuser scenario based on OFDM technology. To this end, we consider the service curve of the round-robin scheduling algorithm of the OFDM network. Taking into account the envelope process and the service curve we obtain, through the Network Calculus theory, the maximum delay experienced by users of the OFDM network. Moreover, assuming a similar network scenario to an LTE network, we propose a joint channel-aware and queue-aware resource scheduling algorithm. Based on the presented scheduler, we propose a minimum service curve for the LTE user and through this we propose an approach to accomplish maximum delay guarantee.

Keywords

Multifractal, Network Traffic, Network Calculus, Service Curve, Envelope Process, *Buffer* Overflow Probability, Delay, OFDM, LTE

Trabalhos Publicados e Aceitos para Publicação

Trabalhos Publicados em Periódicos

1. Rocha, Flávio Geraldo Coelho; Vieira, Flávio Henrique Teles. Adaptive Estimation of Parameters of a Multiplicative Cascade Based Network Traffic Model in the Wavelet Domain. IET Electronics Letters, 2016.
2. Vieira, F. H. T.; Costa, V. H. T.; Rocha, F. G. C.; Lee, L. L. Estimation of quality of service parameters for OFDM-TDMA networks using Markov chains and service curve. International Journal of Communication Systems, 2016.
3. Vieira, F. H. T.; Costa, V. H. T.; Rocha, F. G. C.; Lee, L. L. Estimação de Probabilidade de Transbordo do *Buffer* em Redes OFDM-TDMA Utilizando Cadeias de Markov e Curva de Serviço. Tendências em Matemática Aplicada e Computacional (TEMA), 2016.

Capítulo de Livro Publicado com Corpo Editorial

1. Vieira, Flávio Henrique Teles; Rocha, Flávio Geraldo Coelho; Cardoso, Álisson Assis. Adaptive Fuzzy Modeling using Orthonormal Basis Functions for Network Traffic Flow Control. Handbook of Research on Advanced Computational Techniques for Simulation-Based Engineering. 1ed.: IGI Global, 2015, p. 270-313.

Trabalhos Publicados em Conferências e Simpósios

1. Rocha, Flávio G. C.; Vieira, Flávio H. T.; Cardoso, Álisson A. Estimação de Retardo em Redes OFDM-TDMA Utilizando Cálculo de Rede e Modelagem Multifractal no Domínio *Wavelet*. Em: XXXIV Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais (SBrT 2016), 2016, Santarém, Pará.
2. Cardoso, Álisson A.; Vieira, Flávio H. T.; Rocha, Flávio G. C. Controle *Fuzzy* Adaptativo de Fluxos para o Escalonamento de Dados na Transmissão *Downlink*

LTE. Em: XXXIV Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais (SBrT 2016), 2016, Santarém, Pará.

3. Rocha, Flávio G. C.; Vieira, Flávio H. T.; Franco, Ricardo A. P.; Vaz, Rafael R. C. Controle de Tráfego de Rede Utilizando Estimativa Adaptativa do Parâmetro de Hurst e de Parâmetros no Domínio *Wavelet*. Em: XXI Congresso Brasileiro de Automática (CBA 2016), 2016, Vitória, Espírito Santo.
4. Vieira, Flávio H. T.; Gonçalves, Bruno H. P.; Rocha, Flávio G. C.; Lee, Luan L.; Ferreira, Marcus V. G. Dynamic resource allocation in LTE systems using an algorithm based on Particle Swarm Optimization and β MWM network traffic modeling. In: 2015 IEEE 6th Latin American Symposium on Circuits & Systems (LASCAS 2015), 2015, Montevideo. p. 1-4.
5. Vieira, Flávio H. T.; Gonçalves, Bruno H. P.; Rocha, Flávio G. C.; Lee, Luan L. Dynamic time slot allocation for Multiuser OFDM-TDMA networks using effective bandwidth and β MWM network traffic modeling. In: 2014 10th International Conference on Network and Service Management (CNSM), 2014, Rio de Janeiro. p. 340-343.

Sumário

Lista de Figuras	14
Lista de Tabelas	23
1 Introdução	28
2 Modelo Multifractal Adaptativo para o Tráfego de Redes	32
2.1 Trabalhos Relacionados à Modelagem Multifractal	33
2.2 O MWM (<i>Multifractal Wavelet Model</i>)	34
2.3 Modelo Multifractal Adaptativo	37
2.3.1 Modelagem dos Multiplicadores A_j e dos Coeficientes de Escala $U_{0,k}$ de uma Cascata Multifractal no Domínio <i>Wavelet</i>	39
2.3.2 Modelo Multifractal Adaptativo: Estimação Adaptativa de Parâmetros	43
2.4 Resultados e Discussões	56
3 Cálculo de Rede: Processo Envelope do Modelo Multifractal Adaptativo	82
3.1 Introdução ao Cálculo de Rede	82
3.2 Trabalhos Relacionados ao Cálculo do Processo Envelope	86
3.3 Cálculo do Processo Envelope para o Modelo Multifractal Adaptativo	87
3.4 Resultados e Discussões	89
4 Cálculo de Probabilidade de Transbordo do <i>Buffer</i> Considerando o Modelo Multifractal Adaptativo	92
4.1 Trabalhos Relacionados à Estimação de Probabilidade de Transbordo do <i>Buffer</i>	93
4.2 O MSQ e o CDTSQ	95
4.3 Cálculo da Probabilidade de Transbordo do <i>Buffer</i>	96
4.4 Resultados e Discussões	99
5 Cálculo da Probabilidade de Transbordo do <i>Buffer</i> e do Retardo Máximo em um Sistema de Acesso Múltiplo Baseado no OFDM	106
5.1 Sistema de Comunicação sem Fio de Acesso Múltiplo Baseado no OFDM	106
5.2 Curva de Serviço para o Escalonador <i>Round-Robin</i> do Ambiente de Rede sem Fio OFDM	108
5.3 Cálculo da Probabilidade de Transbordo do <i>Buffer</i> Aplicado ao Ambiente de Rede sem Fio OFDM	111
5.4 Equações para Estimação de <i>Backlog</i> e Retardo Aplicadas ao Ambiente de Rede sem Fio OFDM	112
5.5 Resultados e Discussões para o Cálculo da Probabilidade de Transbordo do <i>Buffer</i>	117
5.6 Resultados e Discussões para o Cálculo do Retardo Máximo	124

6	Escalonamento de Recursos em Redes LTE Utilizando Probabilidade de Transbordo do <i>Buffer</i> e Curva de Serviço	129
6.1	Introdução às Redes LTE	129
6.2	Trabalhos Relacionados ao Escalonamento de Recursos em Redes LTE	134
6.3	Algoritmo de Escalonamento de Recursos com Garantia de QoS	136
6.3.1	Estimação do Número de Blocos de Recursos Requerido pelos Usuários	137
	A) Cálculo da média de ganho de canal de cada usuário	137
	B) Estimação do número de RBs requeridos por usuário	138
6.3.2	Alocação de Blocos de Recursos aos Usuários	139
	A) Cálculo das prioridades dos usuários	139
	B) Alocação de blocos de recursos para cada usuário	139
6.4	Algoritmo de Escalonamento de Recursos Baseado em Otimização PSO	141
	A) Codificação	142
	B) Discretização	142
	C) Função Objetivo	143
6.5	Algoritmo de Escalonamento Max C/I	143
6.6	Algoritmo de Escalonamento de Recursos Sensível às Condições do Canal e à Probabilidade de Transbordo do <i>Buffer</i>	144
6.7	Curva de Serviço Mínima Baseada no Escalonador Sensível às Condições do Canal e à Probabilidade de Transbordo do <i>Buffer</i>	147
6.8	Garantia de QoS - Limitante Superior para o Retardo	155
6.9	Resultados e Discussões	159
6.9.1	Resultados e Discussões para a Curva de Serviço Mínima	163
6.9.2	Resultados e Discussões para o <i>Algoritmo Proposto 2</i>	167
	Resultados para: série MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz	169
	Resultados para: série MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz	173
	Resultados para: série MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz	176
	Resultados para: série MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz	180
	Resultados para: série Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz	183
	Resultados para: série Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz	187
	Resultados para: série Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz	190
	Resultados para: série Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz	194
	Resultados para: série SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz	197
	Resultados para: série SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz	201
	Resultados para: série SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz	204
	Resultados para: série SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz	208
6.9.3	Resultados e Discussões para o <i>Algoritmo Proposto 3</i>	211
7	Conclusões e Trabalhos Futuros	218
	Referências Bibliográficas	221

A	Séries de Tráfego de Rede	231
A.1	Série dec-pkt-1	231
A.2	Série dec-pkt-2	233
A.3	Série lbl-pkt-4	234
A.4	Série lbl-pkt-5	235
A.5	Série WaikatoVIII-20111027-213205-5 (Waikato1)	236
A.6	Série WaikatoVIII-20110921-000000-0 (Waikato2)	237
A.7	Série Sintética de Poisson	239
A.8	Série de Tráfego de Rede Sem Fio SNU	240

Lista de Figuras

2.1	Cascata multiplicativa formada pelos coeficientes de escala $U_{j,k}$ e pelos multiplicadores $A_{j,k}$. Os valores de k'_j representam os descendentes levogiros e dextrogiros da cascata na escala j .	35
2.2	Na escala j , os coeficientes Wavelets são obtidos por meio do produto $W_{j,k} = A_{j,k}U_{j,k}$. Na escala $j + 1$, os coeficientes de escala $U_{j+1,2k}$ e $U_{j+1,2k+1}$ são calculados a partir das somas e diferenças de $U_{j,k}$ e $W_{j,k}$ (normalizado por $1/\sqrt{2}$) – Figura adaptada de [88].	36
2.3	CDFs dos multiplicadores A_j obtidos a partir da série de tráfego real dec-pkt-1.	40
2.4	q - q plot para os multiplicadores A_j obtidos a partir da série de tráfego real dec-pkt-1 e $j=10$.	40
2.5	q - q plot para os multiplicadores A_j obtidos a partir da série de tráfego real Waikato1 e $j=8$.	41
2.6	CDFs para os valores de $U_{0,k}$ da série dec-pkt-1 com $K = 256$.	43
2.7	Cascata adaptativa formada pelos coeficientes de escala $U_{j,k}$. Os nós da cascata formados pelos coeficientes de escala relativos aos dados que chegaram na janela atual são representados por circunferências tracejadas e as circunferências preenchidas representam os coeficientes de escala relativos aos dados que chegaram na janela anterior.	49
2.8	Cálculo adaptativo de μ_j para $j = fs$ e série de tráfego Waikato1.	49
2.9	Cálculo adaptativo de σ_j para $j = fs$ e série de tráfego Waikato1.	50
2.10	Cálculo adaptativo do segundo momento dos coeficientes de escala $U_{j,k}$ para $j = fs$ e série de tráfego Waikato1.	50
2.11	Valores de $U_{0,k}$ considerando $K = 256$ e $W = 32$ para a série de tráfego Waikato1.	53
2.12	Valores de $\alpha(n)$ considerando $K = 256$ e $W = 32$ para a série de tráfego Waikato1.	54
2.13	Valores de $\beta(n)$ considerando $K = 256$ e $W = 32$ para a série de tráfego Waikato1.	54
2.14	Sistema de fila única com taxa média de chegada λ , taxa de serviço constante c , buffer finito b e comprimento de fila Q . Quando $Q > b$ há transbordo do buffer b .	58
2.15	Série real dec-pkt-1 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.	59
2.16	CDFs para a série de tráfego dec-pkt-1.	59
2.17	Função de autocorrelação para a série de tráfego dec-pkt-1.	60
2.18	Taxa de transbordo para a série de tráfego dec-pkt-1.	60

2.19	Série real dec-pkt-2 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.	62
2.20	CDFs para a série de tráfego dec-pkt-2.	63
2.21	Função de autocorrelação para a série de tráfego dec-pkt-2.	63
2.22	Taxa de transbordo para a série de tráfego dec-pkt-2.	64
2.23	Série real lbl-pkt-4 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.	65
2.24	CDFs para a série de tráfego lbl-pkt-4.	65
2.25	Função de autocorrelação para a série de tráfego lbl-pkt-4.	66
2.26	Taxa de transbordo para a série de tráfego lbl-pkt-4.	66
2.27	Série real lbl-pkt-5 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.	67
2.28	CDFs para a série de tráfego lbl-pkt-5.	68
2.29	Função de autocorrelação para a série de tráfego lbl-pkt-5.	68
2.30	Taxa de transbordo para a série de tráfego lbl-pkt-5.	69
2.31	Série real Waikato1 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.	70
2.32	CDFs para a série de tráfego Waikato1.	70
2.33	Função de autocorrelação para a série de tráfego Waikato1.	71
2.34	Taxa de transbordo para a série de tráfego Waikato1.	71
2.35	Série real Waikato2 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.	72
2.36	CDFs para a série de tráfego Waikato2.	73
2.37	Função de autocorrelação para a série de tráfego Waikato2.	73
2.38	Taxa de transbordo para a série de tráfego Waikato2.	74
2.39	Série sintética de Poisson e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.	75
2.40	CDFs para a série sintética de Poisson.	75
2.41	Função de autocorrelação para a série sintética de Poisson.	76
2.42	Taxa de transbordo para a série sintética de Poisson.	76
2.43	Série lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.	77
2.44	CDFs para a série lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms.	78
2.45	Função de autocorrelação para a série lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms.	78
2.46	Taxa de transbordo para a série lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms.	79
2.47	Série real SNU20100318 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.	80
2.48	CDFs para a série de tráfego SNU20100318.	80
2.49	Função de autocorrelação para a série de tráfego SNU20100318.	81
2.50	Taxa de transbordo para a série de tráfego SNU20100318.	81
3.1	Backlog máximo e retardo máximo obtidos a partir do processo envelope e da curva de serviço utilizando a teoria do Cálculo de Rede.	85
3.2	Processo envelope para a série de tráfego real dec-pkt-1 na escala de 100 ms.	90
3.3	Processo envelope para a série de tráfego real lbl-pkt-5 na escala de 100 ms.	91

3.4	Processo envelope para a série de tráfego real Waikato1 na escala de 10 ms.	91
4.1	Sistema de fila única com taxa média de chegada λ , taxa de serviço constante c , <i>buffer</i> finito b e tamanho de fila Q . Quando $Q > b$ há transbordo do <i>buffer</i> b .	93
4.2	Convergência dos valores de $\mathbb{E}[K_{r,l}](n)$ para a série de tráfego dec-pkt-1, $r = 2$ e $W = 64$.	99
4.3	Probabilidade de transbordo do <i>buffer</i> - série Waikato1 na escala de 100 ms.	101
4.4	Probabilidade de transbordo do <i>buffer</i> - série Waikato2 na escala de 100 ms.	102
4.5	Probabilidade de transbordo do <i>buffer</i> - série dec-pkt-1 na escala de 512 ms.	102
4.6	Probabilidade de transbordo do <i>buffer</i> - série dec-pkt-2 na escala de 512 ms.	103
4.7	Probabilidade de transbordo do <i>buffer</i> - série lbl-pkt-4 na escala de 100 ms.	103
4.8	Probabilidade de transbordo do <i>buffer</i> - série lbl-pkt-5 na escala de 100 ms.	104
4.9	Probabilidade de transbordo do <i>buffer</i> - série lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms.	104
5.1	Cenário de múltiplas filas, escalonamento round-robin e transmissão baseada no OFDM.	107
5.2	Curvas de serviço para o primeiro usuário de um escalonador round-robin. A linha sólida representa a curva de serviço real $S(t)$ do usuário e a linha tracejada representa a curva de serviço mínima $S^{min}(t)$. O coeficiente angular C representa a taxa de transmissão quando o usuário 1 é servido e R é o coeficiente angular da curva de serviço mínima. T_1 é a latência do usuário 1 e ϕ_1 é o intervalo de tempo no qual o usuário 1 transmite com capacidade C .	109
5.3	Backlog máximo obtido para a série de tráfego real dec-pkt-1 na escala de 100 ms em função da taxa de transmissão utilizando um sistema de rede simplificado com fila única.	115
5.4	Backlog máximo obtido para a série de tráfego real lbl-pkt-5 na escala de 100 ms em função da taxa de transmissão utilizando um sistema de rede simplificado com fila única.	115
5.5	Backlog máximo obtido para a série de tráfego real Waikato1 na escala de 10 ms em função da taxa de transmissão utilizando um sistema de rede simplificado com fila única.	116
5.6	$P[Q > b]$ para o cenário 1 da Tabela 5.2.	118
5.7	$P[Q > b]$ para o cenário 2 da Tabela 5.2.	119
5.8	$P[Q > b]$ para o cenário 3 da Tabela 5.2.	119
5.9	$P[Q > b]$ para o cenário 4 da Tabela 5.2.	120
5.10	$P[Q > b]$ para o cenário 5 da Tabela 5.2.	120
5.11	$P[Q > b]$ para o cenário 6 da Tabela 5.2.	121
5.12	$P[Q > b]$ para o cenário 7 da Tabela 5.2.	121
5.13	$P[Q > b]$ para o cenário 8 da Tabela 5.2.	122
5.14	$P[Q > b]$ para o cenário 9 da Tabela 5.2.	122

5.15	$P[Q > b]$ para o cenário 10 da Tabela 5.2.	123
5.16	$P[Q > b]$ para o cenário 11 da Tabela 5.2.	123
5.17	$P[Q > b]$ para o cenário 12 da Tabela 5.2.	124
5.18	Retardo em função do número de usuários no sistema OFDM-TDMA - dec-pkt-1.	125
5.19	Retardo em função da SNR média no sistema OFDM-TDMA - dec-pkt-1.	126
5.20	Retardo em função do número de usuários no sistema OFDM-TDMA - lbl-pkt-5.	126
5.21	Retardo em função da SNR média no sistema OFDM-TDMA - lbl-pkt-5.	127
5.22	Retardo em função do número de usuários no sistema OFDM-TDMA - Waikato1.	127
5.23	Retardo em função da SNR média no sistema OFDM-TDMA - Waikato1.	128
6.1	Esquema básico de uma célula de uma rede LTE com transmissão no sentido de <i>downlink</i> .	130
6.2	Malha de recursos de uma rede LTE.	132
6.3	Exemplo de cenário para aplicação do algoritmo de escalonamento proposto.	145
6.4	Valores obtidos para a desigualdade de Jensen (equação (6-28)) em função do número de usuários em uma célula LTE com canal de 20 MHz.	154
6.5	Valores obtidos para a equação (6-49) em função do número de usuários em uma célula LTE com canal de 20 MHz.	154
6.6	Valores obtidos para a equação (6-50) em função do número de usuários em uma célula LTE com canal de 20 MHz para diferentes valores de M .	155
6.7	Retardo máximo garantido em função do número de usuários ativos em uma célula LTE com canal de 10 MHz e desvanecimento Rayleigh.	156
6.8	Retardo máximo garantido em função do número de usuários ativos em uma célula LTE com canal de 20 MHz e desvanecimento Rayleigh.	157
6.9	Taxa mínima requerida pelos usuários – canal de 10 MHz, Rayleigh e 20 usuários ativos.	162
6.10	Taxa mínima requerida pelos usuários – canal de 20 MHz, Rayleigh e 20 usuários ativos.	163
6.11	Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 5 usuários e largura de banda de 10 MHz.	164
6.12	Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 10 usuários e largura de banda de 10 MHz.	165
6.13	Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 20 usuários e largura de banda de 10 MHz.	165
6.14	Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 5 usuários e largura de banda de 20 MHz.	166
6.15	Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 10 usuários e largura de banda de 20 MHz.	166
6.16	Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 20 usuários e largura de banda de 20 MHz.	167
6.17	Retardo médio x Número de usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	169

6.18	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	170
6.19	Vazão total x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	170
6.20	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	171
6.21	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	171
6.22	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	172
6.23	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários– Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	172
6.24	Retardo médio x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	173
6.25	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	173
6.26	Vazão total x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	174
6.27	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	174
6.28	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	175
6.29	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	175
6.30	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	176
6.31	Retardo médio x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	176
6.32	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	177
6.33	Vazão x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	177
6.34	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	178
6.35	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	178
6.36	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	179
6.37	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	179
6.38	Retardo x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	180
6.39	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	180
6.40	Vazão x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	181

6.41	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	181
6.42	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	182
6.43	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	182
6.44	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	183
6.45	Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	183
6.46	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	184
6.47	Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	184
6.48	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	185
6.49	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	185
6.50	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	186
6.51	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	186
6.52	Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	187
6.53	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	187
6.54	Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	188
6.55	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	188
6.56	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	189
6.57	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	189
6.58	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	190
6.59	Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	190
6.60	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	191
6.61	Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	191
6.62	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	192
6.63	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	192

6.64	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	193
6.65	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	193
6.66	Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	194
6.67	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	194
6.68	Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	195
6.69	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	195
6.70	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	196
6.71	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	196
6.72	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	197
6.73	Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	197
6.74	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	198
6.75	Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	198
6.76	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	199
6.77	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	199
6.78	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	200
6.79	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.	200
6.80	Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	201
6.81	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	201
6.82	Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	202
6.83	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	202
6.84	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	203
6.85	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	203

6.86	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.	204
6.87	Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	204
6.88	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	205
6.89	Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	205
6.90	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	206
6.91	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	206
6.92	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	207
6.93	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.	207
6.94	Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	208
6.95	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	208
6.96	Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	209
6.97	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	209
6.98	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	210
6.99	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	210
6.100	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	211
6.101	Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	212
6.102	Probabilidade de Transbordo do <i>buffer</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	212
6.103	Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	213
6.104	<i>Fairness</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	213
6.105	<i>Fairness de vazão</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	214
6.106	<i>Fairness global</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	214

6.107	<i>Tempo de Processamento</i> x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.	215
6.108	Retardo Máximo x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz - Cenário comum.	215
6.109	Retardo Máximo x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz - Cenário comum.	216
6.110	Retardo Máximo x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz - Cenário ruidoso.	216
6.111	Retardo Máximo x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz - Cenário ruidoso.	217
A.1	Série de tráfego de rede dec-pkt-1 na escala de 100 ms.	232
A.2	Série de tráfego de rede dec-pkt-1 na escala de 512 ms.	232
A.3	Série de tráfego de rede dec-pkt-2 na escala de 100 ms.	233
A.4	Série de tráfego de rede dec-pkt-2 na escala de 512 ms.	233
A.5	Série de tráfego de rede lbl-pkt-4 na escala de 100 ms.	234
A.6	Série de tráfego de rede lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms.	235
A.7	Série de tráfego de rede lbl-pkt-5 na escala de 100 ms.	235
A.8	Série de tráfego de rede Waikato1 na escala de 1 ms.	236
A.9	Série de tráfego de rede Waikato1 na escala de 50 ms.	236
A.10	Série de tráfego de rede Waikato1 na escala de 100 ms.	237
A.11	Série de tráfego de rede Waikato2 na escala de 10 ms.	238
A.12	Série de tráfego de rede Waikato2 na escala de 50 ms.	238
A.13	Série de tráfego de rede Waikato2 na escala de 100 ms.	239
A.14	Série de tráfego de rede sintética de Poisson.	239
A.15	Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318 na escala de 1 ms.	240
A.16	Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318 na escala de 100 ms.	240

Lista de Tabelas

2.1	Teste de Kolmogorov-Smirnov	40
2.2	Exemplo de pontuação $s_{a,b}$ para a série de tráfego dec-pkt-1 e $K = 16$	42
2.3	Pontuação total S_{dist} obtida para cada distribuição.	43
2.4	Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em <i>bytes</i> para a série de tráfego real dec-pkt-1 em comparação aos modelos utilizados.	58
2.5	EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real dec-pkt-1 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto	61
2.6	Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em <i>bytes</i> para a série de tráfego real dec-pkt-2 em comparação aos modelos utilizados.	62
2.7	EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real dec-pkt-2 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto	64
2.8	Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em <i>bytes</i> para a série de tráfego real lbl-pkt-4 em comparação aos modelos utilizados.	64
2.9	EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real lbl-pkt-4 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto	67
2.10	Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em <i>bytes</i> para a série de tráfego real lbl-pkt-5 em comparação aos modelos utilizados.	67
2.11	EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real lbl-pkt-5 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto	69
2.12	Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em <i>bytes</i> para a série de tráfego real Waikato1 em comparação aos modelos utilizados.	69
2.13	EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real Waikato1 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto	72
2.14	Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em <i>bytes</i> para a série de tráfego real Waikato2 em comparação aos modelos utilizados.	72

2.15	EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real Waikato2 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto	74
2.16	Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em <i>bytes</i> para a série sintética de Poisson em comparação aos modelos utilizados.	74
2.17	EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série sintética de Poisson em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto	77
2.18	Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em <i>bytes</i> para a série de tráfego real lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms em comparação aos modelos utilizados.	77
2.19	EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto	79
2.20	Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em <i>bytes</i> para a série de tráfego real SNU20100318 em comparação aos modelos utilizados.	79
2.21	EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real SNU20100318 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto	81
3.1	Erro Quadrático Médio Normalizado para o Processo Envelope.	90
4.1	EQM - Curvas de probabilidade de transbordo do <i>buffer</i> para diferentes séries de tráfego de rede	105
5.1	EQM dos resultados de <i>backlog</i> calculados para diferentes séries de tráfego real em comparação aos resultados de <i>backlog</i> obtidos por meio dos métodos Bm, fBm, mBm e processo envelope proposto	116
5.2	Cenários do sistema OFDM/TDMA com diferentes parâmetros	117
5.3	EQM - Curvas de probabilidade de transbordo do <i>buffer</i> para os cenários OFDM/TDMA da Tabela 5.2	118
5.4	EQMN para as estimativas de retardo máximo para diferentes séries de tráfego em função do número de usuários na rede OFDM/TDMA.	125
5.5	EQMN para as estimativas de retardo máximo para diferentes séries de tráfego em função da SNR média das subportadoras da rede OFDM/TDMA.	128
6.1	Largura de banda e Número de RBs de uma rede LTE.	132
6.2	Largura de banda e número de RBs de redes LTE para um CQI de 3 bits [40]	135
6.3	Largura de banda e número de RBs de redes LTE para um CQI de 4 bits [109]	135
6.4	Parâmetros para simulação do escalonador proposto [38]	160
6.5	Curvas de serviço para diferentes números de usuários e de largura de banda – o comportamento dos usuários é determinado pela série de tráfego real Waikato1	164
A.1	Estatísticas (<i>bytes</i>) - série dec-pkt-1	232

A.2	Estatísticas (<i>bytes</i>) - série dec-pkt-2	234
A.3	Estatísticas (<i>bytes</i>) - série lbl-pkt-4	234
A.4	Estatísticas (<i>bytes</i>) - série lbl-pkt-5	235
A.5	Estatísticas (<i>bytes</i>) - série Waikato1	237
A.6	Estatísticas (<i>bytes</i>) - série Waikato2	237
A.7	Estatísticas (<i>bytes</i>) - série sintética de Poisson	239
A.8	Estatísticas (<i>bytes</i>) - série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318	241

Glossário

3GPP	Third Generation Partnership Project
ACF	AutoCorrelation Function
AIC	Akaike Information Criterion
AMC	Adaptive Modulation and Coding
AWGN	Additive White Gaussian Noise
BER	Bit Error Rate
BIC	Bayesian Information Criterion
Bm	Brownian Motion
CA	Channel-Aware
CAQA	Channel-Aware and Queue-Aware
CDF	Cumulative Distribution Function
CDMA	Code Division Multiple Access
CDTSQ	Critical Dyadic Time-Scale Queue
CQI	Channel Quality Information
CRC	Cyclic Redundancy Check
CTS	Critical Time Scale
DEC	Digital Equipment Corporation
DWT	Discrete Wavelet Transform
EESM	Exponential Effective Signal to noise ratio Mapping
eNodeB	enhanced Node Base station
EQM	Erro Quadrático Médio
EQMN	Erro Quadrático Médio Normalizado
fBm	fractional Brownian motion
FIFO	First-In First-Out
GPS	Generalized Processor Sharing
HSPA	High Speed Packet Access
ITU	International Telecommunication Union
KS	Kolmogorov-Smirnov
LBL	Lawrence Berkeley Laboratory
LDT	Large Deviation Theory

LTE	Long Term Evolution
LTE-A	Long Term Evolution-Advanced
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OFDMA	Orthogonal Frequency-Division Multiple Access
PDF	Probability Density Function
PF	Proportional Fair
PMF	Probability Mass Function
PSO	Particle Swarm Optimization
QA	Queue-Aware
QAM	Quadrature Amplitude Modulation
QPSK	Quadrature Phase Shift Keying
QoS	Quality of Service
Max C/I	Maximum Carrier to Interference Ratio
mBm	multifractal Brownian motion
MCS	Modulation and Coding Scheme
MIMO	Multiple Input Multiple Output
MMPP	Markov Modulated Poisson Process
MSQ	MultiScale Queuing
MWM	Multifractal Wavelet Model
RB	Resource Block
SC-FDM	Single-Carrier Frequency Division Multiplexing
SLA	Service Level Agreement
SNR	Signal-to-Noise Ratio
TDMA	Time Division Multiple Access
TTI	Transmission Time Interval
UE	User Equipment
UMTS	Universal Mobile Telecommunication System
VSCM	Variable Scale parameter Cauchy Multiplier
VVGM	Variable Variance Gaussian Model
W-CDMA	Wideband-Code Division Multiple Access
WiMAX	Worldwide Interoperability for Microwave Access

Introdução

Os fluxos de redes de computadores podem englobar diferentes protocolos e conteúdos provenientes de diversas tecnologias de acesso ao meio de comunicação. A heterogeneidade dessas redes proporciona um comportamento de tráfego variável, com presença de rajadas e de difícil predição [105]. De fato, o rápido desenvolvimento de novas tecnologias, tanto em *hardware*, quanto em *software*, torna desafiadora a tarefa de projetar e gerenciar redes de dados, visto que o aumento do tráfego demanda capacidade de transmissão e tratamento de informações em escala cada vez maior [57]. Nesse cenário, as redes estão suscetíveis aos picos de transmissão de dados, ao congestionamento e à multiplicação de gargalos por toda a sua extensão [70, 96].

A melhoria no desempenho dessas redes é certamente um dos temas que merecem mais atenção da comunidade científica associada às redes de comunicações. Assim, o desempenho de redes é alvo de pesquisas constantes, e muitos são os trabalhos propondo modelos para descrição do tráfego de redes [51, 56, 89], mecanismos de predição [9, 76, 104], métodos de controle de tráfego [60, 102], meios de estimação de parâmetros relacionados à Qualidade de Serviço (QoS - *Quality of Service*) [8, 88, 98] e controle de admissão de fluxos [50, 54, 82, 104], além de outras propostas que visam a melhoria no desempenho de redes que utilizam diferentes tecnologias e cenários [29, 108].

Essas pesquisas têm mostrado que técnicas de análise que proporcionam uma melhor compreensão do comportamento do tráfego de redes são muito importantes na concepção e otimização de redes de comunicações [43]. Uma vez compreendido o comportamento do tráfego, pode-se prever o desempenho da rede por meio de técnicas analíticas ou por meio de simulação e assim propor mecanismos mais eficientes para provisão de Qualidade de Serviço (QoS) e escalonamento de recursos de rede. Assim, a análise, a modelagem e as estimativas de parâmetros de QoS contribuem para a tomada de decisões adequadas relativas ao projeto, implantação e gestão de redes [9, 57].

Dentre os modelos existentes, modelos monofractais e multifractais têm recebido grande atenção devido aos seus desempenhos em termos de análise e modelagem relacionados ao tráfego real de redes [97]. Modelos multifractais possuem dependência de longa duração como os modelos monofractais, mas também apresentam diferentes leis

de escala, podendo assim capturar as características de pequena escala dos fluxos de tráfego [30, 79, 88, 106]. Para esses modelos, o tratamento analítico é geralmente mais difícil que para os modelos Markovianos e impõe limitações ao estudo e projeto relacionados ao atendimento de métricas de QoS, dentre as quais pode-se citar a perda de *bytes* devido à probabilidade de transbordo do *buffer*.

A estimativa de parâmetros de QoS é ainda mais difícil em ambientes multiusuários e de rede sem fio, onde as condições de acesso ao meio são bem específicas e mais suscetíveis às incertezas do que no meio com fio. As características estocásticas desses ambientes sugerem que estimativas baseadas em modelos adaptativos podem ser mais assertivas do que aquelas de modelos estáticos (não adaptativos), visto que as estimativas podem ser feitas à medida que as mudanças na rede ocorrem.

O Cálculo de Rede (*Network Calculus*) é uma ferramenta da teoria de filas que fornece meios determinísticos e estatísticos para estimação de parâmetros de QoS, tais como *backlog* e retardo [21]. O retardo máximo, por exemplo, pode ser estimado se forem conhecidos os processos envelope de chegada e de saída de uma rede [6, 55]. O processo envelope de chegada depende do comportamento do elemento de rede que gera o tráfego e pode estar associado a modelos conhecidos de tráfego [65], como é o caso do processo envelope do fBm (*fractional Brownian motion*) [63]. O processo envelope de chegada é comumente chamado apenas de processo envelope. O processo envelope de saída é mais conhecido como curva de serviço. A curva de serviço descreve o conjunto de recursos oferecidos aos usuários de uma rede [31].

Uma curva de serviço pode ser exata, máxima ou mínima. As curvas exatas descrevem com perfeição o serviço oferecido por uma rede ou sistema. O algoritmo de balde furado e o servidor com taxa de transmissão constante, por exemplo, oferecem uma curva de serviço exata [31]. Por outro lado, em ambientes de múltiplo acesso, é comum falar-se em curvas máximas e mínimas, visto que nesses ambientes fatores estocásticos estão geralmente envolvidos. Uma curva de serviço máxima pode ser utilizada para limitar o serviço oferecido a determinados usuários de rede. Já a curva de serviço mínima encontra aplicações na oferta de garantias de parâmetros de Qualidade de Serviço (QoS). Utilizando cálculo de rede, uma curva de serviço mínima pode ser utilizada para garantir que usuários de uma rede não terão retardo acima de um limiar pré-determinado [6].

As curvas de serviço estão geralmente associadas a políticas de escalonamento de recursos de rede. Em redes de acesso sem fio baseadas no OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*), tais como WiMAX (*Worldwide Interoperability for Microwave Access*) e LTE (*Long Term Evolution*), os usuários competem por recursos tanto no domínio do tempo quanto da frequência. A estação base utiliza políticas de escalonamento para determinar quantos e quais recursos serão atribuídos a cada usuário. Os algoritmos de escalonamento de recursos dessas redes podem utilizar diferentes critérios, dependendo

da rede e do cenário onde são utilizados. Quando esses algoritmos levam em consideração as condições de qualidade de sinal do canal de comunicação, eles são chamados de sensíveis ao canal (*Channel-Aware*); quando utilizam informações das filas dos usuários na estação base, eles são considerados sensíveis à fila (*Queue-Aware*); quando utilizam sensibilidade a esses dois fatores, eles são chamados de CAQA (*Channel-Aware and Queue-Aware*).

Esta tese propõe:

1. Um Modelo Multifractal Adaptativo baseado em uma cascata multiescala no domínio *Wavelet*;
2. Uma equação para o processo envelope do Modelo Multifractal Adaptativo proposto;
3. Uma equação para cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer* baseada no Modelo Multifractal Adaptativo proposto;
4. A aplicação de curva de serviço para estender o uso da equação para estimação da probabilidade de transbordo do *buffer* a um ambiente multiusuário de rede sem fio que utiliza a tecnologia OFDM/TDMA;
5. O cálculo do retardo máximo dos usuários da rede OFDM/TDMA por meio do processo envelope proposto e de Cálculo de Rede;
6. Um algoritmo de escalonamento de recursos do tipo CAQA para redes LTE;
7. Uma curva de serviço mínima para o escalonador proposto;
8. A garantia de retardo máximo para os usuários de uma rede LTE utilizando a curva de serviço mínima proposta.

O restante desta tese está organizado da seguinte forma: no Capítulo 2, introduz-se a análise multifractal; apresenta-se trabalhos relacionados à modelagem multifractal; propõe-se um Modelo Multifractal Adaptativo e compara-se o desempenho do modelo proposto com trabalhos presentes na literatura; no Capítulo 3, introduz-se a teoria do Cálculo de Rede, propõe-se uma equação para o processo envelope do Modelo Multifractal Adaptativo proposto no Capítulo 2 e os resultados obtidos são comparados aos de outros métodos presentes na literatura; no Capítulo 4, descreve-se trabalhos relacionados ao cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer*; deriva-se uma nova equação para cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer* baseada no Modelo Multifractal Adaptativo proposto no Capítulo 2, e analisa-se os resultados em comparação a dois outros métodos presentes na literatura; no Capítulo 5, discute-se sobre o cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer* em ambientes multiusuários; apresenta-se um cenário de rede sem fio baseado no OFDM e propõe-se a extensão da equação proposta no Capítulo 4 para o cenário descrito, utilizando uma curva de serviço; além disso, utiliza-se Cálculo de Rede para estimação do tamanho da fila (*backlog*) em um *buffer* de um servidor em função das variações de sua capacidade de transmissão e o retardo máximo dos usuários

da rede OFDM/TDMA e apresenta-se os resultados obtidos por meio de simulações para diferentes cenários; no Capítulo 6, descreve-se algoritmos de escalonamento de recursos para redes LTE e propõe-se um algoritmo do tipo CAQA (*Channel-Aware and Queue-Aware*). Para tanto, utiliza-se o conceito de EESM (*Exponential Effective Signal to noise ratio Mapping*) e a equação de probabilidade de transbordo do *buffer* proposta no Capítulo 4; ainda no Capítulo 6, propõe-se uma curva de serviço mínima para o usuário baseada no escalonador proposto e uma abordagem para garantir o retardo máximo dos usuários da rede LTE; por fim, no Capítulo 7, conclui-se e apresenta-se algumas perspectivas para trabalhos futuros.

Modelo Multifractal Adaptativo para o Tráfego de Redes

A teoria sobre os fractais não utiliza uma definição breve e rígida para o que seja um fractal. Mandelbrot utilizou a ineficiência da geometria Euclidiana em descrever diversas formas da natureza, tais como árvores e montanhas, como motivação para seu trabalho sobre fractais [62]. De uma forma simplificada, Mandelbrot definiu fractal como uma família de formas utilizada para descrever um conjunto de padrões irregulares e fragmentados presentes na natureza [62].

De uma maneira geral, os fractais são descritos na literatura em função de um conjunto de comportamentos e características, tais como a autossimilaridade, fenômenos com padrões que se repetem em diferentes escalas e com estruturas irregulares [58].

Os multifractais são caracterizados por um conjunto de dimensões fractais e utilizados para tratar fenômenos que ocorrem em múltiplas escalas e dimensões. [30].

A análise utilizada para tratar fenômenos com características multifractais é chamada de análise multifractal. Essa análise tem aplicações na descrição de comportamentos locais de medidas e funções de maneira geométrica e estatística. Ela foi primeiramente introduzida em estudos envolvendo turbulência [63]. Assim como os fractais, multifractais são utilizados em diversas áreas da ciência, tais como: biologia, física, cosmologia e geologia. A análise multifractal também é utilizada em aplicações de engenharia e computação, como no reconhecimento de padrões, no processamento de sinais, na compressão de imagens, na classificação de séries temporais e na modelagem de tráfego de redes de computadores [88, 92, 97, 106].

Na análise multifractal, verifica-se o comportamento em escala de momentos estatísticos dos processos para estimar suas regularidades locais [30, 79, 87]. Por meio de ferramentas da análise multifractal, algumas propriedades encontradas em processos reais podem ser verificadas. O tráfego de redes, por exemplo, ao ser considerado multifractal significa que possui uma estrutura de forte dependência entre as amostras com incidência de rajadas em várias escalas [88]. Essas características podem degradar o desempenho de rede em relação a fluxos de tráfego considerados gaussianos e de curta-dependência [79].

A seguir, define-se um processo multifractal.

Definição 1: Um processo estocástico $X(t)$ é multifractal se satisfaz a seguinte equação:

$$\mathbb{E}[|X(t)|^q] = c(q)t^{\tau(q)+1}, \quad (2-1)$$

onde $t \in T$ e $q \in Q$, T e Q são intervalos na reta real, $\tau(q)$ e $c(q)$ são funções com domínio Q . Normalmente, assume-se que T e Q têm comprimentos positivos, e que $0 \in T$, $[0, 1] \subseteq Q$.

A Definição 1 permite que a *multifractalidade* possa ser descrita em termos de momentos, onde $\tau(q)$ é a função de escala e $c(q)$ é o fator de momento de um processo multifractal para o q -ésimo momento considerado. Caso $\tau(q)$ tenha um comportamento linear ou próximo deste em função de q , o processo é dito ser monofractal, caso contrário, é multifractal [79, 88, 89]. Em [56, 89, 103], os autores apresentaram diversos testes relacionados às funções $\tau(q)$ e $c(q)$ que indicam *multifractalidade* em séries reais de tráfego de redes de computadores obtidas em redes com fio e sem fio.

Neste capítulo, serão apresentados trabalhos relacionados à modelagem multifractal do tráfego de redes presentes na literatura e será proposto um Modelo Multifractal Adaptativo baseado em uma cascata multiescala no domínio *Wavelet*.

2.1 Trabalhos Relacionados à Modelagem Multifractal

Dentre os modelos multifractais existentes na literatura, destacam-se o VVGM (*Variable Variance Gaussian Model*), o VSCM (*Variable Scale parameter Cauchy Multiplier*) e o MWM (*Multifractal Wavelet Model*).

O VVGM, apresentado em [51], baseia-se em uma cascata multiplicativa onde os valores correspondentes aos multiplicadores da cascata são obtidos a partir de amostras de uma variável aleatória com distribuição de probabilidade Gaussiana a cada estágio da cascata. Ou seja, nesse modelo assume-se que a distribuição dos multiplicadores é Gaussiana com média fixa e igual a $1/2$ e variância que muda a cada escala da cascata, à medida que ela é sintetizada. Segundo os autores em [51], o modelo é apropriado para descrever o tráfego de redes com características autossimilares, variações multiescalas e rajadas. Entretanto, como a média dos multiplicadores não varia com a escala, o desempenho do modelo pode ficar comprometido quando são consideradas séries de tráfego que apresentam comportamentos distintos em diferentes escalas.

Mais recentemente, os autores em [107] propuseram o VSCM, um modelo multifractal baseado em cascata multiplicativa similar ao VVGM, entretanto, nesse modelo os multiplicadores são modelados por meio de uma distribuição de Cauchy. Assim como no

VVGM, no VSCM a média dos multiplicadores também é fixa, e o parâmetro de escala da distribuição de Cauchy é que varia a cada escala.

Riedi *et al.* propuseram o modelo multifractal MWM (*Multifractal Wavelet Model*) baseado na *Wavelet* de Haar para caracterizar o tráfego de redes [88]. O MWM é baseado em uma cascata multiplicativa no domínio *Wavelet*. Para gerar um processo segundo o modelo MWM, é preciso aplicar a transformada *Wavelet* discreta (DWT - *Discrete Wavelet Transform*) ao tráfego de rede, calcular os momentos de segunda ordem dos coeficientes *Wavelet* em cada escala, a média e a variância dos coeficientes na escala de menor resolução e calcular uma variável usada para capturar o decaimento de energia dos coeficientes *Wavelet* em escala. O MWM produz distribuição aproximadamente lognormal e é muito utilizado para modelagem do tráfego de redes [86, 88]. Apesar disso, o MWM processa todas as amostras de tráfego para calcular os parâmetros que definirão a série sintética, enquadrando o modelo na classe de modelos estáticos. Nesta tese, define-se modelo estático como todo modelo não adaptativo, cujos parâmetros não são atualizados em função do tempo. O MWM é melhor descrito na seção 2.2.

A seção 2.3 apresenta uma contribuição deste trabalho para a área de modelagem do tráfego de redes. É proposto um modelo que é multiescala, multifractal, adaptativo e baseado em proposições analíticas que facilitam o seu uso na derivação de diferentes propostas para avaliação e melhoria do desempenho de redes.

2.2 O MWM (*Multifractal Wavelet Model*)

Dentre os modelos apresentados na seção 2.1, o MWM merece destaque, visto que, geralmente, o seu desempenho não é degradado quando fluxos de tráfego não-Gaussianos são considerados.

No MWM, um sinal $C(t)$ positivo no tempo t , estacionário e que pode apresentar longa-dependência entre as amostras é representado no domínio *Wavelet*. Assim, seja $C^{fs}[k]$ um sinal discreto no tempo k e uma aproximação de $C(t)$ na resolução de 2^{-fs} , onde fs (*finest scale*) é a variável relacionada à escala de tempo mais fina (de maior resolução) de uma cascata multiplicativa binária. Utilizando a *Wavelet* de Haar, o processo discreto $C^{fs}[k]$ assume valores que correspondem à integral de $C(t)$ no intervalo $[k2^{-fs}, (k+1)2^{-fs}]$. Esse processo pode ser matematicamente descrito pela seguinte equação:

$$C^{(fs)}[k] = \int_{k2^{-fs}}^{(k+1)2^{-fs}} C(t)dt = 2^{-fs/2}U_{fs,k}. \quad (2-2)$$

Nesse modelo, pode-se relacionar o deslocamento k_j (o índice j relaciona o instante de tempo k à escala j) de um coeficiente de escala U_{j,k_j} ao deslocamento de um de seus dois descendentes diretos k_{j+1} por meio de $k_{j+1} = 2k_j + k'_j$, onde $k'_j = 0$

corresponde ao descendente levogiro (à esquerda e em baixo) do coeficiente de escala U_{j,k_j} da cascata e $k'_j = 1$ ao descendente dextrogiro (à direita e em baixo) do coeficiente de escala U_{j,k_j} da cascata, conforme pode ser observado por meio da Figura 2.1.

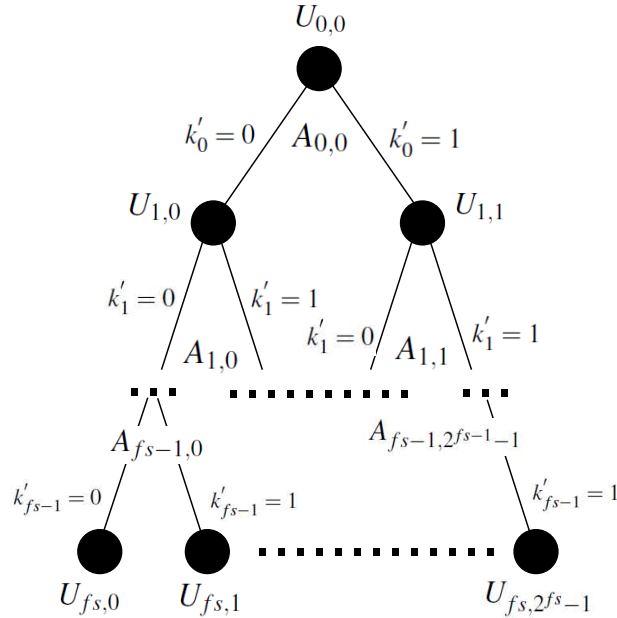


Figura 2.1: Cascata multiplicativa formada pelos coeficientes de escala $U_{j,k}$ e pelos multiplicadores $A_{j,k}$. Os valores de k'_j representam os descendentes levogiros e dextrogiros da cascata na escala j .

Para a *Wavelet* de Haar, os coeficientes de escala $U_{j,k}$, onde j representa a escala de tempo e k o instante de tempo, podem ser recursivamente calculados conforme a seguintes equações:

$$U_{j+1,2k} = \left(\frac{1 + A_{j,k}}{\sqrt{2}} \right) U_{j,k}, \quad (2-3)$$

$$U_{j+1,2k+1} = \left(\frac{1 - A_{j,k}}{\sqrt{2}} \right) U_{j,k}. \quad (2-4)$$

De maneira similar, os coeficientes de escala $U_{j,k}$ podem ser recursivamente calculados em função dos coeficientes *Wavelets* $W_{j,k}$, conforme as seguintes equações:

$$U_{j+1,2k} = 2^{-1/2}(U_{j,k} + W_{j,k}), \quad (2-5)$$

$$U_{j+1,2k+1} = 2^{-1/2}(U_{j,k} - W_{j,k}). \quad (2-6)$$

A restrição $|W_{j,k}| \leq U_{j,k}$ garante que o processo resultante $U_{j,k}$ seja positivo [88]. A Figura 2.2 ilustra como os coeficientes de escala na escala $j + 1$ podem ser obtidos por meio dos coeficientes de escala na escala j .

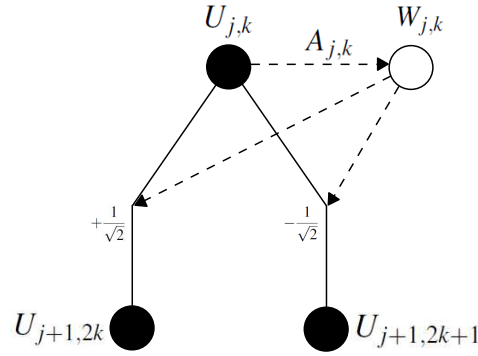


Figura 2.2: Na escala j , os coeficientes Wavelets são obtidos por meio do produto $W_{j,k} = A_{j,k}U_{j,k}$. Na escala $j + 1$, os coeficientes de escala $U_{j+1,2k}$ e $U_{j+1,2k+1}$ são calculados a partir das somas e diferenças de $U_{j,k}$ e $W_{j,k}$ (normalizado por $1/\sqrt{2}$) – Figura adaptada de [88].

No MWM, é possível escrever os coeficientes de escala e os coeficientes *Wavelet* como:

$$U_{j,k_j} = 2^{-j/2} U_{0,0} \prod_{i=0}^{j-1} [1 + (-1)^{k'_i} A_{i,k_i}], \quad (2-7)$$

$$W_{j,k_j} = 2^{-j/2} A_{j,k_j} U_{0,0} \prod_{i=0}^{j-1} [1 + (-1)^{k'_i} A_{i,k_i}]. \quad (2-8)$$

Assume-se que, em cada escala j , os multiplicadores $A_{j,k}$, $k = 0, 1, \dots, 2^j - 1$, são independentes e identicamente distribuídos (i.i.d) de acordo com alguma variável aleatória simétrica $A_j \in [-1, 1]$, onde A_j representa o vetor de multiplicadores $A_{j,k}$ na escala j e para todos os valores de k . Então, fazendo $j = fs$ em (2-7) e (2-8), e a partir de (2-2), tem-se:

$$C^{(fs)}[k] \stackrel{d}{=} 2^{-fs} U_{0,0} \prod_{j=0}^{fs-1} [1 + A_j]. \quad (2-9)$$

A equação (2-9) relaciona, em igualdade de distribuição, o processo de tráfego sintético $C^{(fs)}[k]$ na escala mais fina (de maior resolução) ao coeficiente de escala na escala mais grosseira $U_{0,0}$ (de menor resolução) e aos multiplicadores A_j . Para gerar o processo sintético de uma série temporal de 2^{fs} amostras, primeiro o MWM processa todas as amostras e gera os parâmetros do modelo que definem a série temporal, posteriormente o processo sintético é gerado com base nesses parâmetros. O processamento é estático e o número de parâmetros é proporcional ao número de amostras da série temporal. Maiores detalhes sobre o modelo MWM podem ser encontrados em [86, 87, 88].

A seguir, na seção 2.3, será apresentado um Modelo Multifractal Adaptativo onde os dados são processados à medida que são disponibilizados. Dessa forma, obtém-se um modelo adequado para aplicações que exigem processamento em tempo real.

O modelo calcula os parâmetros da janela de tempo atual com base nos parâmetros calculados na janela de tempo anterior, ou seja, de modo recursivo e, por isso, pode entregar maior eficiência no uso de recursos de processamento do que o MWM.

2.3 Modelo Multifractal Adaptativo

Atualmente, pesquisas têm sido conduzidas voltadas ao desenvolvimento de mecanismos e protocolos para a coleta em tempo real de estatísticas e características do tráfego de redes [10, 59, 61, 71]. De fato, há uma demanda pela gestão de redes com uma arquitetura que se adapte conforme as nuances do sistema e dos ativos de rede. Comparativamente aos cenários pesquisados, muitos trabalhos não possuem enfoque prático e, por isso, a maior parte das decisões de projetos de redes é deixada a critério de projetistas e operadores.

Embora, com as ferramentas atuais, os dados dos fluxos de redes sejam facilmente coletados e, a partir desses fluxos, ser possível a extração de um conjunto útil de dados, muitas vezes há muita informação para manter por um longo tempo. Por isso, é essencial que a análise desses dados seja feita em tempo real, ou em janelas de tempo com tamanho que não comprometa os recursos disponíveis para armazenamento, processamento e análise de dados.

Nesse cenário, o desempenho de redes controladas por mecanismos baseados em análise multifractal para caracterização de seus fluxos pode ser ainda melhorado utilizando-se esquemas com adaptação de parâmetros, os quais podem oferecer um desempenho superior em relação aos esquemas estáticos (não adaptativos).

Nesta seção, propõe-se um modelo eficiente de descrição do comportamento do tráfego de redes que não seja dependente de toda a série de tráfego. Para esse fim, o modelo proposto calcula parâmetros de rede de maneira recursiva e apenas os parâmetros são armazenados. Esse modelo, baseado em análise multifractal, é utilizado nos capítulos seguintes para calcular também de maneira recursiva o processo envelope do tráfego de chegada de cada usuário e a probabilidade de transbordo do *buffer* de um ambiente de rede sem fio com múltiplos usuários.

Resumidamente, os parâmetros do modelo são calculados de maneira recursiva e, para cada instante t , não é necessário processar todas as amostras de tráfego que chegaram no intervalo $(0, t]$, considerando que esse intervalo pode ser dividido em janelas de tempo de tamanho W . À medida que os dados chegam ao servidor, para cada janela de tempo processada, apenas os parâmetros são armazenados. Os parâmetros da janela seguinte são calculados com base nos dados da janela atual e com base nos parâmetros da janela anterior.

Um modelo de cálculo recursivo de parâmetros pode ser superior ao modelo estático, quando aplicações de tempo real exigirem processamento adaptativo dos dados.

O Modelo Multifractal Adaptativo baseia-se em uma cascata multiplicativa no domínio *Wavelet* que processa os dados de tráfego disponíveis e, a partir deles, calcula parâmetros que poderão ser utilizados a qualquer tempo para gerar processos sintéticos de tráfego com características similares às do tráfego real. Dentre essas características, pode-se citar a autossimilaridade e a longa dependência entre as amostras, duas características comumente encontradas em séries reais de tráfego de rede. Processos sintéticos de tráfego de rede gerados a partir de cascatas multiplicativas no domínio *Wavelet* podem apresentar, de forma intrínseca, características de autossimilaridade e longa dependência, visto que as amostras do processo sintético são obtidas a partir de cálculos recursivos de parâmetros do topo para a base da cascata. Portanto, apesar do Modelo Multifractal Adaptativo processar amostras de tráfego de forma adaptativa, a atualização recursiva dos parâmetros do modelo e a estrutura de sua cascata multiplicativa no domínio *Wavelet* podem fornecer estimativas acuradas para características de autossimilaridade e longa dependência entre as amostras, conforme será apresentado na seção 2.4 (Resultados e Discussões) por meio do parâmetro de Hurst e do decaimento da função de autocorrelação (ACF - *AutoCorrelation Function*) das séries reais de tráfego de rede (ver Apêndice A) em comparação às séries sintéticas obtidas a partir do Modelo Multifractal Adaptativo proposto e a partir de outros modelos presentes na literatura.

Os parâmetros calculados estão relacionados aos multiplicadores A_j da cascata e ao tráfego agregado na escala mais grosseira $U_{0,k}$ da cascata, onde $k = 0, \dots, K - 1$ e K é o número de janelas de tempo consideradas.

A partir da análise de uma cascata multiplicativa construída a partir de séries reais de tráfego de rede (ver Apêndice A), notou-se que uma estimativa da PDF (*Probability Density Function*) dos multiplicadores A_j , feita a partir de um método não-paramétrico de determinação de densidade de probabilidade (método de kernel) [101], tinha uma forma similar à PDF de uma distribuição Gaussiana (curva em forma de sino). Assim, levantou-se a hipótese de que os valores de A_j poderiam ser modelados por meio de uma distribuição Gaussiana.

As estatísticas dos coeficientes de escala $U_{0,k}$ também foram analisadas. Para as séries de tráfego utilizadas, a estimativa da PDF de $U_{0,k}$ apresentou uma curva de característica variável em função da série utilizada. Assim, um conjunto de distribuições foi utilizado para determinar quais delas melhor se ajustariam estatisticamente aos valores de $U_{0,k}$. A partir dos resultados obtidos, levantou-se uma segunda hipótese, de que os valores de $U_{0,k}$ poderiam ser modelados por meio de uma distribuição Gama. Essas hipóteses são verificadas, a seguir, na subseção 2.3.1. Por fim, na subseção 2.3.2, o Modelo Multifractal Adaptativo é proposto.

2.3.1 Modelagem dos Multiplicadores A_j e dos Coeficientes de Escala $U_{0,k}$ de uma Cascata Multifractal no Domínio *Wavelet*

O teste de Kolmogorov-Smirnov [67], ou simplesmente KS-teste, fornece uma avaliação para a hipótese nula de que certos dados tenham sido obtidos de uma distribuição normal, contra a hipótese alternativa dos dados não serem provenientes de tal distribuição. O resultado do teste, geralmente denotado pela variável binária h , pode ser interpretado da seguinte forma: se o valor de h é 1, então o teste rejeita a hipótese nula com nível de significância de 5%, caso contrário h será 0 [67].

Além de h , o KS-teste também retorna o valor da variável p , contida no intervalo $[0, 1]$. O valor de p é a probabilidade de se observar um teste com resultado tão crítico quanto, ou mais crítico do que, o valor observado sob a hipótese nula. Os valores assumidos por p podem ser interpretados da seguinte forma: quanto mais próximo de 0, maior é a dúvida sobre a validade da hipótese de nulidade [67].

A primeira hipótese nula que foi levantada é a hipótese de que os multiplicadores A_j , da cascata multiplicativa que representa a série real de tráfego, podem ser descritos por uma distribuição Gaussiana.

A Tabela 2.1 apresenta os resultados obtidos por meio do KS-teste. Os testes foram conduzidos para várias séries reais de tráfego e para múltiplas escalas de tempo j ; detalhes sobre as séries de tráfego utilizadas são apresentados no Apêndice A. A análise da Tabela 2.1 nos permite dizer que a hipótese nula dos multiplicadores A_j serem provenientes de uma distribuição Gaussiana não pode ser rejeitada com nível de significância de 5%, visto que para todos os casos analisados foram encontrados $h = 0$. Os valores de p , em geral, bem superiores a 5%, corroboram no sentido da aceitação da hipótese.

A título de ilustração, a Figura 2.3 apresenta as CDFs (*Cumulative Distribution Functions*) dos multiplicadores A_j obtidos a partir da série de tráfego real dec-pkt-1 para diferentes valores de j , em comparação com as CDFs geradas a partir de distribuições Gaussianas.

A Figura 2.4 apresenta o gráfico quantil-quantil (*q-q plot*) dos multiplicadores A_j obtidos a partir da série de tráfego real dec-pkt-1 (Apêndice A). O *q-q plot* exibe uma curva com quantis de amostras da série real contra quantis teóricos de uma distribuição normal. Se a distribuição da série real puder ser modelada por uma distribuição normal, o gráfico será aproximadamente linear [66].

Os resultados obtidos e exibidos na Tabela 2.1 e ilustrados pelas Figuras 2.3, 2.4 e 2.5 indicam que uma distribuição Gaussiana pode ser usada para modelar os valores dos multiplicadores A_j .

Ao contrário do que ocorre com os multiplicadores A_j , os coeficientes de escala

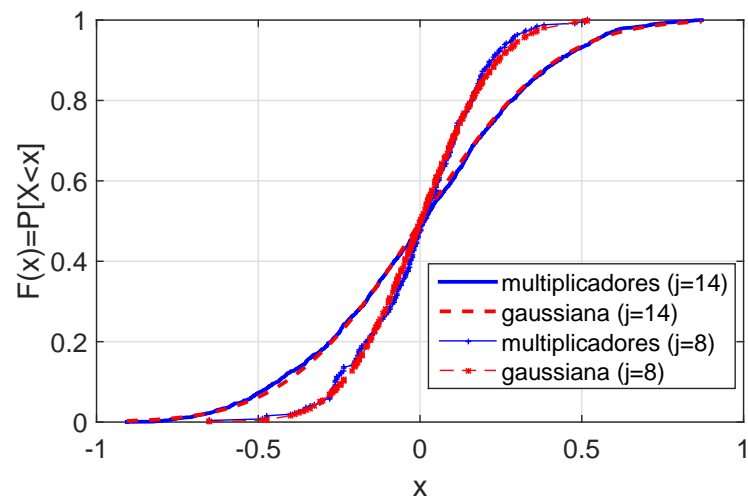


Figura 2.3: CDFs dos multiplicadores A_j obtidos a partir da série de tráfego real dec-pkt-1.

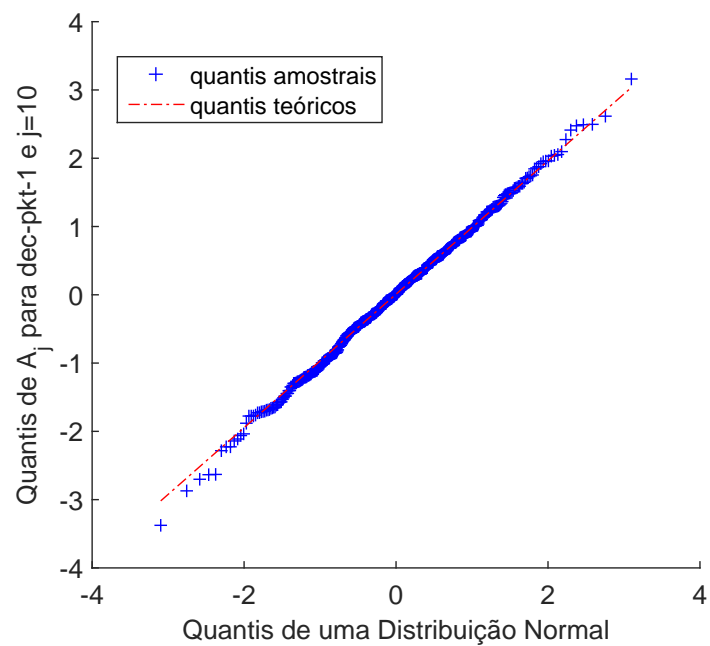


Figura 2.4: q - q plot para os multiplicadores A_j obtidos a partir da série de tráfego real dec-pkt-1 e $j=10$.

Tabela 2.1: Teste de Kolmogorov-Smirnov

dec-pkt-1			dec-pkt-2			lbl-pkt-4			lbl-pkt-5			Waikato1			Waikato2		
j	h	p	j	h	p	j	h	p	j	h	p	j	h	p	j	h	p
6	0	0.92	6	0	0.34	3	0	0.46	3	0	0.92	4	0	0.29	4	0	0.87
10	0	0.97	10	0	0.74	6	0	0.83	6	0	0.96	7	0	0.71	7	0	0.34
14	0	0.71	14	0	0.07	9	0	0.31	9	0	0.41	10	0	0.42	10	0	0.36

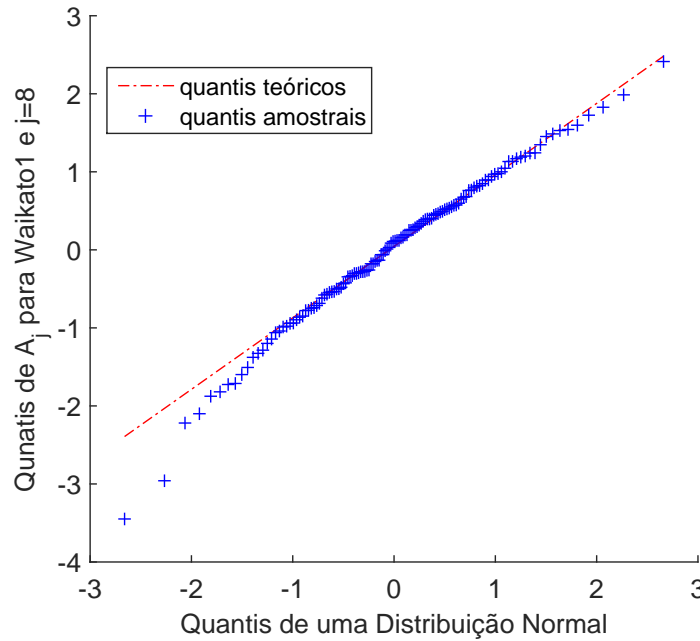


Figura 2.5: *q-q plot para os multiplicadores A_j obtidos a partir da série de tráfego real Waikato1 e $j=8$.*

$U_{0,k}$ podem variar consideravelmente em função da série de tráfego analisada e em função do valor de K , onde $k = 0, \dots, K - 1$. Assim, para modelagem de $U_{0,k}$, comparar a escolha de uma distribuição dentre várias distribuições disponíveis pode ser mais eficiente do que a hipótese de modelagem por meio de uma distribuição específica.

A seguir, é apresentado um esquema de pontuação que tem o objetivo de escolher uma distribuição, dentre um grupo de distribuições paramétricas, que melhor modele os valores de $U_{0,k}$, onde $U_{0,k}$ são os coeficientes de escala na escala de menor resolução.

Seja N o número de distribuições avaliadas, A o número de séries de tráfego utilizadas e B a quantidade de simulações realizadas para diferentes valores de K , onde K é o número mínimo de amostras do coeficiente de escala na escala mais grosseira da cascata multifractal, isto é, $U_{0,k}$. O valor de K também representa o número de janelas utilizadas. Seja $s_{a,b}$ a pontuação de uma distribuição para a série de tráfego a e simulação b para um valor específico de K . S_{dist} é a pontuação total recebida por uma distribuição, calculada conforme a seguinte equação:

$$S_{dist} = \sum_{b=1}^B \sum_{a=1}^A s_{a,b}, \quad (2-10)$$

onde $s_{a,b}$ é a pontuação atribuída a série de tráfego a na simulação b , e cada simulação é feita para um valor de K diferente.

Como exemplo, a Tabela 2.2 apresenta as distribuições avaliadas e as pontuações atribuídas a $s_{a,b}$ para a série de tráfego dec-pkt-1 e para $K = 16$. Recebe a maior pontuação

N , a distribuição considerada mais adequada para modelar os valores de $U_{0,k}$ segundo um critério específico. Os critérios utilizados são BIC (*Bayesian Information Criterion*) e AIC (*Akaike Information Criterion*) [91]. A segunda melhor distribuição recebe pontuação $N - 1$, a terceira recebe $N - 2$ e assim consecutivamente.

O critério de informação de Akaike (AIC) é um critério para seleção de modelos dentre um conjunto finito de modelos; o modelo com o menor AIC é o escolhido. O AIC está baseado no critério de máxima verossimilhança. Ao analisar modelos e dados é possível aumentar a probabilidade de maior similaridade entre o modelo e os dados analisados por meio da adição de parâmetros. No entanto, quanto mais parâmetros, mais complexo pode ficar o modelo. O AIC tenta resolver esse problema por meio da introdução de penalidades para o número de parâmetros do modelo [91]. O BIC baseia-se no AIC, mas atribui uma penalidade maior para a adição de parâmetros, e esse é o motivo do BIC ser utilizado neste trabalho, pois deseja-se aplicar um modelo paramétrico eficiente com o mínimo possível de parâmetros para modelar $U_{0,k}$. Conforme pode ser observado por meio da Tabela 2.2, quanto menor o valor de BIC, maior a pontuação $s_{a,b}$ atribuída a uma distribuição.

Tabela 2.2: Exemplo de pontuação $s_{a,b}$ para a série de tráfego dec-pkt-1 e $K = 16$

Distribuição	BIC	AIC	$s_{a,b}$	
lognormal	413.3766	411.8314	N	12
gama	413.4496	411.9044	$N - 1$	11
Nakagami	413.6485	412.1033	$N - 2$	10
Rice	414.0766	412.5315	$N - 3$	9
normal	414.1354	412.5902	$N - 4$	8
Weibull	414.6863	413.1411	$N - 5$	7
log-logística	414.7526	413.2075	$N - 6$	6
logística	415.2654	413.7202	$N - 7$	5
t -não central	416.8754	414.5576	$N - 8$	4
Gumbel	416.9508	415.4056	$N - 9$	3
Rayleigh	427.4823	426.7097	$N - 10$	2
exponencial	447.5362	446.7636	$N - 11$	1

O procedimento utilizado para gerar os valores da Tabela 2.2 é repetido $A \times B$ vezes, ou seja, para A séries de tráfego diferentes e para B valores diferentes de K , e então a pontuação total para cada distribuição é calculada por meio da equação (2-10). Quanto maior o valor de S_{dist} , maior é a capacidade da distribuição em representar os valores reais de $U_{0,k}$.

Na Tabela 2.3, são apresentados os resultados da aplicação da equação (2-10) para as séries de tráfego dec-pkt-1, dec-pkt-2, lbl-pkt-4, lbl-pkt-5, Waikato1 e Waikato2,

todas na escala de 100 ms, e para os seguintes valores de K : 8, 16, 32, 64, 128 e 256. Essas séries reais de tráfego de rede estão descritas no Apêndice A.

A Figura 2.6 apresenta a CDF da distribuição Gama em comparação à CDF dos coeficientes de escala $U_{0,k}$ para a série de tráfego dec-pkt-1 na escala de 100 ms e $K = 256$.

Os resultados obtidos indicam que uma distribuição Gama pode ser utilizada para modelar os valores dos coeficientes de escala $U_{0,k}$ na escala de menor resolução.

Tabela 2.3: Pontuação total S_{dist} obtida para cada distribuição.

Distribuição	S_{dist}
gama	317
lognormal	309
Nakagami	301
log-logística	277
Rice	272
Weibull	268
normal	259
logística	242
t -não central	224
Gumbel	199
Rayleigh	97
exponencial	39

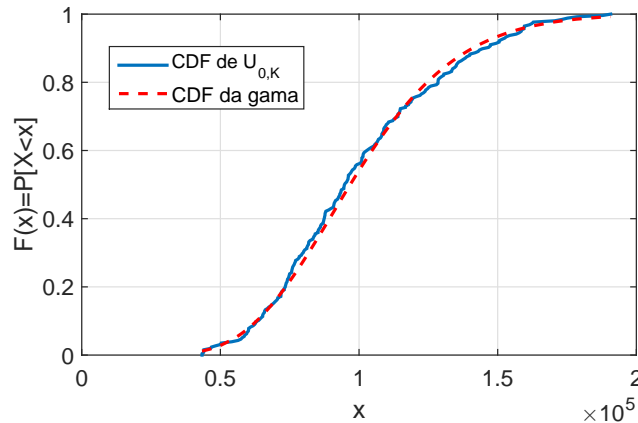


Figura 2.6: CDFs para os valores de $U_{0,k}$ da série dec-pkt-1 com $K = 256$.

2.3.2 Modelo Multifractal Adaptativo: Estimativa Adaptativa de Parâmetros

Nesta seção, são apresentadas proposições, e suas respectivas demonstrações, as quais fundamentam o Modelo Multifractal Adaptativo. Objetiva-se propor um algoritmo

para estimação adaptativa de parâmetros de modo a capturar os momentos dos coeficientes de escala $U_{j,k}$ de uma cascata multiplicativa no domínio *Wavelet*, sem para isso aplicar a Transformada *Wavelet* Discreta (DWT - *Discrete Wavelet Transform* [18]) para toda a série de tráfego, como feito no MWM [88]. Para tal, calcula-se adaptativamente a média μ_j e o desvio padrão σ_j dos multiplicadores A_j (*Proposição 1*), os momentos dos coeficientes de escala $U_{j,k}$ (*Proposição 2*) e os parâmetros α e β para estimação dos coeficientes $U_{j,k}$ na escala de menor resolução, isto é, $U_{0,k}$ (*Proposição 3*).

Proposição 1: *Cálculo dos Parâmetros μ_j e σ_j , média e desvio padrão, respectivamente, dos Multiplicadores A_j na escala j do Modelo Multifractal Adaptativo. O Modelo Multifractal Adaptativo é baseado em uma cascata multiplicativa multiescala cujos parâmetros μ_j e σ_j , média e desvio padrão, respectivamente, descrevem o comportamento dos multiplicadores A_j na escala j . Esses parâmetros são calculados, analiticamente, por meio das seguintes equações:*

$$\mu_j = \frac{\sqrt{2} - m_j}{m_j}, \quad (2-11)$$

$$\sigma_j^2 = \frac{2}{m_j^2} - 1 - 2 \left(\frac{\sqrt{2} - m_j}{m_j} \right) - \left(\frac{\sqrt{2} - m_j}{m_j} \right)^2. \quad (2-12)$$

Demonstração.

O uso de uma distribuição simétrica para os multiplicadores de uma cascata multiplicativa permite escrever, a partir da equação (2-7), os coeficientes a cada escala j para o Modelo Multifractal Adaptativo conforme a equação:

$$U_{j,k_j} = 2^{-j/2} U_{0,0} \prod_{i=0}^{j-1} [1 + A_{i,k_i}]. \quad (2-13)$$

A equação (2-13) define os coeficientes de escala $U_{j,k}$ do modelo proposto no domínio *Wavelet* na escala j e no instante k . Seja m_{j-1}^q a razão de momentos de ordem q de $U_{j-1,k}$ e $U_{j,k}$, conforme a seguinte equação:

$$m_{j-1}^q = \frac{\mathbb{E}[U_{j-1,k}^q]}{\mathbb{E}[U_{j,k}^q]} = 2^{q/2} \mathbb{E}[(1 + A_{j-1})^q]^{-1}. \quad (2-14)$$

A expressão $(1 + A_{j-1})^q$ de (2-14) pode ser reescrita utilizando o teorema do binômio de Newton, da seguinte forma:

$$(1 + A_{j-1})^q = \sum_{k=0}^q \binom{q}{k} 1^{q-k} A_{j-1}^k. \quad (2-15)$$

Utilizando o operador de esperança matemática $\mathbb{E}[\cdot]$ nos dois lados de (2-15), tem-se:

$$\mathbb{E}[(1 + A_{j-1})^q] = \sum_{k=0}^q \binom{q}{k} \mathbb{E}[A_{j-1}^k]. \quad (2-16)$$

Para $q = 1$ em (2-14) e (2-16), obtêm-se:

$$m_{j-1} = \frac{\mathbb{E}[U_{j-1,k}]}{\mathbb{E}[U_{j,k}]} = 2^{1/2} \mathbb{E}[(1 + A_{j-1})]^{-1}, \quad (2-17)$$

$$\mathbb{E}[(1 + A_{j-1})] = 1 + \mathbb{E}[A_{j-1}]. \quad (2-18)$$

Substituindo (2-18) em (2-17):

$$m_{j-1} = 2^{1/2} (1 + \mathbb{E}[A_{j-1}])^{-1}. \quad (2-19)$$

Para $q = 2$ em (2-14) e (2-16), obtêm-se:

$$m_{j-1}^2 = \frac{\mathbb{E}[U_{j-1,k}^2]}{\mathbb{E}[U_{j,k}^2]} = 2 \mathbb{E}[(1 + A_{j-1})^2]^{-1}, \quad (2-20)$$

$$\mathbb{E}[(1 + A_{j-1})^2] = 1 + 2\mathbb{E}[A_{j-1}] + \mathbb{E}[A_{j-1}^2]. \quad (2-21)$$

Substituindo (2-21) em (2-20), obtêm-se:

$$m_{j-1}^2 = 2(1 + 2\mathbb{E}[A_{j-1}] + \mathbb{E}[A_{j-1}^2])^{-1}. \quad (2-22)$$

Conforme apresentado na subseção 2.3.1, assume-se que os multiplicadores A_{j-1} das equações (2-19) e (2-22) podem ser modelados por meio de uma variável aleatória com distribuição Gaussiana cuja função de densidade de probabilidade (PDF) $f_A(a)$ é definida da seguinte maneira [77]:

$$f_{A_{j-1}}(a) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-(a-\mu)^2/2\sigma^2}, \quad a \in (-\infty, \infty). \quad (2-23)$$

Assim, as medidas $\mathbb{E}[A_{j-1}]$ e $\mathbb{E}[A_{j-1}^2]$ de (2-19) e (2-22) podem ser obtidas por meio da função geradora de momentos da distribuição Gaussiana, conforme a seguir [77]:

$$\mathbb{E}(A_{j-1}^k) = \frac{1}{j^k} \left. \frac{\partial^k \Phi_{A_{j-1}}(\omega)}{\partial \omega^k} \right|_{\omega=0}, \quad (2-24)$$

onde

$$\Phi_{A_{j-1}}(\omega) = \mathbb{E} \left(e^{jA_{j-1}\omega} \right) = \int_{-\infty}^{+\infty} e^{ja\omega} f_{A_{j-1}}(a) da. \quad (2-25)$$

Assim, substituindo (2-23) em (2-25) e calculando (2-24) para $k = 1$ e $k = 2$, ou seja, para o primeiro e o segundo momento, têm-se [77]:

$$\mathbb{E}[A_{j-1}] = \mu_{j-1} \quad \text{e} \quad \mathbb{E}[A_{j-1}^2] = \mu_{j-1}^2 + \sigma_{j-1}^2, \quad (2-26)$$

ou, equivalentemente:

$$\mathbb{E}[A_j] = \mu_j \quad \text{e} \quad \mathbb{E}[A_j^2] = \mu_j^2 + \sigma_j^2. \quad (2-27)$$

Substituindo (2-27) em (2-19) e (2-22), obtêm-se:

$$m_j = 2^{1/2}(1 + \mu_j)^{-1}, \quad (2-28)$$

$$m_j^2 = 2(1 + 2\mu_j + \mu_j^2 + \sigma_j^2)^{-1}. \quad (2-29)$$

Isolando μ_j em (2-28) e substituindo em (2-29), obtêm-se μ_j e σ_j , como desejava-se demonstrar:

$$\mu_j = \frac{\sqrt{2} - m_j}{m_j},$$

$$\sigma_j^2 = \frac{2}{m_j^2} - 1 - 2 \left(\frac{\sqrt{2} - m_j}{m_j} \right) - \left(\frac{\sqrt{2} - m_j}{m_j} \right)^2$$

□

Um resultado importante da *Proposição 1* é que, a partir dos momentos dos coeficientes de escala $\mathbb{E}[U_{j,k}^q]$ da cascata multiplicativa, é possível calcular analiticamente os parâmetros para os multiplicadores a cada escala j . O cálculo pode ser feito de modo adaptativo se estimativas desses parâmetros forem realizadas recursivamente, à medida que os dados chegam ao sistema, e se os parâmetros relativos a $(n + 1)$ -ésima janela de tempo forem feitas com base nos parâmetros já calculados na n -ésima janela de tempo.

Na *Proposição 1*, foi apresentado o cálculo dos parâmetros μ_j e σ_j dos multiplicadores A_j do Modelo Multifractal. Na *Proposição 2*, apresentada a seguir, propõe-se a estimação adaptativa dos momentos dos coeficientes de escala ($\mathbb{E}[U_{j,k}^q]$).

Proposição 2: *Cálculo Adaptativo dos Momentos dos Coeficientes de Escala $U_{j,k}$ do Modelo Multifractal.* Os q momentos dos coeficientes de escala $U_{j,k}$ da cascata multiplicativa podem ser calculados recursivamente, a cada janela de tempo n , conforme a seguinte

equação:

$$\mathbb{E}[U_{j,k}^q](n+1) = \left(\frac{n}{n+1}\right) \mathbb{E}[U_{j,k}^q](n) + \frac{\sum_{i=0}^{2^j-1} \tilde{U}_{j,i}^q(n+1)}{(n+1)2^j}, \quad (2-30)$$

onde $\tilde{U}_{j,k}(n+1)$ é o coeficiente de escala na escala j e instante k referente aos novos dados que chegaram na janela de tempo $(n+1)$.

Demonstração.

Seja $K_{r,l}(n)$ um processo de tráfego agregado na escala de tempo r , no instante de tempo l da n -ésima janela de tempo considerada. Considere $\bar{K}_{r,l}$ como a média amostral referente a uma janela de tempo de tamanho W da variável aleatória $K_{r,l}$, assume-se que $\bar{K}_{r,l}$ é um estimador consistente para a esperança matemática de $K_{r,l}$, visto que $\lim_{W \rightarrow 2^{fs}} \mathbb{E}[\bar{K}_{r,l}] = \mathbb{E}[K_{r,l}]$ e $\lim_{W \rightarrow 2^{fs}} \mathbb{V}[\bar{K}_{r,l}] = 0$, onde $\mathbb{V}[\cdot]$ é o operador que designa a variância. Assim, o momento de primeira ordem do processo $K_{r,l}(n)$ pode ser escrito da seguinte maneira:

$$\mathbb{E}[(K_{r,l})](n) = \frac{1}{n(2^r)} \sum_{l=0}^{n(2^r)-1} K_{r,l}. \quad (2-31)$$

O que pode ser estendido para a janela imediatamente posterior por meio de:

$$\mathbb{E}[(K_{r,l})](n+1) = \frac{n(2^r)}{(n+1)(2^r)} \frac{1}{n(2^r)} \sum_{l=0}^{n(2^r)-1} K_{r,l} + \frac{1}{(n+1)(2^r)} \sum_{l=n(2^r)}^{(n+1)(2^r)-1} K_{r,l}, \quad (2-32)$$

ou ainda:

$$\mathbb{E}[(K_{r,l})](n+1) = \frac{n(2^r)}{(n+1)(2^r)} \mathbb{E}[(K_{r,l})](n) + \frac{1}{(n+1)(2^r)} \sum_{l=n(2^r)}^{(n+1)(2^r)-1} K_{r,l}, \quad (2-33)$$

$$\mathbb{E}[(K_{r,l})](n+1) = \left(\frac{n}{n+1}\right) \mathbb{E}[(K_{r,l})](n) + \frac{1}{(n+1)(2^r)} \sum_{l=n(2^r)}^{(n+1)(2^r)-1} K_{r,l}. \quad (2-34)$$

Assumindo que:

$$\tilde{K}_{r,i}(n) = K_{r,(n-1)(2^r)+i}, \quad (2-35)$$

ou, de maneira equivalente:

$$\tilde{K}_{r,i}(n+1) = K_{r,(n)(2^r)+i}, \quad (2-36)$$

onde $\tilde{K}_{r,i}(n+1)$ é o processo de tráfego agregado na escala r calculado para os novos dados de tráfego que chegaram na janela de tempo $(n+1)$. A partir de (2-34) e (2-36), obtém-se:

$$\mathbb{E}[(K_{r,l})(n+1)] = \left(\frac{n}{n+1}\right) \mathbb{E}[(K_{r,l})(n)] + \frac{1}{(n+1)(2^r)} \sum_{i=0}^{(2^r)-1} \tilde{K}_{r,i}(n+1). \quad (2-37)$$

A partir de (2-2), e assumindo que $K_{r,l} \stackrel{d}{=} C^{fs}[k]$, para $fs = j$, tem-se:

$$K_{r,l} \stackrel{d}{=} 2^{-j/2} U_{j,k}. \quad (2-38)$$

Substituindo (2-38) em (2-37), obtém-se:

$$2^{-j/2} \mathbb{E}[U_{j,k}(n+1)] = 2^{-j/2} \left(\frac{n}{n+1}\right) \mathbb{E}[U_{j,k}(n)] + \frac{2^{-j/2}}{(n+1)(2^j)} \sum_{i=0}^{(2^j)-1} \tilde{U}_{j,i}(n+1). \quad (2-39)$$

Pode-se mostrar que a equação (2-39) pode ser estendida para o q -ésimo momento e assim encontra-se $\mathbb{E}[U_{j,k}^q](n+1)$, como desejava-se demonstrar:

$$\mathbb{E}[U_{j,k}^q](n+1) = \left(\frac{n}{n+1}\right) \mathbb{E}[U_{j,k}^q](n) + \frac{\sum_{i=0}^{2^j-1} \tilde{U}_{j,i}^q(n+1)}{(n+1)2^j}$$

□

Na *Proposição 1*, mostrou-se como calcular analiticamente μ_j e σ_j , dois parâmetros do Modelo Multifractal Adaptativo, com base nos momentos dos coeficientes de escala.

A *Proposição 2* mostra que é possível calcular adaptativamente os momentos dos coeficientes de escala da cascata multiplicativa a cada janela de tempo n . O que permite calcular adaptativamente μ_j e σ_j , estendendo assim, os resultados da *Proposição 1*.

Em outras palavras, ao utilizar a equação (2-30) da *Proposição 2* na equação (2-14) da *Proposição 1*, calcula-se m_j^q e, conseqüentemente, calcula-se adaptativamente os parâmetros $\mu_j(n)$ e $\sigma_j(n)$ (equações (2-11) e (2-12)) a cada janela de tempo n .

O cálculo dos parâmetros μ_j e σ_j do modelo Multifractal Adaptativo é feito ao passo que a cascata é construída. A Figura 2.7 ilustra a construção da cascata adaptativa de coeficientes de escala $U_{j,k}$.

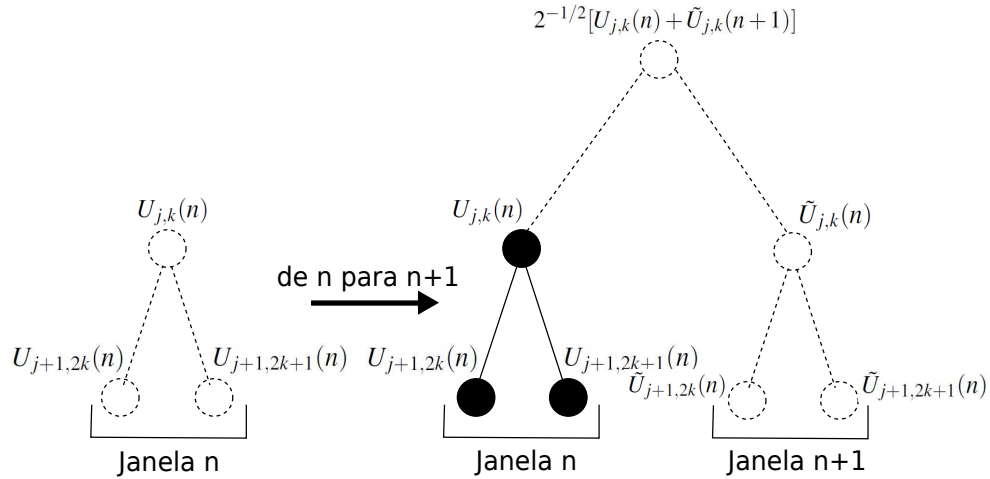


Figura 2.7: Cascata adaptativa formada pelos coeficientes de escala $U_{j,k}$. Os nós da cascata formados pelos coeficientes de escala relativos aos dados que chegaram na janela atual são representados por circunferências tracejadas e as circunferências preenchidas representam os coeficientes de escala relativos aos dados que chegaram na janela anterior.

Para ilustrar como o cálculo adaptativo dos parâmetros μ_j , σ_j e $\mathbb{E}[U_{j,k}^q]$, obtidos por meio das *Proposições 1* e *2*, convergem para as estimativas obtidas a partir de toda a série de tráfego de rede (cálculo estático), as Figuras 2.8, 2.9 e 2.10 apresentam os resultados de cálculo desses parâmetros para a série de tráfego Waikato1 na escala de 100 ms.

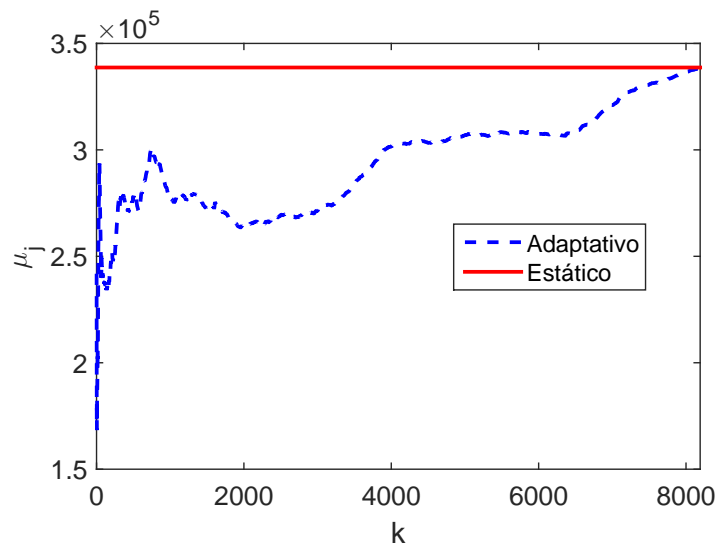


Figura 2.8: Cálculo adaptativo de μ_j para $j = fs$ e série de tráfego Waikato1.

Além do cálculo dos parâmetros μ_j e σ_j dos multiplicadores A_j do modelo, é preciso calcular os parâmetros α e β dos coeficientes de escala na escala mais grosseira

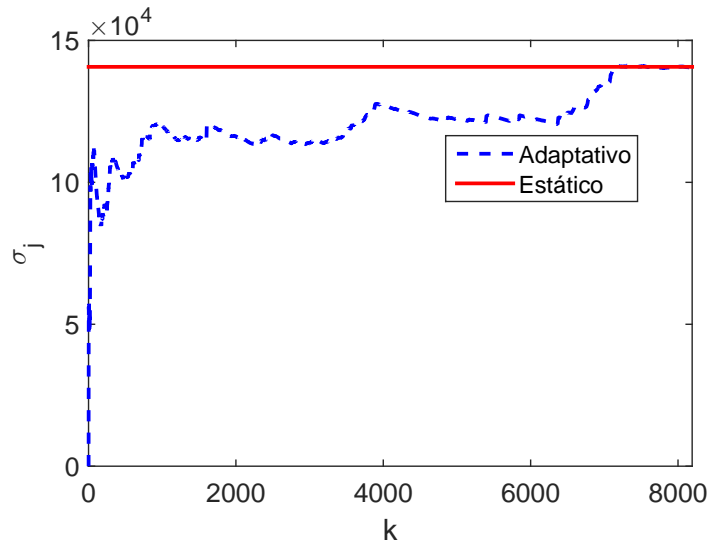


Figura 2.9: Cálculo adaptativo de σ_j para $j = fs$ e série de tráfego Waikato1.

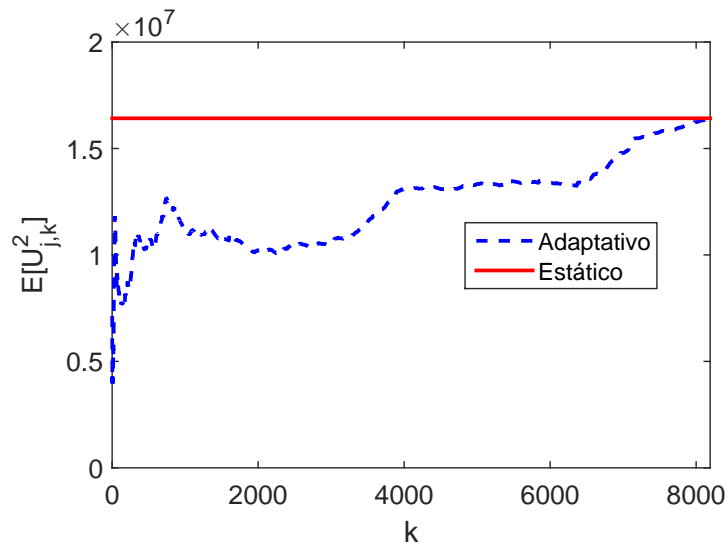


Figura 2.10: Cálculo adaptativo do segundo momento dos coeficientes de escala $U_{j,k}$ para $j = fs$ e série de tráfego Waikato1.

da cascata (de menor resolução). Esses parâmetros também podem ser calculados adaptativamente, conforme a *Proposição 3*, enunciada a seguir.

Proposição 3: Cálculo dos Parâmetros α e β para os Coeficientes $U_{0,k}$ do Modelo Multifractal. Seja $U_{0,0}$ o único coeficiente na escala mais grosseira de uma cascata formada por dados de tráfego que chegaram na primeira janela de tempo considerada. Seja $U_{0,k}$ o k -ésimo coeficiente de escala na escala mais grosseira da cascata multiplicativa formada pelos dados de tráfego que chegaram até a janela de tempo n . Seja $\mu_c(n)$ e $\sigma_c^2(n)$, respectivamente, a média e a variância de $U_{0,k}$ na janela de tempo n . Assumindo uma

distribuição Gama, com parâmetros α e β , para os coeficientes $U_{0,k}$, esses parâmetros podem ser calculados, recursivamente, por meio das equações apresentadas a seguir:

$$\alpha(n+1) = \frac{(\mu_c(n+1))^2}{(n/(n+1))\mu_c^2(n)(1+1/\alpha(n)) + \gamma(n+1)}, \quad (2-40)$$

$$\beta(n+1) = \frac{(\mu_c(n+1))}{(n/(n+1))\sigma_c^2(n)(1+(\beta(n)\sigma_c(n))^2) + \gamma(n+1)}. \quad (2-41)$$

O valor de $\gamma(n+1)$ é dado por:

$$\gamma(n+1) = (\tilde{U}_{0,0}(n+1))^2/(n+1) - \mu_c^2(n+1), \quad (2-42)$$

onde $\tilde{U}_{0,0}(n+1)$ é o coeficiente de escala de menor resolução dos novos dados que chegaram na janela de tempo $(n+1)$.

Demonstração.

A função de densidade de probabilidade de uma variável aleatória gama utilizada para modelar os coeficientes de escala $U_{0,k}$ é definida pela seguinte equação:

$$f_{U_{0,k}}(a) = \begin{cases} \beta^\alpha a^{\alpha-1} e^{-\beta a}, & \text{se } a \geq 0, \\ 0, & \text{se } a < 0. \end{cases} \quad (2-43)$$

Assim, os q momentos dos coeficientes de escala $U_{0,k}$ podem ser calculados conforme a equação a seguir:

$$\mathbb{E}[(U_{0,k}^q)] = \frac{1}{j^q} \frac{\partial^q \int_0^{+\infty} e^{ja\omega} \beta^\alpha a^{\alpha-1} e^{-\beta a} da}{\partial \omega^q} \Big|_{\omega=0}. \quad (2-44)$$

Calculando (2-44) para $q = 1$ e $q = 2$, ou seja, para o primeiro e o segundo momento, têm-se:

$$\mathbb{E}[(U_{0,k})] = \frac{\alpha}{\beta}, \quad (2-45)$$

$$\mathbb{E}[(U_{0,k}^2)] = \frac{\alpha^2 + \alpha}{\beta^2}. \quad (2-46)$$

Para a janela de tempo n , define-se $\mu_c(n)$ como o primeiro momento de $U_{0,k}$, de acordo com a equação (2-45), de onde pode-se escrever:

$$\mu_c(n) = \frac{\alpha(n)}{\beta(n)}. \quad (2-47)$$

A partir da definição de $\mu_c(n)$, desenvolve-se:

$$\mu_c(n) = \left(\frac{1}{n}\right) \sum_{k=0}^{n-1} U_{0,k}, \quad (2-48)$$

$$\mu_c(n+1) = \left(\frac{1}{n+1}\right) \left(U_{0,n} + \sum_{k=0}^{n-1} U_{0,k}\right). \quad (2-49)$$

Fazendo $\tilde{U}_{0,0}(n) = U_{0,n-1}$, onde $\tilde{U}_{0,0}(n)$ é $U_{0,0}$ calculado para os novos dados que chegaram na janela de tempo n , tem-se:

$$\mu_c(n+1) = \mu_c(n) \left(\frac{n}{n+1}\right) + \left(\frac{1}{n+1}\right) \tilde{U}_{0,0}(n+1). \quad (2-50)$$

A partir de (2-46), pode-se escrever a variância ($\mathbb{V}[\cdot]$) de $U_{0,k}$:

$$\mathbb{V}[(U_{0,k})] = \mathbb{E}[(U_{0,k}^2)] - \mathbb{E}[(U_{0,k})]^2 = \frac{\alpha^2 + \alpha}{\beta^2} - \frac{\alpha^2}{\beta^2}. \quad (2-51)$$

Assim, define-se $\sigma_c^2(n)$ como a variância de $U_{0,k}$ para a janela de tempo n :

$$\sigma_c^2(n) = \frac{\alpha^2(n) + \alpha(n)}{\beta^2(n)} - \frac{\alpha^2(n)}{\beta^2(n)}. \quad (2-52)$$

A partir da definição de $\sigma_c^2(n)$, têm-se:

$$\sigma_c^2(n) = \left(\frac{1}{n} \sum_{k=0}^{n-1} (U_{0,k})^2\right) - \mu_c^2(n), \quad (2-53)$$

$$\sigma_c^2(n+1) = \left(\frac{n}{n+1}\right) \left(\frac{1}{n} \sum_{k=0}^{n-1} (U_{0,k})^2\right) + \frac{(U_{0,n})^2}{n+1} - \mu_c^2(n+1), \quad (2-54)$$

ou, ainda:

$$\sigma_c^2(n+1) = \left(\frac{n}{n+1}\right) (\sigma_c^2(n) + \mu_c^2(n)) + \frac{(\tilde{U}_{0,0}(n+1))^2}{n+1} - \mu_c^2(n+1). \quad (2-55)$$

A partir das equações (2-47), (2-52) e (2-53), obtêm-se, como pretendido, as fórmulas fechadas para $\alpha(n+1)$ e $\beta(n+1)$.

$$\alpha(n+1) = \frac{(\mu_c(n+1))^2}{(n/(n+1))\mu_c^2(n) (1 + 1/\alpha(n)) + \gamma(n+1)},$$

$$\beta(n+1) = \frac{(\mu_c(n+1))}{(n/(n+1))\sigma_c^2(n)(1 + (\beta(n)\sigma_c(n))^2) + \gamma(n+1)}.$$

onde

$$\gamma(n+1) = (\tilde{U}_{0,0}(n+1))^2/(n+1) - \mu_c^2(n+1),$$

e $\mu_c(n+1)$ é dado por (2-50), ou seja:

$$\mu_c(n+1) = \mu_c(n) \left(\frac{n}{n+1} \right) + \left(\frac{1}{n+1} \right) \tilde{U}_{0,0}(n+1)$$

□

Os parâmetros α e β foram obtidos por meio da *Proposição 3*. Esses parâmetros são necessários para caracterizar a escala mais agregada do Modelo Multifractal Adaptativo.

A Figura 2.11 apresenta os valores dos coeficientes de escala $U_{0,k}$ para as 256 primeiras janelas ($K = 256$) de comprimento 32 ($W = 32$) da série de tráfego Waikato1. Para essa escala de agregação, as Figuras 2.12 e 2.13 apresentam a convergência dos valores de $\alpha(n)$ e $\beta(n)$, respectivamente, calculados adaptativamente em comparação aos valores obtidos por meio de cálculo estático.

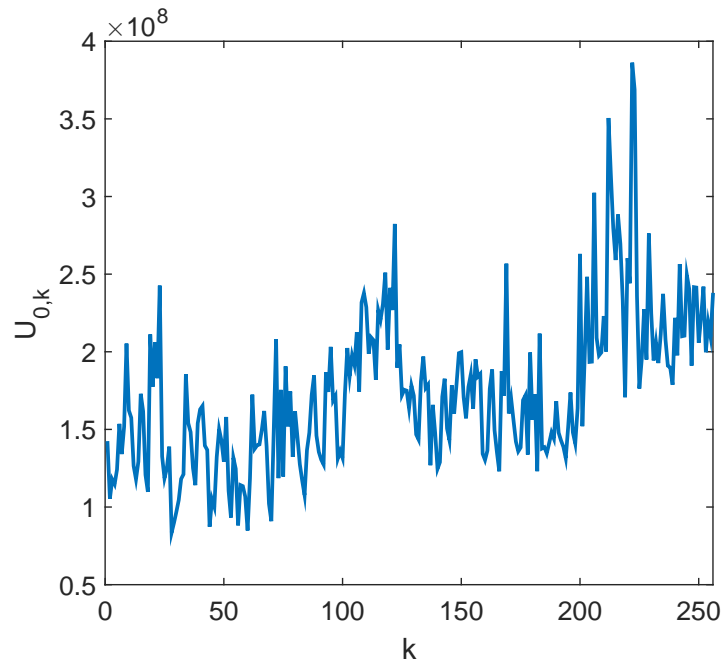


Figura 2.11: Valores de $U_{0,k}$ considerando $K = 256$ e $W = 32$ para a série de tráfego Waikato1.

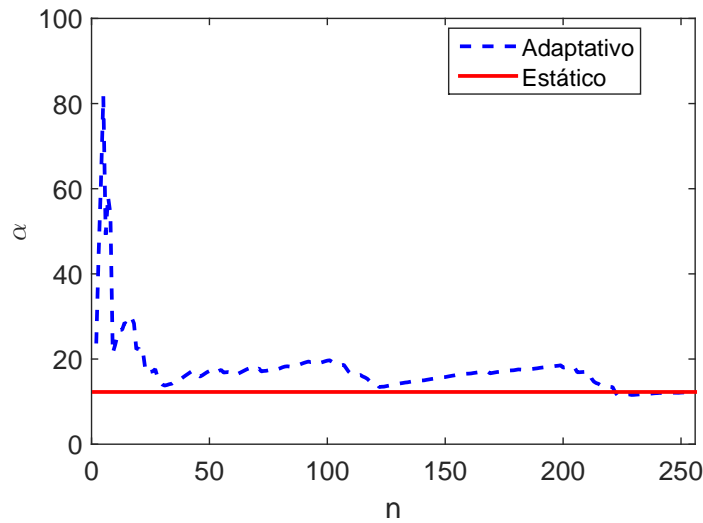


Figura 2.12: Valores de $\alpha(n)$ considerando $K = 256$ e $W = 32$ para a série de tráfego Waikato1.

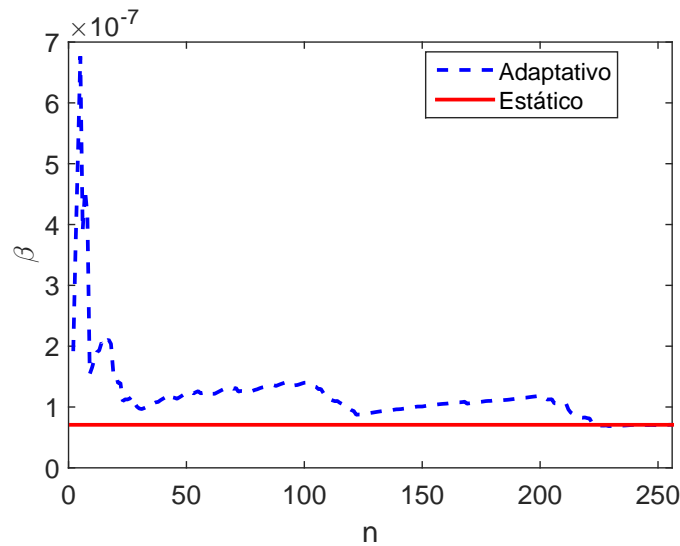


Figura 2.13: Valores de $\beta(n)$ considerando $K = 256$ e $W = 32$ para a série de tráfego Waikato1.

De maneira análoga à equação (2-9), para o Modelo Multifractal proposto o processo sintético $C^{(fs)}[k](n)$ na escala de tempo mais fina (*fs-finest scale*) referente à n -ésima janela de tempo pode ser gerado por meio de:

$$C^{(fs)}[k](n) \stackrel{d}{=} 2^{-fs} \Gamma(\alpha(n), \beta(n)) \prod_{j=0}^{fs-1} [1 + G(\mu_j(n), \sigma_j(n))]. \quad (2-56)$$

onde, para a n -ésima janela de tempo, $\Gamma(\alpha(n), \beta(n))$ representa os valores obtidos por meio de uma variável aleatória com função de densidade de probabilidade Gama e parâmetros $\alpha(n)$ e $\beta(n)$; e $G(\mu_j(n), \sigma_j(n))$ representa os valores obtidos para a escala j por meio de uma variável aleatória com função de densidade de probabilidade Gaussiana

e parâmetros $\mu_j(n)$ e $\sigma_j(n)$.

O processo de modelagem e síntese do tráfego de redes utilizando o Modelo Multifractal Adaptativo proposto por meio das *Proposições 1, 2 e 3* é detalhado no *Algoritmo Proposto 1*, a seguir.

Algoritmo Proposto 1: Modelagem e Síntese de Tráfego de Rede Através do Modelo Multifractal Adaptativo.

1. Atualiza-se os q momentos dos coeficientes de escala $U_{j,k}$, conforme a equação (2-30), transcrita a seguir:

$$\mathbb{E}[U_{j,k}^q](n+1) = \left(\frac{n}{n+1}\right) \mathbb{E}[U_{j,k}^q](n) + \frac{\sum_{i=0}^{2^j-1} \tilde{U}_{j,i}^q(n+1)}{(n+1)2^j}$$

2. Calcula-se a razão dos q momentos dos coeficientes de escala $U_{j,k}$ do passo 1 em escalas consecutivas, essa medida é chamada de m_j^q e o cálculo é feito conforme a equação (2-14), transcrita a seguir:

$$m_{j-1}^q = \frac{\mathbb{E}[U_{j-1,k}^q]}{\mathbb{E}[U_{j,k}^q]} = 2^{q/2} \mathbb{E}[(1+A_{j-1})^q]^{-1}.$$

3. Para os momentos de primeira e segunda ordem e assumindo uma distribuição Gaussiana para modelar os multiplicadores A_j , de acordo com a *Proposição 1*, os parâmetros $\mu_j(n)$ e $\sigma_j^2(n)$ podem ser calculados conforme as equações (2-11) e (2-12), transcritas a seguir:

$$\mu_j(n) = \frac{\sqrt{2} - m_j(n)}{m_j(n)},$$

$$\sigma_j^2(n) = \frac{2}{m_j^2(n)} - 1 - 2 \left(\frac{\sqrt{2} - m_j(n)}{m_j(n)} \right) - \left(\frac{\sqrt{2} - m_j(n)}{m_j(n)} \right)^2.$$

4. Assumindo uma distribuição Gama, de acordo com a *Proposição 3*, para modelar os coeficientes $U_{0,k}$ na escala de menor resolução, os parâmetros $\alpha(n)$ e $\beta(n)$ podem ser calculados, de modo adaptativo, por meio das equações (2-40) e (2-41), transcritas a seguir:

$$\alpha(n+1) = \frac{(\mu_c(n+1))^2}{(n/(n+1))\mu_c^2(n)(1+1/\alpha(n)) + \gamma(n+1)},$$

$$\beta(n+1) = \frac{(\mu_c(n+1))}{(n/(n+1))\sigma_c^2(n)(1+(\beta(n)\sigma_c(n))^2) + \gamma(n+1)}.$$

5. Para a n -ésima janela de tempo, faça $j = 0$ e gere k valores aleatórios segundo uma distribuição Gama para os coeficientes de escala $U_{0,k}$, utilizando os parâmetros obtidos no passo 4;
6. Para cada escala de tempo j , gere valores aleatórios segundo uma distribuição Gaussiana para os multiplicadores A_j usando os parâmetros encontrados no passo 3;
7. Com os parâmetros obtidos nos passos anteriores, utilize (2-56), transcrita a seguir, para gerar amostras sintéticas por meio do modelo proposto.

$$C^{(fs)}[k](n) \stackrel{d}{=} 2^{-fs} \Gamma(\alpha(n), \beta(n)) \prod_{j=0}^{fs-1} [1 + G(\mu_j(n), \sigma_j(n))].$$

O Modelo Multifractal proposto é paramétrico e adaptativo. À medida que amostras de tráfego de rede real são disponibilizadas, calcula-se por meio do modelo proposto os parâmetros α , β , μ_j e σ_j . Esses parâmetros são suficientes para gerar tráfego sintético por meio do *Algoritmo Proposto 1*. Quando novas amostras de tráfego real são disponibilizadas, os parâmetros α , β , μ_j e σ_j são atualizados por meio das equações 2-11, 2-12, 2-40 e 2-41, respectivamente. Para tanto, não será necessário processar todas as amostras disponíveis, os parâmetros supracitados para a janela de tempo atual são calculados com base nos parâmetros da janela anterior e nos novos dados de tráfego que foram disponibilizados na janela de tempo atual. Por isso, diz-se que os parâmetros do modelo proposto se adaptam ao tráfego real.

Com o objetivo de avaliar o desempenho do modelo proposto, na seção 2.4 são apresentados os resultados obtidos por meio de simulações utilizando o Modelo Multifractal Adaptativo e outros modelos presentes na literatura.

2.4 Resultados e Discussões

Nesta seção, são apresentados os resultados de simulações para avaliação do Modelo Multifractal Adaptativo proposto nesta tese. Para tanto, foram utilizadas séries reais de tráfego de rede. As séries dec-pkt-1, dec-pkt-2, lbl-pkt-4 e lbl-pkt-5, disponíveis em [1], são séries de tráfego TCP/IP obtidas da *Lawrence Berkeley Laboratory (LBL)* e *Digital Equipment Corporation (DEC)*[1] nos anos de 1994 e 1995, respectivamente. Embora essas séries não tenham sido coletadas recentemente, elas constituem um conjunto de dados que fornecem um ponto de referência muito conhecido e útil para examinar a ‘fractalidade’ e a longa-dependência do tráfego de redes, tendo sido utilizadas em trabalhos publicados recentemente [17, 80, 83, 100]. Não obstante, foram usadas também séries de tráfego obtidas em 2011 no Departamento de Ciência da Computação da Universidade de

Waikato. As séries WaikatoVIII-20111027-213205-5 e WaikatoVIII-20110921-000000-0, disponíveis em [4], são chamadas neste trabalho de Waikato1 e Waikato2, respectivamente. Além disso, com o objetivo de avaliar o desempenho do modelo proposto em descrever também séries de tráfego com curta-dependência foram utilizadas: uma série de tráfego sintética de Poisson e a série lbl-pkt-4 em uma escala de agregação mais alta (escala de 1500 ms). A série sintética de Poisson foi gerada utilizando a média da série Waikato1 como parâmetro λ da distribuição de Poisson [77]. Por fim, são apresentados os resultados para uma série real de tráfego de rede sem fio denominada SNU20100318. Mais detalhes sobre as séries de tráfego utilizadas estão disponíveis no Apêndice A.

Os parâmetros das séries reais de tráfego supracitadas foram estimados através do Modelo Multifractal proposto e por meio de três modelos multifractais presentes na literatura, sendo eles: VVGM [51], VSCM [106] e MWM [88].

Além disso, o modelo MMPP (*Markov Modulated Poisson Process*) [38, 39] também foi utilizado, com o objetivo de comparar os resultados dos modelos multifractais com aqueles obtidos por meio de um modelo Markoviano. O modelo MMPP foi escolhido dentre outros modelos Markovianos por já ter sido utilizado na literatura na captura de características Multifractais do tráfego de rede [85]. O código utilizado nesta tese para gerar um processo MMPP está descrito em [13] e disponível em [3].

Comparou-se o desempenho dos modelos em termos de estatísticas e simulações, tais como: média, variância, relação pico/média, parâmetro de Hurst; função de distribuição de probabilidade acumulada (CDF – *Cumulative Distribution Function*); função de autocorrelação (ACF – *AutoCorrelation Function*) e comportamento de fila. Isto é, foi simulado o comportamento do tráfego sintético gerado por cada modelo em um sistema de fila única com *buffer* finito e servidor único e calculou-se a taxa de transbordo de *bytes* em função do comprimento do *buffer* para cada um dos modelos considerados (Proposto, VVGM, VSCM, MWM e MMPP) e também para o tráfego real.

As curvas de ACF e de taxa de transbordo do *buffer*, assim como as estatísticas, foram obtidas da média de 30 simulações.

As tabelas de estatísticas (por exemplo a Tabela 2.4) apresentam entre parêntesis o erro relativo percentual, calculado da seguinte forma:

$$E(\%) = \frac{|VE - VO|}{VE} \times 100, \quad (2-57)$$

onde VE é o valor esperado e VO é o valor obtido. O valor esperado de uma estatística é o valor calculado por meio das séries reais de tráfego. O valor obtido é aquele calculado utilizando as séries de tráfego sintéticas geradas por meio dos modelos (Proposto, VVGM, VSCM, MWM e MMPP).

O EQM (Erro Quadrático Médio) das curvas de ACF e de taxa de transbordo obtidas usando cada modelo de tráfego em relação ao tráfego real foi calculado utilizando

a seguinte equação:

$$EQM = \mathbb{E}[(VE - VO)^2], \quad (2-58)$$

onde VE é o vetor de valores esperados, VO é o vetor de valores obtidos e $\mathbb{E}[\cdot]$ denota o valor médio. A equação (2-58) é utilizada para obter os valores de EQM mostrados, por exemplo, na Tabela 2.5.

A Figura 2.14 apresenta o sistema com fila única usado nesta seção para cálculo da taxa de transbordo do *buffer*.

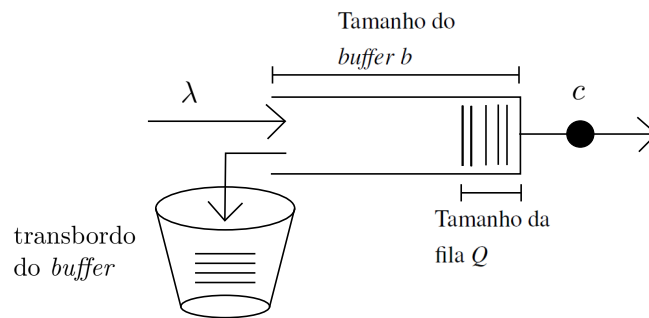


Figura 2.14: Sistema de fila única com taxa média de chegada λ , taxa de serviço constante c , buffer finito b e comprimento de fila Q . Quando $Q > b$ há transbordo do buffer b .

A Figura 2.15 apresenta apenas as 2048 primeiras amostras (de um total de 8192 amostras utilizadas), para facilitar a visualização, da série real dec-pkt-1 na escala de 100 ms e as séries sintéticas geradas por meio dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e Modelo Multifractal Adaptativo proposto.

Tabela 2.4: Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em bytes para a série de tráfego real dec-pkt-1 em comparação aos modelos utilizados.

MODELO	MÉDIA($\times 10^4$)	VARIÂNCIA($\times 10^7$)	PICO/MÉDIA	HURST
REAL	1.10	5.01	6.10	0.8188
MWM (E %)	1.09 (0.91)	4.97 (0.80)	6.55 (7.38)	0.7908 (3.42)
VVGM (E %)	1.21 (10.00)	6.12 (22.16)	6.38 (4.59)	0.8238 (0.61)
VSCM (E %)	1.11 (0.91)	3.43 (31.54)	5.01 (17.87)	0.8011 (2.16)
MMPP (E %)	1.28 (16.36)	6.09 (21.56)	5.52 (9.51)	0.5585 (31.79)
PROP. (E %)	1.10 (0.00)	4.67 (6.79)	6.36 (4.26)	0.7676 (6.25)

A Tabela 2.4 apresenta as estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst para as séries de tráfego real e sintéticas. Por meio dessa tabela é possível observar que para a série dec-pkt-1, a qual possui características multifractais na

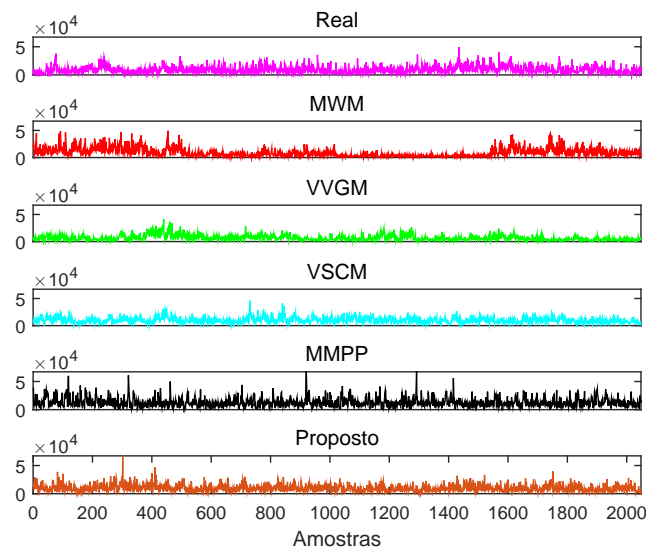


Figura 2.15: *Série real dec-pkt-1 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.*

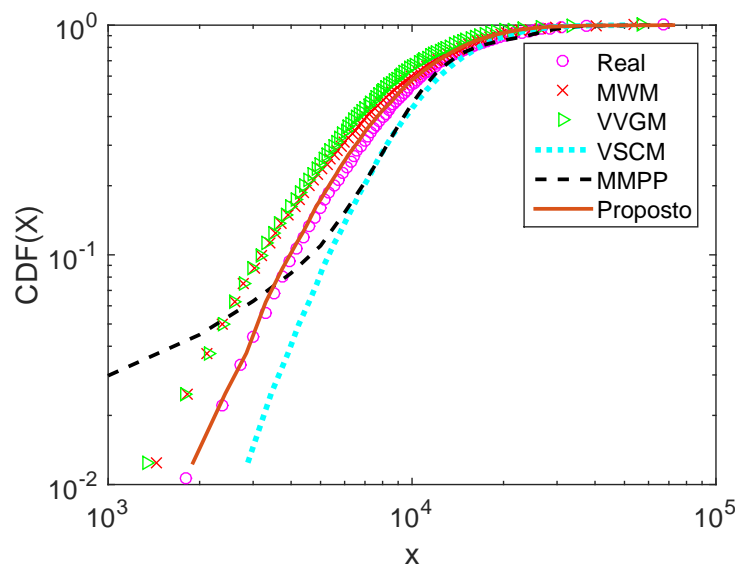


Figura 2.16: *CDFs para a série de tráfego dec-pkt-1.*

escala de 100 ms [103], o modelo proposto obteve erro menor do que os demais modelos para as estatísticas de média e relação pico/média, para a estatística da variância o modelo apresentou erro apenas maior do que o MWM e para o parâmetro de Hurst o modelo proposto obteve erro menor do que o MMPP. Os erros das quatro estatísticas utilizadas foram inferiores a 10%, mostrando assim que as estatísticas obtidas por meio do modelo proposto se aproximam das estatísticas obtidas a partir da série de tráfego real.

A Figura 2.16 apresenta as CDFs, a Figura 2.17 as ACFs e a Figura 2.18 as taxas de transbordo do *buffer* para a série de tráfego real dec-pkt-1 e séries sintéticas geradas a

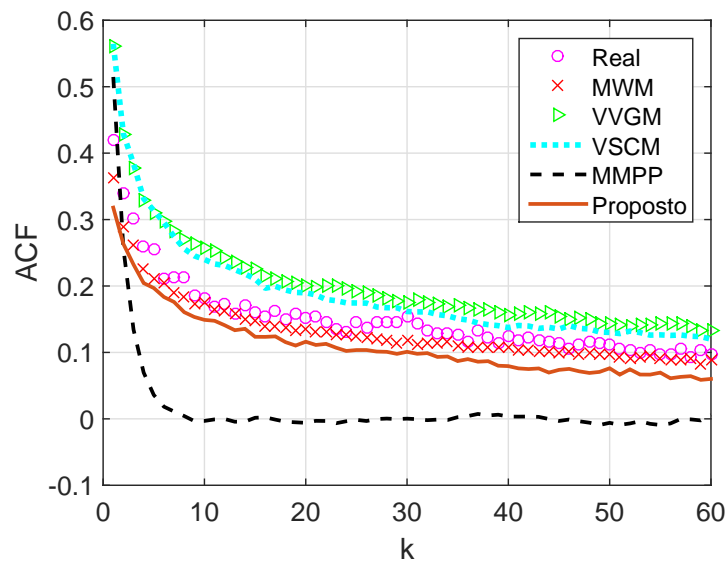


Figura 2.17: Função de autocorrelação para a série de tráfego *dec-pkt-1*.

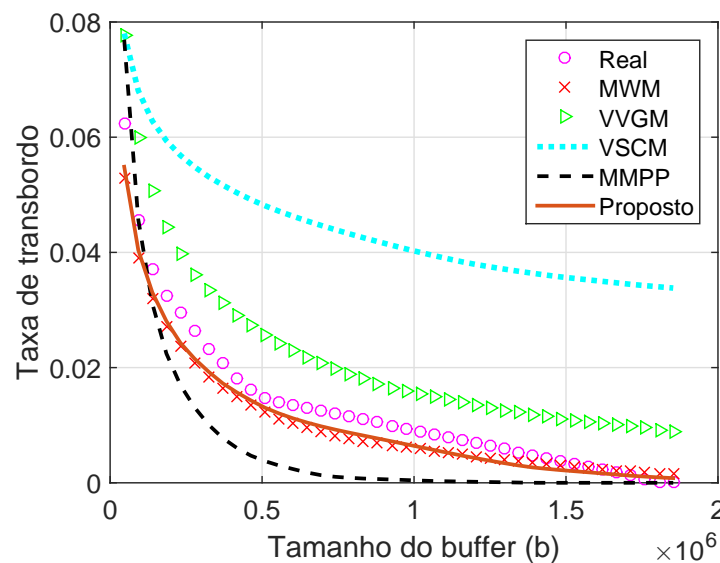


Figura 2.18: Taxa de transbordo para a série de tráfego *dec-pkt-1*.

partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto. Por meio desses gráficos é possível observar que a curva do modelo proposto é, em geral, a que mais se aproxima da curva da série real. A Tabela 2.5, a qual apresenta o EQM (Erro Quadrático Médio) das curvas das Figuras 2.17 e 2.18 em relação às curvas obtidas por meio das séries reais de tráfego, corrobora essa afirmação, visto que o modelo proposto é em geral o que possui menor EQM. A exceção é a ACF do MWM que apresentou menor EQM do que o modelo proposto.

Ainda por meio da Figura 2.17, é possível observar que o modelo Markoviano MMPP não descreveu a característica de decaimento lento da ACF, presente em processos

Tabela 2.5: EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real dec-pkt-1 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto

MODELO	ACF	Taxa de transbordo
MWM	4.4425×10^{-4}	1.2438×10^{-5}
VVGM	2.9848×10^{-3}	8.0987×10^{-5}
VSCM	1.9217×10^{-3}	9.6322×10^{-4}
MMPP	2.0056×10^{-2}	7.5060×10^{-5}
PROP.	1.7982×10^{-3}	8.7380×10^{-6}

multifractais. De fato, modelos Markovianos podem se mostrar ineficientes em descrever características de longa dependência entre as amostras e autossimilaridade [56, 79, 112]. Note, por meio da Tabela 2.4, que o processo sintético gerado a partir do MMPP apresentou parâmetro de Hurst igual a 0.5585, valor consideravelmente inferior a 0.8188, obtido da série de tráfego real.

Já por meio da Figura 2.18, a qual apresenta as taxas de transbordo registradas em função do tamanho do *buffer*, observa-se que o tráfego sintético gerado através do MMPP subestimou a taxa de transbordo do *buffer* e o tráfego gerado através do VSCM a superestimou.

A Figura 2.19 apresenta apenas as primeiras amostras, para facilitar a visualização, da série real dec-pkt-2 na escala de 100 ms e as séries sintéticas geradas por meio dos modelos utilizados neste capítulo.

A Tabela 2.6 apresenta as estatísticas para a série dec-pkt-2. Ao contrário da série dec-pkt-1, que possui características multifractais, a série de tráfego dec-pkt-2 tende a ser classificada como monofractal na escala de 100 ms [103]. Para as estatísticas de média e parâmetro de Hurst o modelo foi, respectivamente, melhor (apresentou estatística com erro relativo à série de tráfego real menor do que os demais modelos comparados) e ligeiramente pior (erro próximo de 5%) do que os modelos MWM, VVGM e VSCM. Já o modelo MMPP apresentou valor para o parâmetro de Hurst destoante dos demais modelos (erro superior a 30%), mostrando a ausência de acurácia desse modelo em descrever a característica de autossimilaridade presente no tráfego de redes. No entanto, para a variância e para a relação pico/média, o modelo proposto mostrou-se superior apenas ao modelo VVGM. Para essas duas estatísticas o MMPP foi o modelo com melhor desempenho. De uma forma geral, esse resultado pode ser explicado pelo fato dos modelos multifractais tenderem a ter uma função de distribuição de probabilidade com cauda mais longa do que os modelos Markovianos, o que pode impactar nos resultados de variância e relação pico/média.

Por outro lado, a análise das Figuras 2.21 e 2.22 (ACF e taxa de transbordo do *buffer*) mostra que para a série de tráfego real dec-pkt-2, as curvas do modelo proposto estão mais próximas das curvas da série real do que aquelas obtidas por meio do MMPP. A Tabela 2.7 corrobora essa afirmação.

Tabela 2.6: Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em bytes para a série de tráfego real dec-pkt-2 em comparação aos modelos utilizados.

MODELO	MÉDIA($\times 10^4$)	VARIÂNCIA($\times 10^8$)	PICO/MÉDIA	HURST
REAL	1.93	1.51	3.50	0.8975
MWM (E %)	1.84 (4.66)	1.33 (11.92)	6.00 (71.43)	0.8769 (2.30)
VVGM (E %)	2.12 (9.84)	2.81 (86.09)	8.26 (136.00)	0.8958 (0.19)
VSCM (E %)	1.95 (1.04)	1.14 (24.50)	5.32 (52.00)	0.8607 (4.10)
MMPP (E %)	2.11 (9.33)	1.67 (10.60)	3.58 (2.29)	0.5883 (34.45)
PROP. (E %)	1.93 (0.00)	1.84 (21.85)	7.87 (124.86)	0.8484 (5.47)

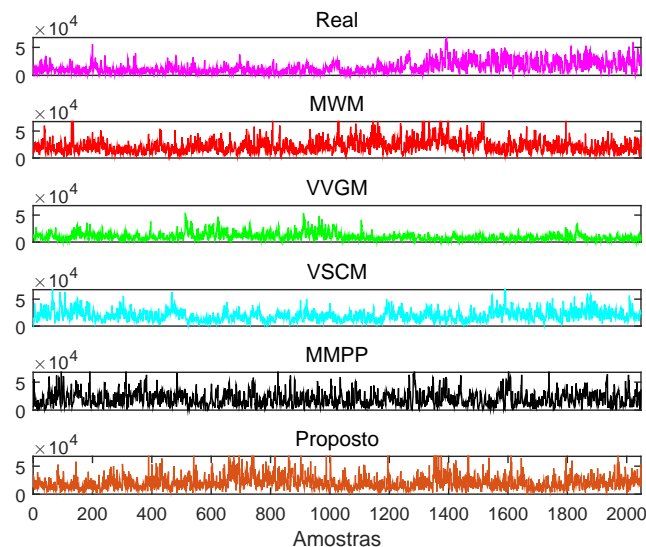


Figura 2.19: Série real dec-pkt-2 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.

Para a série de tráfego lbl-pkt-4, o modelo proposto obteve, de uma forma geral, desempenho superior aos demais modelos. Em outras palavras, com exceção da variância, o modelo proposto obteve estatísticas melhores ou comparáveis aos demais modelos (Tabela 2.8). O erro da curva de probabilidade de transbordo foi menor que os demais e o erro da ACF ficou ligeiramente superior ao erro obtido para o modelo VSCM (Tabela 2.9). Resultados similares aos obtidos para a série lbl-pkt-4 foram observados para a série

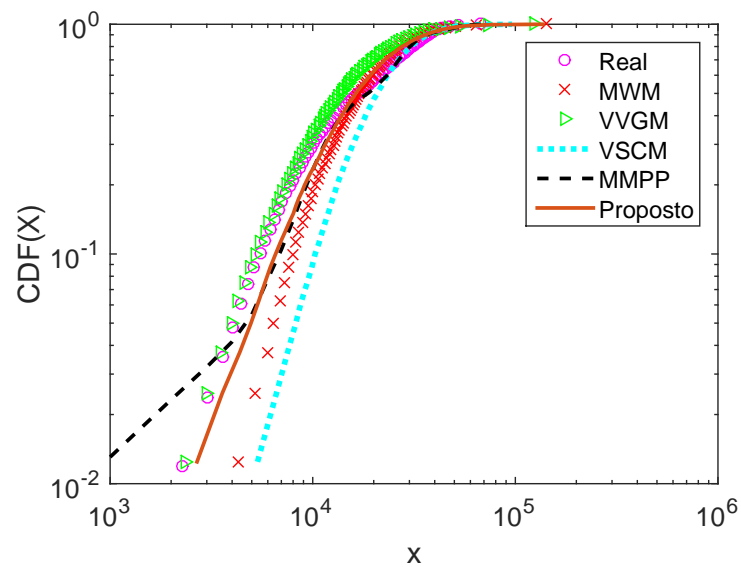


Figura 2.20: CDFs para a série de tráfego *dec-pkt-2*.

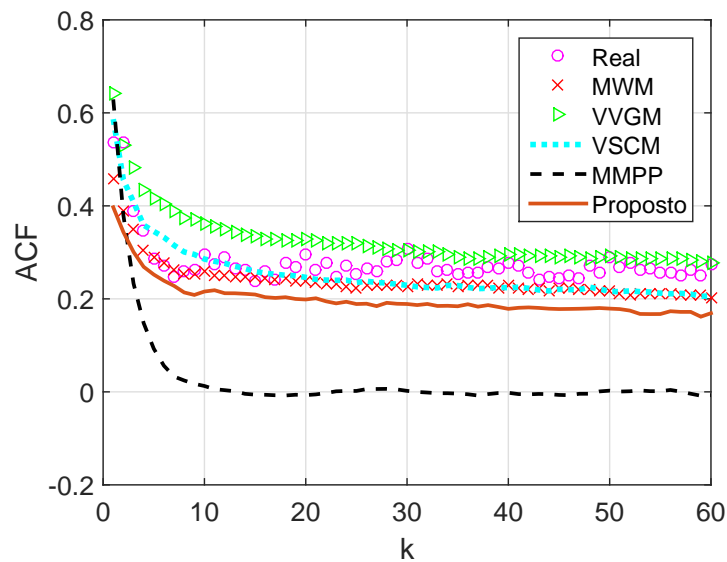


Figura 2.21: Função de autocorrelação para a série de tráfego *dec-pkt-2*.

lbl-pkt-5. Esses resultados são mostrados nas Figuras 2.28 a 2.30 e nas Tabelas 2.10 e 2.11.

Ainda a respeito dos resultados para a série *lbl-pkt-5*, destaca-se que a ACF do tráfego real apresentou decaimento lento, conforme esperado, e um componente periódico que o modelo proposto representou melhor que os demais modelos (Figura 2.29).

Resultados similares foram obtidos para as séries de tráfego de rede *Waikato1* e *Waikato2*, os quais podem ser observados por meio das Figuras 2.31 a 2.38 e por meio das Tabelas 2.12 a 2.15.

Estatísticas, Função de Autocorrelação e Probabilidade de Transbordo foram

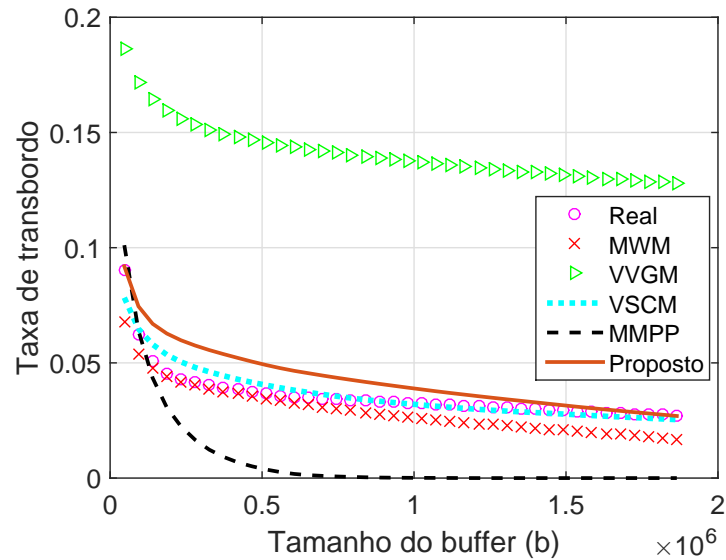


Figura 2.22: Taxa de transbordo para a série de tráfego *dec-pkt-2*.

Tabela 2.7: EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real *dec-pkt-2* em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto

MODELO	ACF	Taxa de transbordo
MWM	2.0598×10^{-3}	5.4171×10^{-5}
VVGM	3.5492×10^{-3}	1.1161×10^{-2}
VSCM	1.7306×10^{-3}	1.3794×10^{-5}
MMPP	6.6415×10^{-2}	8.5090×10^{-4}
PROP.	6.7673×10^{-3}	8.2921×10^{-5}

Tabela 2.8: Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em bytes para a série de tráfego real *lbl-pkt-4* em comparação aos modelos utilizados.

MODELO	MÉDIA($\times 10^3$)	VARIÂNCIA($\times 10^7$)	PICO/MÉDIA	HURST
REAL	4.77	1.84	10.0	0.8655
MWM (E %)	4.96 (3.98)	1.87 (1.63)	10.8 (8.00)	0.8261 (4.55)
VVGM (E %)	4.66 (2.31)	2.39 (29.89)	12.9 (28.00)	0.8940 (3.29)
VSCM (E %)	4.66 (2.31)	1.11 (39.67)	6.41 (35.90)	0.8748 (1.07)
MMPP (E %)	4.96 (3.98)	1.69 (8.15)	8.60 (14.00)	0.6052 (30.08)
PROP. (E %)	4.96 (3.98)	2.21 (20.11)	10.9 (9.00)	0.8402 (2.92)

obtidos da média de 30 Simulações.

De uma forma geral, o Modelo Multifractal Adaptativo proposto é eficiente

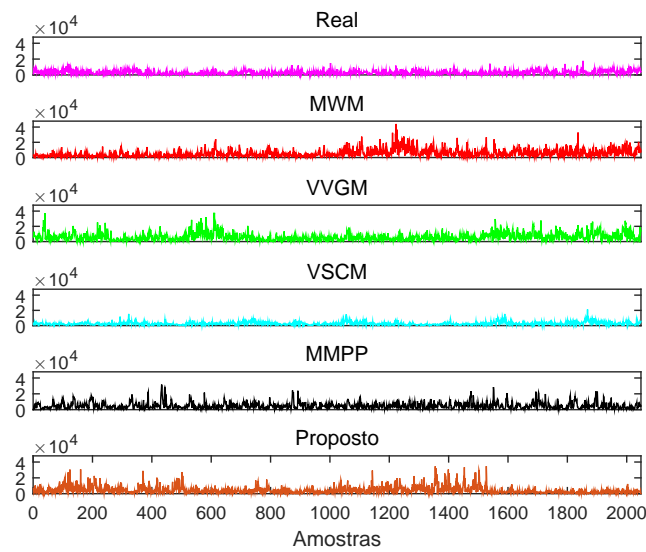


Figura 2.23: *Série real lbl-pkt-4 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.*

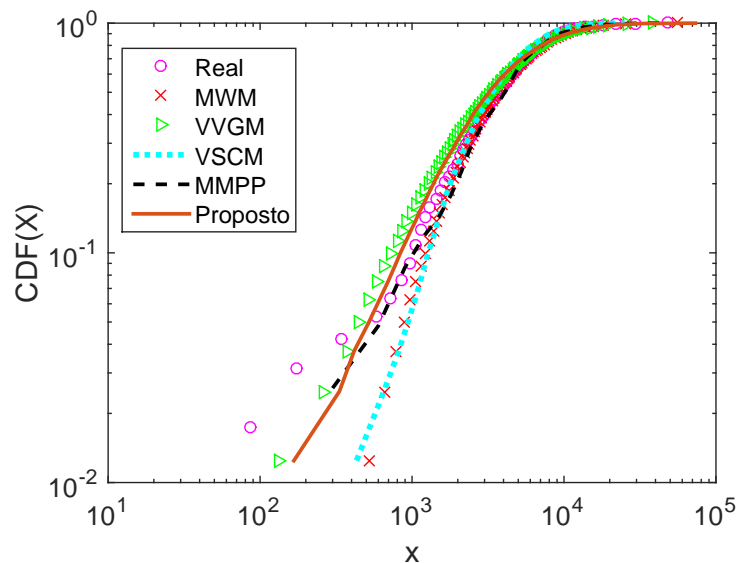


Figura 2.24: *CDFs para a série de tráfego lbl-pkt-4.*

em descrever o comportamento do tráfego de redes quando comparado aos modelos VVGM, VSCM, MWM e MMPP. De fato, quando séries de tráfego com características multifractais são consideradas, como é o caso da série dec-pkt-1 na escala de 100 ms, o modelo proposto descreve melhor as estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst. Além disso, o modelo proposto apresenta, em geral, decaimento da função de autocorrelação (ACF) e taxa de transbordo de *bytes* mais próximos do real do que os resultados obtidos por meio dos modelos comparados.

Quando séries de tráfego com características monofractais são utilizadas, como é

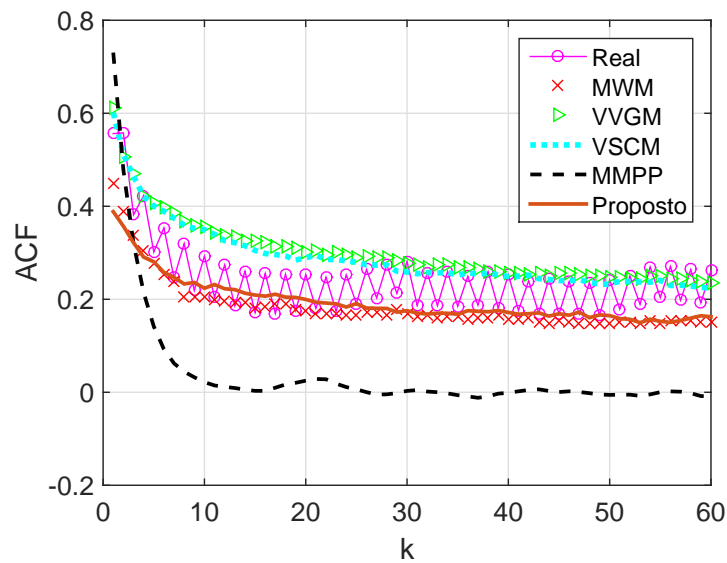


Figura 2.25: Função de autocorrelação para a série de tráfego *lbl-pkt-4*.

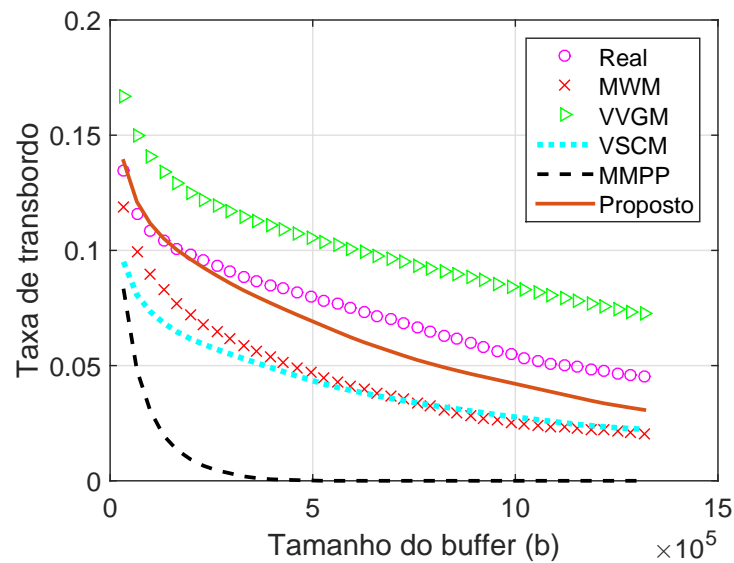


Figura 2.26: Taxa de transbordo para a série de tráfego *lbl-pkt-4*.

o caso da série *dec-pkt-2* na escala de 100 ms, observa-se que o modelo proposto apresenta desempenho comparável aos demais modelos, tanto para as estatísticas, quanto para a ACF. Já para o comportamento de fila, mostrou-se superior ao MMPP e ao VVGM.

Por outro lado, o modelo mostrou ser eficiente em descrever o comportamento de séries de tráfego de curta-dependência ou que estejam em escalas de agregação mais altas. Os resultados para a série sintética de Poisson e para a série de tráfego *lbl-pkt-4* na escala de agregação de 1500 ms podem ser encontrados nas Figuras 2.39 a 2.42 e nas Figuras 2.43 a 2.46, respectivamente. Para a série de tráfego de Poisson, o modelo proposto descreveu com exatidão as estatísticas de média e relação pico/média; o valor

Tabela 2.9: EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real lbl-pkt-4 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto

MODELO	ACF	Taxa de transbordo
MWM	5.3889×10^{-3}	8.4095×10^{-4}
VVGM	5.7093×10^{-3}	7.7874×10^{-4}
VSCM	4.3694×10^{-3}	1.0356×10^{-3}
MMPP	4.7340×10^{-2}	4.8144×10^{-3}
PROP.	4.9277×10^{-3}	1.2242×10^{-4}

Tabela 2.10: Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em bytes para a série de tráfego real lbl-pkt-5 em comparação aos modelos utilizados.

MODELO	MÉDIA($\times 10^3$)	VARIÂNCIA($\times 10^6$)	PICO/MÉDIA	HURST
REAL	2.58	5.22	11.7	0.7304
MWM (E %)	2.64 (2.33)	5.15 (1.34)	9.22 (21.20)	0.7223 (1.11)
VVGM (E %)	2.83 (9.69)	9.03 (72.99)	13.0 (11.11)	0.7628 (4.44)
VSCM (E %)	2.33 (9.69)	4.31 (17.43)	13.8 (17.95)	0.7672 (5.04)
MMPP (E %)	2.81 (8.91)	4.88 (6.51)	10.5 (10.26)	0.5469 (25.12)
PROP. (E %)	2.65 (2.71)	7.39 (41.57)	13.2 (12.82)	0.7213 (1.25)

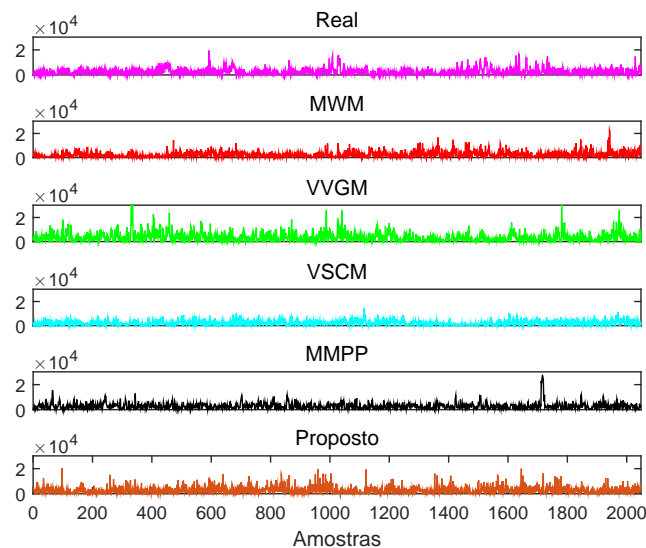


Figura 2.27: Série real lbl-pkt-5 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.

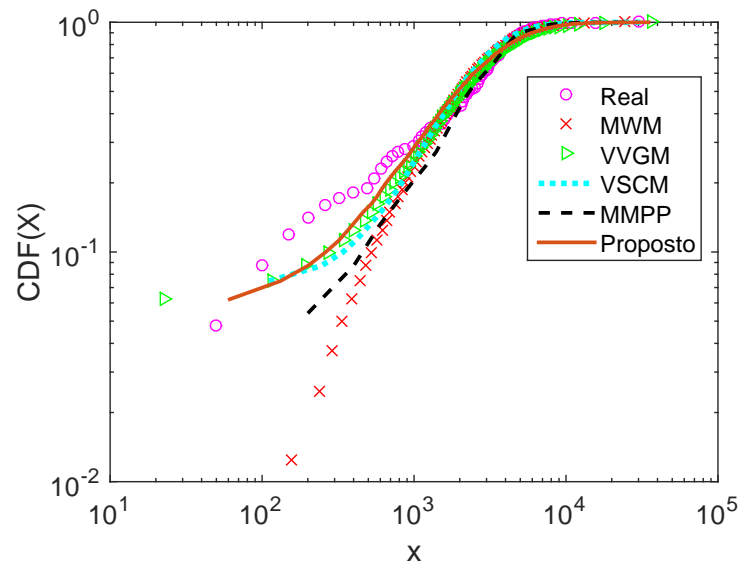


Figura 2.28: CDFs para a série de tráfego lbl-pkt-5.

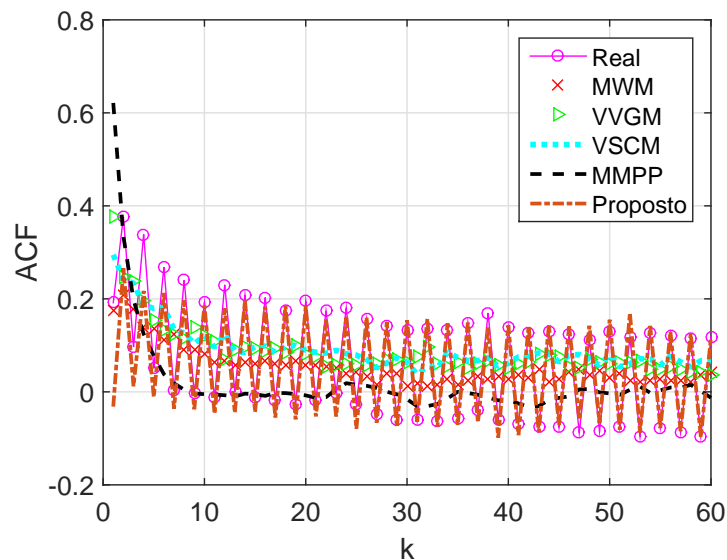


Figura 2.29: Função de autocorrelação para a série de tráfego lbl-pkt-5.

obtido para a variância é comparável aos valores obtidos por meio dos modelos MWM e VVGM e o valor para o parâmetro de Hurst está mais próximo do real do que aqueles obtidos por meio dos modelos VVGM e VSCM e comparável aos modelos MWM e MMPP; a ACF obtida está mais próxima do real do que os modelos VVGM, VSCM e MMPP e a taxa de transbordo do *buffer* é comparável aos dos modelos VSCM e MWM. Resultados similares são observados para a série de tráfego lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms.

A análise dos resultados obtidos para diferentes séries de tráfego de rede, incluindo séries com características multifractais (dec-pkt-1 na escala de 100 ms), mono-

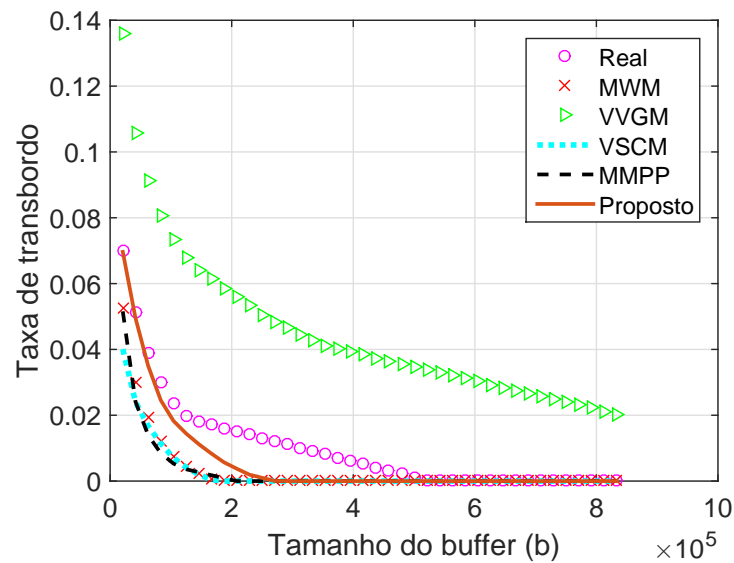


Figura 2.30: Taxa de transbordo para a série de tráfego lbl-pkt-5.

Tabela 2.11: EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real lbl-pkt-5 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto

MODELO	ACF	Taxa de transbordo
MWM	1.2095×10^{-2}	9.9651×10^{-5}
VVGM	1.2734×10^{-2}	1.3400×10^{-3}
VSCM	1.1594×10^{-2}	1.2608×10^{-4}
MMPP	1.8447×10^{-2}	1.1809×10^{-4}
PROP.	2.0914×10^{-3}	3.5687×10^{-5}

Tabela 2.12: Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em bytes para a série de tráfego real Waikato1 em comparação aos modelos utilizados.

MODELO	MÉDIA($\times 10^5$)	VARIÂNCIA($\times 10^{10}$)	PICO/MÉDIA	HURST
REAL	3.39	1.98	4.08	0.8992
MWM (E %)	3.35 (1.18)	1.96 (1.01)	3.78 (7.35)	0.8703 (3.21)
VVGM (E %)	3.56 (5.01)	2.13 (7.58)	3.52 (13.73)	0.8927 (0.72)
VSCM (E %)	3.54 (4.42)	1.29 (34.85)	2.99 (26.72)	0.9007 (0.17)
MMPP (E %)	3.41 (0.59)	1.91 (3.54)	3.67 (10.05)	0.6127 (31.86)
PROP. (E %)	3.48 (2.65)	2.17 (9.60)	3.87 (5.15)	0.8799 (2.15)

fractais (dec-pkt-2 na escala de 100 ms), Markovianas (série sintética de Poisson) e em escalas de agregação elevadas (lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms) mostra que o Modelo

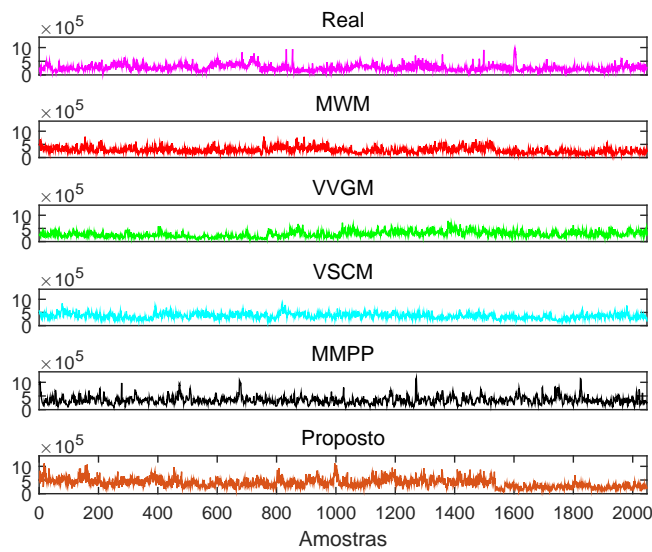


Figura 2.31: *Série real Waikato1 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.*

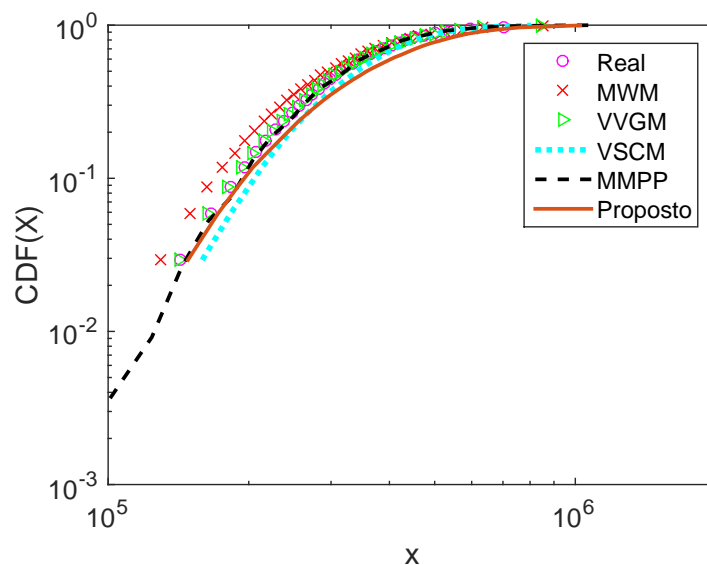


Figura 2.32: *CDFs para a série de tráfego Waikato1.*

Multifractal Adaptativo proposto neste capítulo apresenta, em geral, desempenho superior ou comparável aos demais modelos comparados. Em outras palavras, ao passo que os demais modelos apresentam desempenho irregular em função das mudanças de séries de tráfego, o modelo proposto geralmente não destoa dos demais modelos, apresentando desempenho geral melhor que os modelos VVGM, VSCM e MMPP.

Dentre os modelos multifractais comparados, o MWM é o modelo cujo desempenho pode ser comparado ao Modelo Multifractal proposto. Ambos são baseados em cascatas multiplicativas no domínio *Wavelet* e a síntese de N amostras por meio desses

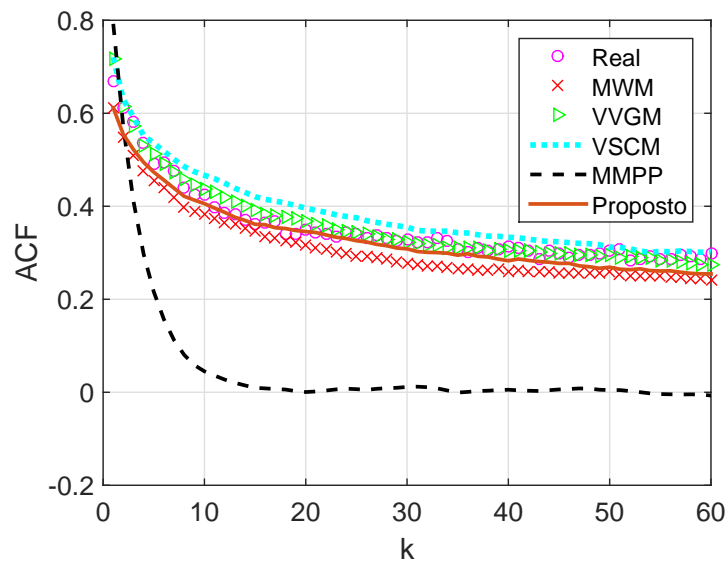


Figura 2.33: Função de autocorrelação para a série de tráfego Waikato1.

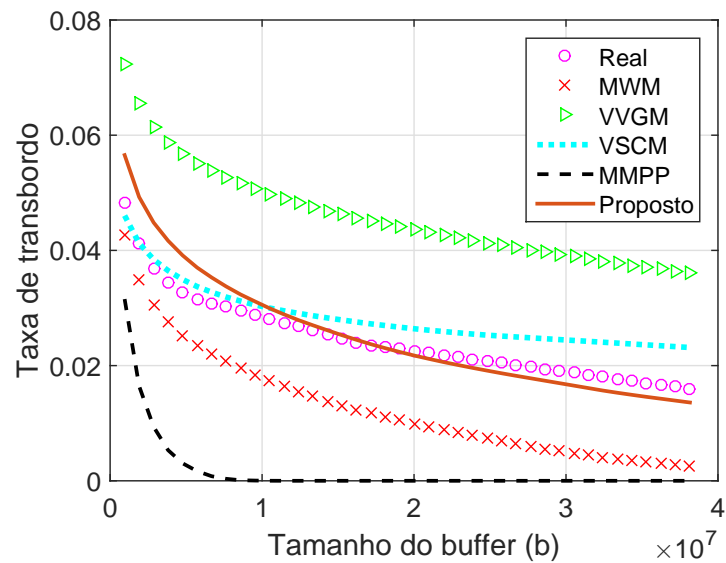


Figura 2.34: Taxa de transbordo para a série de tráfego Waikato1.

modelos tem complexidade $O(N)$.

Das diferenças entre esses modelos, pode-se destacar: o MWM estima parâmetros por meio do decaimento de energia dos coeficientes *Wavelets*, ao passo que o modelo proposto estima parâmetros por meio dos momentos dos coeficientes de escala (não sendo necessário aplicar a DWT para toda a série de tráfego); o MWM assume uma distribuição beta simétrica para os multiplicadores, ao passo que o modelo proposto assume uma distribuição Gaussiana cuja média pode ser diferente de zero; o MWM assume distribuição normal para os coeficientes de escala na escala de menor resolução, ao passo que o modelo proposto assume uma distribuição Gama; o MWM processa todas as amostras da

Tabela 2.13: EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real Waikato1 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto

MODELO	ACF	Taxa de transbordo
MWM	1.5666×10^{-3}	1.4184×10^{-4}
VVGM	2.5767×10^{-4}	4.5941×10^{-4}
VSCM	1.0631×10^{-3}	1.8261×10^{-5}
MMPP	8.4933×10^{-2}	5.4075×10^{-4}
PROP.	6.6089×10^{-4}	1.1369×10^{-5}

Tabela 2.14: Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em bytes para a série de tráfego real Waikato2 em comparação aos modelos utilizados.

MODELO	MÉDIA($\times 10^5$)	VARIÂNCIA($\times 10^{10}$)	PICO/MÉDIA	HURST
REAL	4.35	1.59	3.77	0.8140
MWM (E %)	4.35 (0.00)	1.57 (1.26)	2.71 (28.12)	0.7962 (2.19)
VVGM (E %)	4.39 (0.92)	1.52 (4.40)	2.71 (28.12)	0.8549 (5.02)
VSCM (E %)	4.30 (1.15)	0.96 (39.62)	2.23 (40.85)	0.8779 (7.85)
MMPP (E %)	4.37 (0.46)	1.46 (8.18)	2.87 (23.87)	0.6079 (25.32)
PROP. (E %)	4.33 (0.46)	1.49 (6.29)	2.74 (27.32)	0.7952 (2.31)

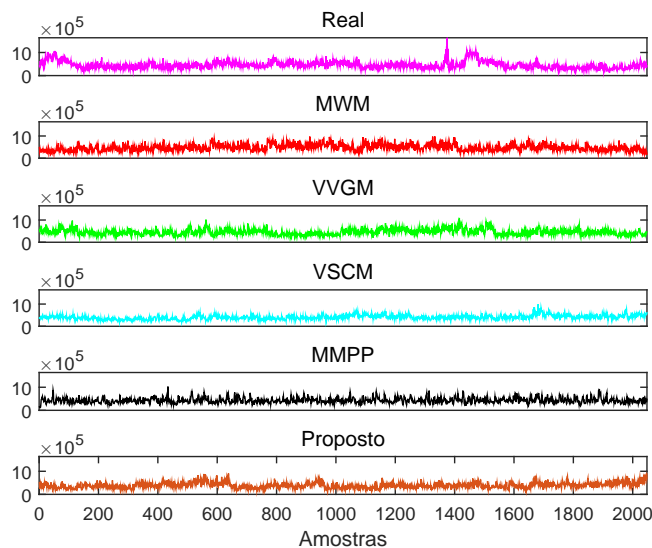


Figura 2.35: Série real Waikato2 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.

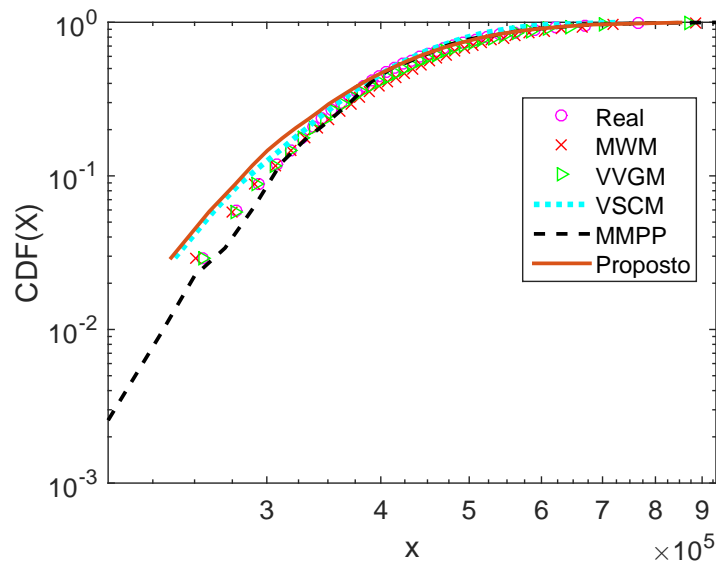


Figura 2.36: CDFs para a série de tráfego Waikato2.

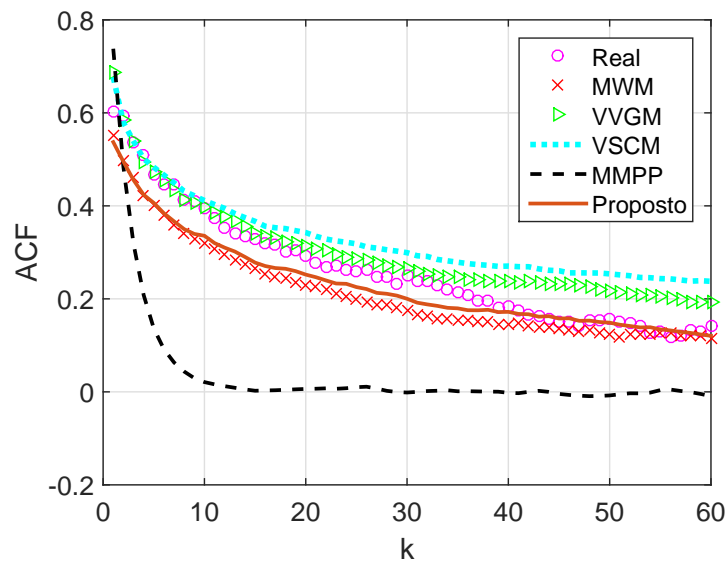


Figura 2.37: Função de autocorrelação para a série de tráfego Waikato2.

série de tráfego para estimar seus parâmetros, ao passo que o modelo proposto estima parâmetros adaptativamente; para uma dada janela de tempo n de tamanho W , onde $W < N$, o MWM mantém o custo computacional $O(N)$ para estimação de parâmetros, ao passo que o modelo proposto possui complexidade $O(W + \delta)$, onde δ representa o número de operações necessárias para atualização dos parâmetros do Modelo Multifractal Adaptativo (Proposições 1,2 e 3) da $(n - 1)$ -ésima janela de tempo para a n -ésima janela de tempo. Como δ é fixo, diz-se que a complexidade do Modelo Multifractal Adaptativo é simplesmente $O(W)$. Como exemplo, para a n -ésima janela de tempo de tamanho $W = \log_2(N)$, a complexidade computacional para estimação de parâmetros do modelo proposto é de

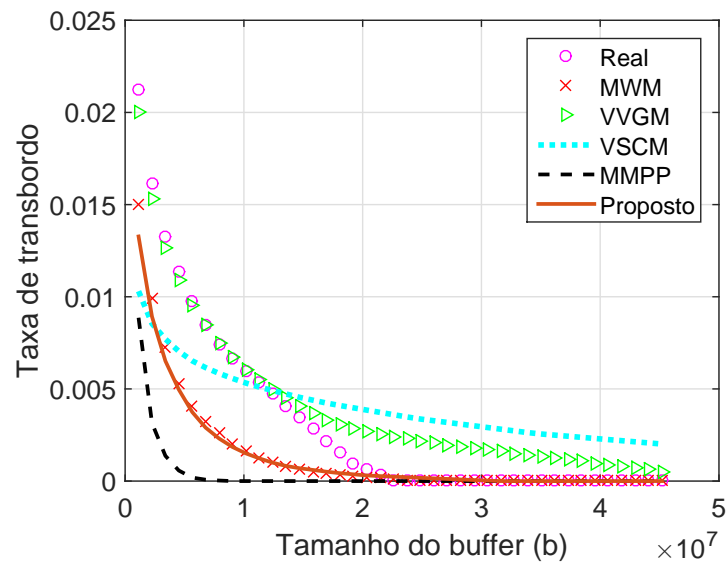


Figura 2.38: Taxa de transbordo para a série de tráfego Waikato2.

Tabela 2.15: EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real Waikato2 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto

MODELO	ACF	Taxa de transbordo
MWM	1.8913×10^{-3}	8.3404×10^{-6}
VVGM	2.7591×10^{-3}	1.7457×10^{-6}
VSCM	8.8613×10^{-3}	1.1260×10^{-5}
MMPP	3.9051×10^{-2}	2.4281×10^{-5}
PROP.	1.0749×10^{-3}	9.9064×10^{-6}

Tabela 2.16: Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em bytes para a série sintética de Poisson em comparação aos modelos utilizados.

MODELO	MÉDIA($\times 10^5$)	VARIÂNCIA($\times 10^5$)	PICO/MÉDIA	HURST
REAL	3.39	3.39	1.01	0.4668
MWM (E %)	3.39 (0.00)	3.35 (1.18)	1.01 (0.00)	0.4839 (3.66)
VVGM (E %)	3.39 (0.00)	3.37 (0.59)	1.01 (0.00)	0.6156 (31.88)
VSCM (E %)	3.39 (0.00)	1.84 (45.72)	1.00 (0.99)	0.6418 (37.49)
MMPP (E %)	3.39 (0.00)	12.7 (274.63)	1.01 (0.00)	0.5310 (13.75)
PROP. (E %)	3.39 (0.00)	3.45 (1.77)	1.01 (0.00)	0.5059 (8.38)

$O(\log_2(N))$, ao passo que para o MWM a complexidade é de $O(N)$, visto que o MWM não armazena parâmetros a medida que os dados são disponibilizados a cada janela de

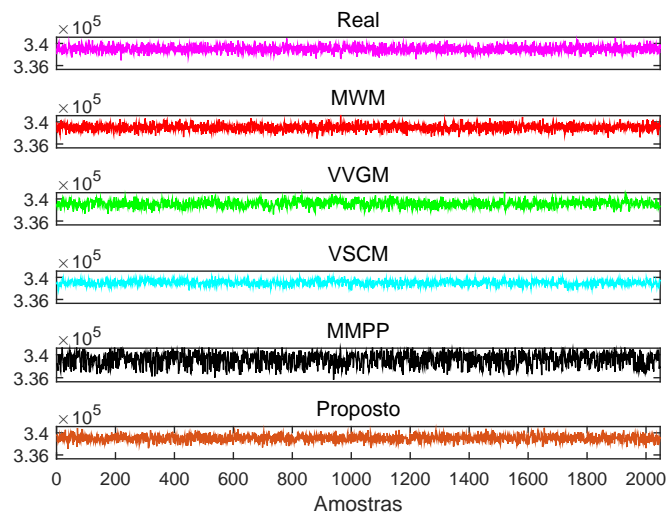


Figura 2.39: *Série sintética de Poisson e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.*

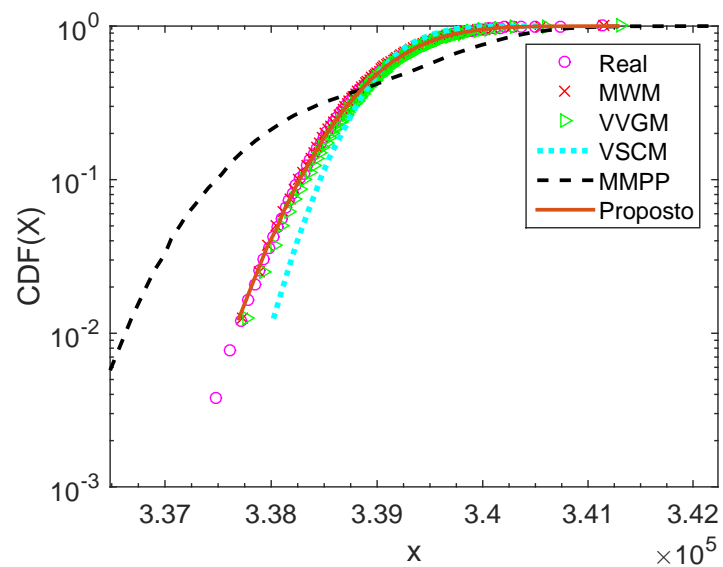


Figura 2.40: *CDFs para a série sintética de Poisson.*

tempo.

Destaca-se que o modelo proposto é adaptativo e por isso pode ser mais adequado do que seus pares para ser implementado em ambientes onde respostas em tempo real são exigidas.

O Modelo Multifractal proposto serve de base para outras proposições presentes neste trabalho.

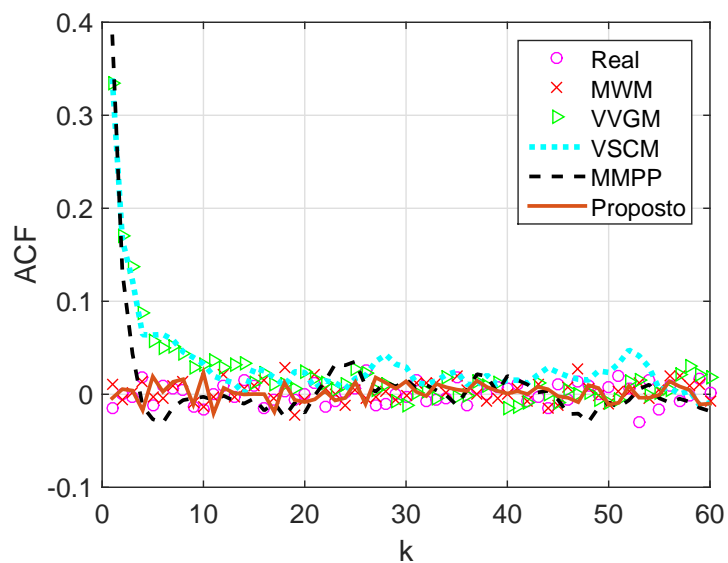


Figura 2.41: Função de autocorrelação para a série sintética de Poisson.

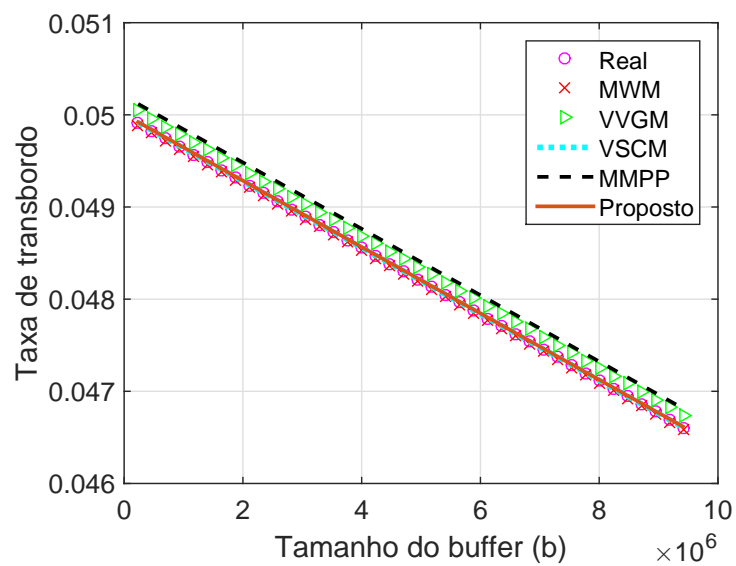


Figura 2.42: Taxa de transbordo para a série sintética de Poisson.

Tabela 2.17: EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série sintética de Poisson em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto

MODELO	ACF	Taxa de transbordo
MWM	1.9537×10^{-4}	5.7409×10^{-10}
VVGM	3.4493×10^{-3}	1.8145×10^{-8}
VSCM	3.6277×10^{-3}	2.3149×10^{-11}
MMPP	3.3801×10^{-3}	4.3694×10^{-8}
PROP.	2.5693×10^{-4}	1.4412×10^{-10}

Tabela 2.18: Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em bytes para a série de tráfego real lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms em comparação aos modelos utilizados.

MODELO	MÉDIA($\times 10^4$)	VARIÂNCIA($\times 10^9$)	PICO/MÉDIA	HURST
REAL	5.72	1.94	5.80	0.7631
MWM (E %)	5.52 (3.50)	1.79 (7.73)	6.20 (6.90)	0.7777 (1.91)
VVGM (E %)	5.72 (0.00)	1.68 (13.40)	5.81 (0.17)	0.8433 (10.51)
VSCM (E %)	5.80 (1.40)	0.76 (60.82)	3.88 (33.10)	0.9186 (20.38)
MMPP (E %)	5.76 (0.70)	1.59 (18.04)	5.37 (7.41)	0.6026 (21.03)
PROP. (E %)	5.47 (4.37)	1.46 (24.74)	6.02 (3.79)	0.7799 (2.20)

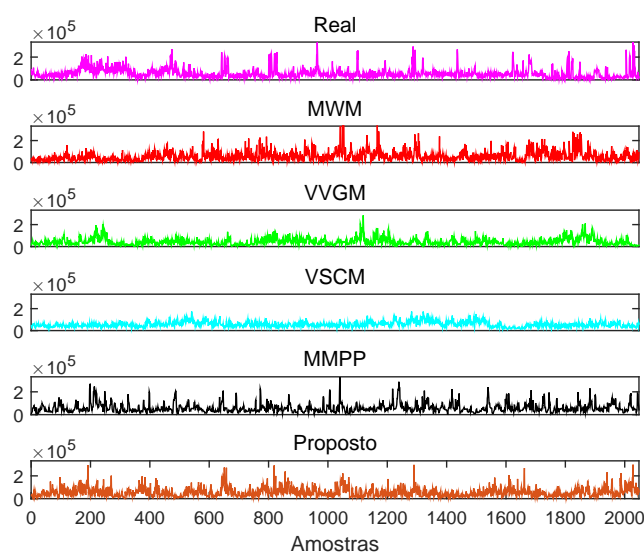


Figura 2.43: Série lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.

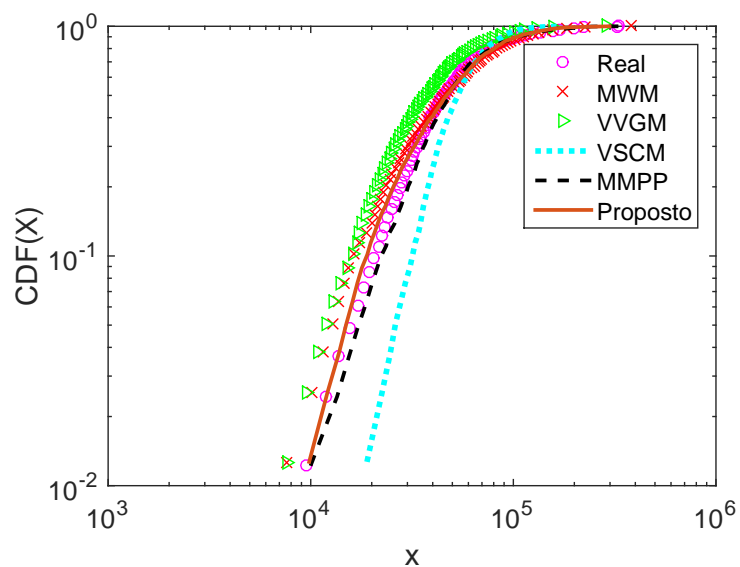


Figura 2.44: CDFs para a série *lbl-pkt-4* na escala de 1500 ms.

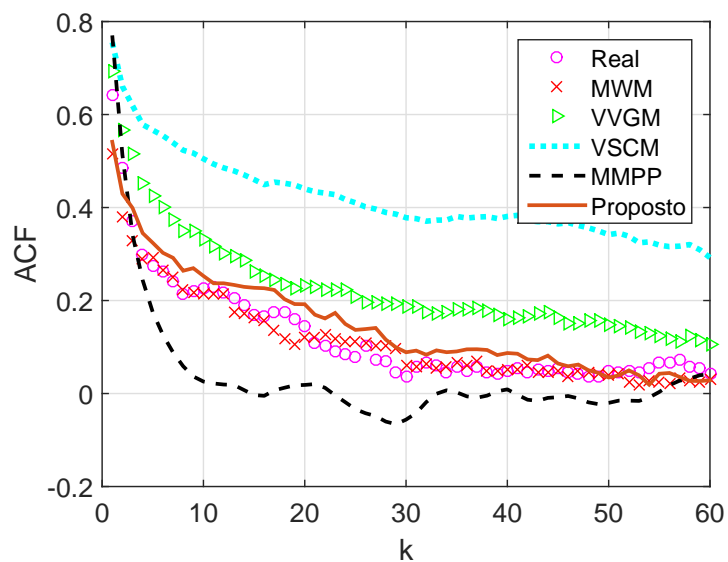


Figura 2.45: Função de autocorrelação para a série *lbl-pkt-4* na escala de 1500 ms.

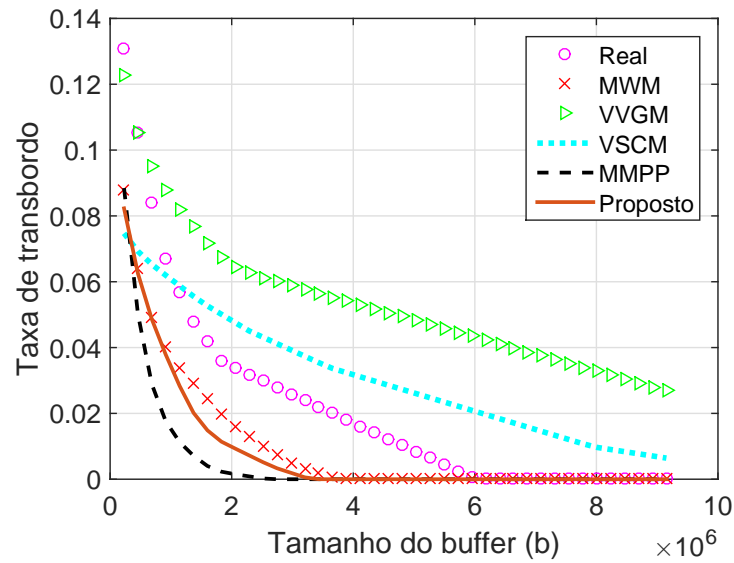


Figura 2.46: Taxa de transbordo para a série *lbl-pkt-4* na escala de 1500 ms.

Tabela 2.19: EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real *lbl-pkt-4* na escala de 1500 ms em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto

MODELO	ACF	Taxa de transbordo
MWM	9.8169×10^{-4}	2.8105×10^{-4}
VVGM	1.2144×10^{-2}	1.1293×10^{-3}
VSCM	8.8789×10^{-2}	2.9961×10^{-4}
MMPP	1.1544×10^{-2}	5.9021×10^{-4}
PROP.	1.7312×10^{-3}	3.7059×10^{-4}

Tabela 2.20: Valores das estatísticas de média, variância, relação pico/média e parâmetro de Hurst dados em bytes para a série de tráfego real SNU20100318 em comparação aos modelos utilizados.

Estatística	MÉDIA($\times 10^5$)	VARIÂNCIA($\times 10^9$)	PICO/MÉDIA	HURST
REAL	4.58	2.32	1.27	0.8528
MWM (E %)	4.58 (0.00)	2.30 (0.89)	1.37 (8.57)	0.8135 (4.61)
VVGM (E %)	4.61 (0.55)	2.46 (6.13)	1.39 (9.60)	0.7825 (8.24)
VSCM (E %)	4.58 (0.05)	1.32 (43.07)	1.26 (0.09)	0.8234 (3.45)
MMPP (E %)	4.59 (0.13)	3.06 (32.00)	1.29 (2.10)	0.5868 (31.19)
PROP. (E %)	4.58 (0.00)	2.35 (1.26)	1.39 (9.92)	0.8771 (2.85)

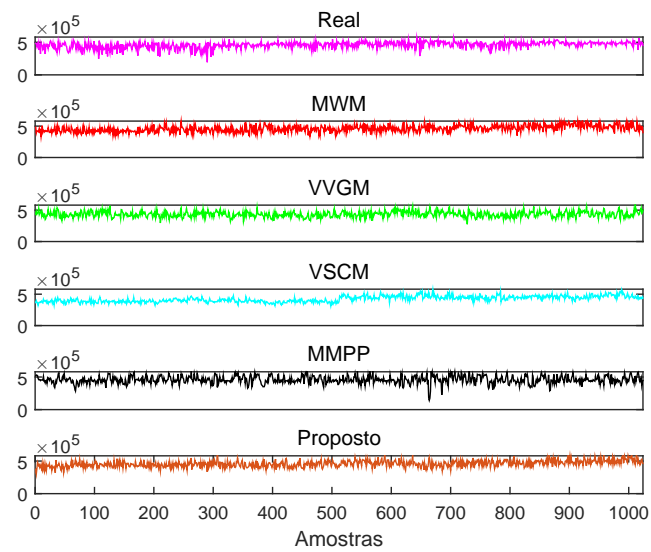


Figura 2.47: Série real SNU20100318 e séries sintéticas geradas por meio do modelo proposto e dos modelos MWM, VVGM, VSCM e MMPP.

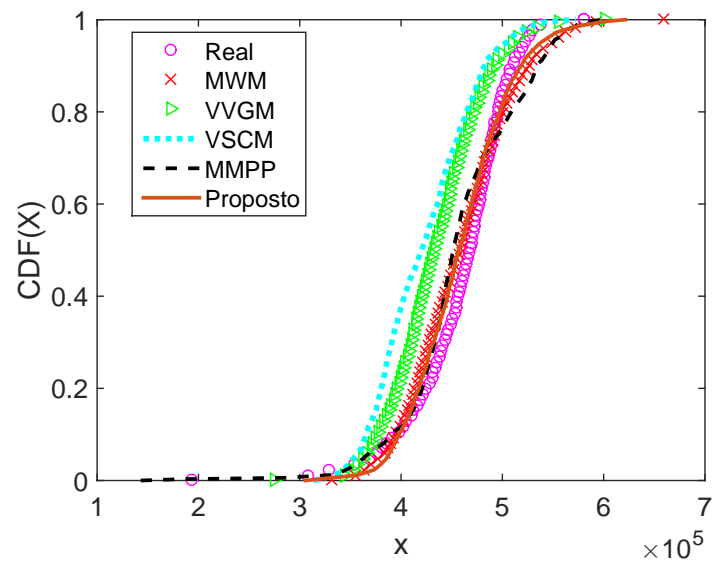


Figura 2.48: CDFs para a série de tráfego SNU20100318.

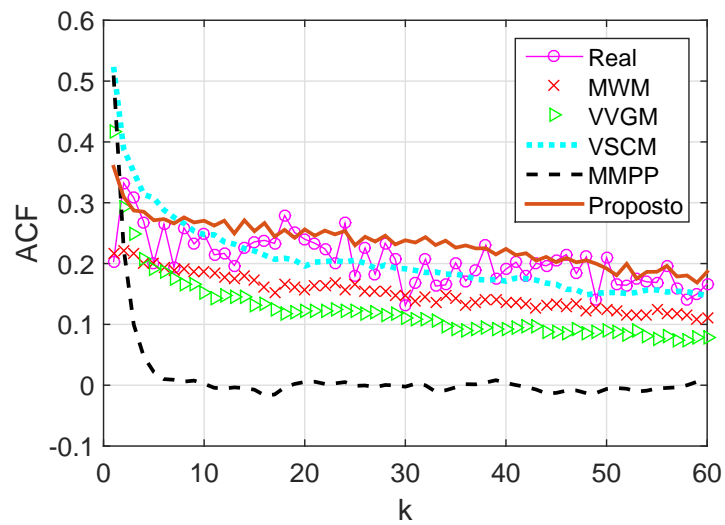


Figura 2.49: Função de autocorrelação para a série de tráfego SNU20100318.

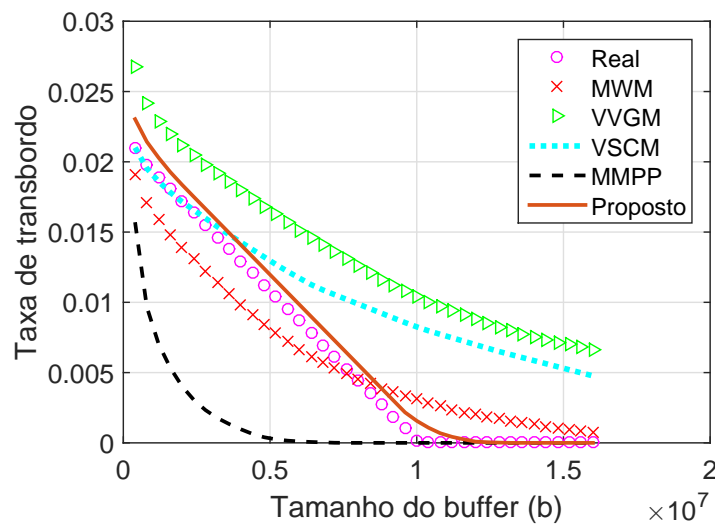


Figura 2.50: Taxa de transbordo para a série de tráfego SNU20100318.

Tabela 2.21: EQM da ACF e da Taxa de transbordo – série de tráfego real SNU20100318 em comparação às séries sintéticas obtidas a partir dos modelos MWM, VVGM, VSCM, MMPP e modelo proposto

MODELO	ACF	Taxa de transbordo
MWM	3.7625×10^{-3}	4.9177×10^{-6}
VVGM	9.2318×10^{-3}	5.2712×10^{-5}
VSCM	2.9721×10^{-3}	2.4933×10^{-5}
MMPP	4.2875×10^{-2}	5.3770×10^{-5}
PROP.	1.7623×10^{-3}	1.0264×10^{-6}

Cálculo de Rede: Processo Envelope do Modelo Multifractal Adaptativo

Este capítulo introduz os principais conceitos sobre Cálculo de Rede e propõe uma equação para o processo envelope do Modelo Multifractal Adaptativo proposto no Capítulo 2. Mais especificamente, na seção 3.1, é feita uma introdução ao Cálculo de Rede, abordando conceitos de processo envelope e de curva de serviço; na seção 3.2, são discutidos alguns trabalhos da literatura relacionados ao cálculo do processo envelope; na seção 3.3, é apresentada uma proposta para o cálculo do processo envelope utilizando o Modelo Multifractal proposto no Capítulo 2 e, na seção 3.4, são apresentados os resultados obtidos utilizando o processo envelope proposto em comparação a outros métodos presentes na literatura.

3.1 Introdução ao Cálculo de Rede

Em um trabalho pioneiro, Cruz [21] utilizou o Cálculo de Rede (*Network Calculus*) para estimar retardo e o tamanho da fila (*backlog*) em redes de computadores. O Cálculo de Rede é uma ferramenta da teoria de filas e relaciona-se com a teoria geral de sistemas lineares, no entanto, utiliza a álgebra *min-plus* [11], por meio da qual podem ser obtidas ferramentas para o cálculo de medidas de desempenho em redes.

Um dos objetivos do Cálculo de Rede é descrever de maneira qualitativa e quantitativa o tráfego que chega a um sistema de filas e o serviço que é provido a esse tráfego. Dentre os processos para caracterização do tráfego que chega ao sistema de rede, está o processo envelope, cujo objetivo é obter uma descrição mais precisa possível das fontes de tráfego. No Cálculo de Rede, a descrição do serviço provido aos usuários de uma rede é feita por meio de curvas de serviço.

Em [65], os autores descrevem métodos existentes na literatura para estimação do processo envelope e relaciona-os à provisão de Qualidade de Serviço (QoS – *Quality of Service*). Em [78], os autores introduzem o conceito de curva de serviço para caracterização de escalonadores para o GPS (*Generalized Processor Sharing*).

Atualmente, o conceito de curva de serviço tem sido explorado em várias tecnologias e cenários. Em [31], o autor apresenta diferentes curvas de serviços para diversos cenários e aplicações e formas de calculá-las utilizando Cálculo de Rede determinístico e estatístico.

A elegância da teoria do Cálculo de Rede (*Network Calculus*) é devida às fórmulas de convolução muito intuitivas que podem ser utilizadas para determinar as saídas de *bytes* de um sistema a partir do seu processo envelope de chegadas e de sua curva de serviço.

No Cálculo de Rede, a convolução é uma operação aplicada a processos causais, não-decrescentes e contínuos para $t > 0$. Assim, para dois processos $f(t)$ e $g(t)$, a operação de convolução é definida da seguinte forma [65]:

$$f \otimes g(t) = \inf_{\tau \in [0, t]} \{f(\tau) + g(t - \tau)\}. \quad (3-1)$$

Na teoria de sistemas lineares, a operação de convolução é definida como $f \otimes g(t) = \int_{\tau \in \mathbb{R}} f(\tau) \times g(t - \tau)$. Em (3-1), a integral da definição padrão de convolução é substituída pela operação de *infimum* e a multiplicação por uma operação de soma. Por isso, a operação de convolução definida por (3-1) é conhecida como operação de $(\min, +)$, proveniente da álgebra *min-plus* [11].

De maneira similar, a operação de deconvolução é definida como:

$$f \oslash g(t) = \sup_{\tau \geq 0} \{f(t + \tau) - g(\tau)\}. \quad (3-2)$$

Os conceitos de processo envelope e de curva de serviço fundamentam a teoria do Cálculo de Rede (*Network Calculus*). Uma vez obtidas as funções para o processo envelope e para a curva de serviço, estimativas para o *backlog* (tamanho da fila) e retardo podem ser feitas utilizando as operações de convolução e deconvolução do Cálculo de Rede.

O conceito de curva de serviço é muito utilizado na literatura para derivar limites de desempenho de rede como, por exemplo, retardo máximo de sistemas de transmissão que utilizam *buffers* [31, 65].

Nesta seção, com o objetivo de descrever um sistema de comunicação fluído, para o qual o Cálculo de Rede é aplicável [31], considere que os dados que chegam ao sistema utilizado são sempre divisíveis em *bytes* e que todas as funções apresentadas a seguir são não-negativas, não-decrescentes, e iguais a zero na origem, matematicamente:

$$F_0 = \{f : f(t) \geq f(\tau) \geq 0, \forall t \geq \tau, f(0) = 0\}. \quad (3-3)$$

Além disso, considere $A(t)$ como o conjunto acumulado de *bytes* que chegam ao sistema

no intervalo $[0, t)$, isto é, $A(t)$ é o processo de tráfego acumulado. As chegadas no intervalo $[\tau, t)$ são designadas por $A(\tau, t) = A(t) - A(\tau)$. Essas mesmas considerações são feitas para o processo de saída do sistema, denotado por D . Note que para todo t , $A(t) \geq D(t)$, e se $A(t) > D(t)$, então *bytes* são armazenados no *buffer*.

A teoria do Cálculo Rede (*Network Calculus* [31]) generaliza as observações acima para diferentes cenários e define o conceito de curva de serviço, denotado por $S(t)$. Uma curva de serviço é utilizada para modelar o serviço que é fornecido por um sistema. A noção de curva de serviço foi explorada em [78] e, posteriormente, generalizada e formalizada em [16, 55].

Formalmente, um sistema é capaz de oferecer uma curva de serviço $S(t)$ se o processo de saída $D(t)$ puder ser definido, para todo t , por meio da seguinte equação:

$$D(t) \geq \inf_{\tau \in [0, t]} \{A(\tau) + S(t - \tau)\} =: A \otimes S(t), \quad (3-4)$$

onde o símbolo \otimes , conforme mencionado anteriormente, designa a operação de convolução da álgebra *min-plus* [11].

No caso de um servidor com taxa de transmissão constante e igual a R , a curva de serviço é definida como $S(t) = Rt$.

Quando um sistema prevê um limite inferior para o processo de saída $D(t)$, a curva de serviço encontrada é frequentemente referida como uma curva de serviço mínima $S^{\min}(t)$. De maneira análoga, um limitante superior para a curva de serviço é denominado curva de serviço máxima $S^{\max}(t)$, podendo ser utilizada para fornecer um limite superior para as partidas de *bytes* de uma rede. Se um sistema implementa uma curva de serviço $S(t)$ que descreve perfeitamente o serviço oferecido, ela é referida como uma curva de serviço exata. Exemplos de sistemas que implementam uma curva de serviço exata são enlaces de transmissão com taxas constantes, onde $S(t) = Rt$ e reguladores de tráfego baseados no algoritmo de balde furado [31], onde $S(t) = \sigma + \rho t$, e as variáveis σ e ρ representam o valor máximo acumulado e a taxa de regulação do algoritmo de balde furado, respectivamente.

As curvas de serviços provêm um modelo muito útil e versátil para análise de desempenho de elementos de rede [68]. Quando combinadas a curvas de chegadas, as curvas de serviços, especialmente as curvas de serviço mínimas, desempenham um papel importante na provisão de garantias de serviço, uma vez que podem fornecer limites superiores para parâmetros de QoS como *backlog* e retardo [65].

No Cálculo de Rede, o termo processo envelope designa uma classe de processos que descrevem as curvas de chegadas. O processo envelope não se baseia apenas na análise teórica rigorosa, mas também na ampla implementação prática [65]. Conforme mencionado anteriormente, o processo envelope é um dos elementos-chave para muitos

dos mecanismos de provisão de QoS que lançam mão do Cálculo de Rede. O processo envelope $\hat{A}(t)$ de um modelo de tráfego de rede limita o processo de tráfego acumulado $A(t)$ gerado a partir desse modelo. Em outras palavras, o processo envelope $\hat{A}(t)$ oferece limitantes superiores para o tráfego acumulado em qualquer instante de tempo t , cujo processo pode estar associado a um modelo de tráfego. Tais limitantes de tráfego podem ser determinísticos (isto é, com limitantes estritos) ou probabilísticos (isto é, violações podem ocorrer, mas com uma pequena probabilidade). Os processos envelope podem ser utilizados para fornecimento de garantias de serviço em redes com características determinísticas ou estatísticas. O uso de um processo envelope baseado em modelagem do tráfego de rede pode ser especialmente interessante, uma vez que em muitos casos é inviável obter uma caracterização estatística precisa das fontes de tráfego, tornando a análise de desempenho de redes com tráfego estocástico uma tarefa não trivial (de difícil tratamento matemático).

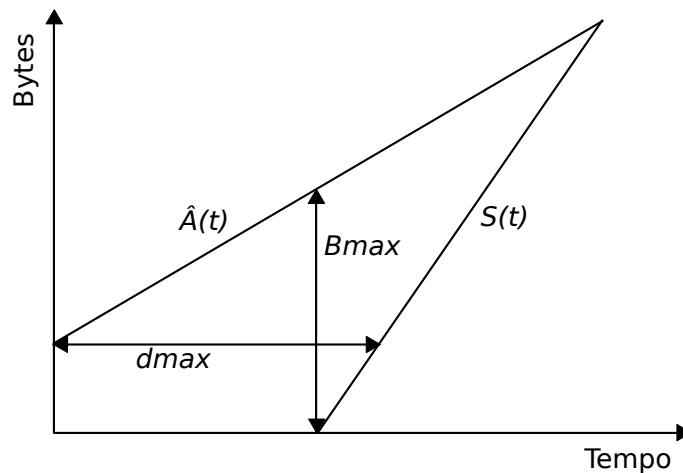


Figura 3.1: *Backlog máximo e retardo máximo obtidos a partir do processo envelope e da curva de serviço utilizando a teoria do Cálculo de Rede.*

A Figura 3.1 ilustra o cálculo do *backlog* máximo como a maior distância no eixo das ordenadas entre o processo envelope e a curva de serviço. Já o retardo máximo é calculado como a maior distância no eixo das abscissas entre o processo envelope e a curva de serviço. Matematicamente, os valores de *backlog* máximo e retardo máximo são obtidos a partir da teoria do Cálculo de Rede, utilizando operações de convolução da álgebra *min-plus* sobre todo o intervalo de tempo considerado. No Capítulo 5, são derivadas equações para estimação desses parâmetros de QoS utilizando Cálculo de Rede.

A seção seguinte apresenta alguns trabalhos da literatura relacionados ao cálculo do processo envelope.

3.2 Trabalhos Relacionados ao Cálculo do Processo Envelope

Para o modelo de movimento Browniano (*Bm-Brownian Motion*) [77], o processo de tráfego acumulado $A(t)$ possui processo envelope $\hat{A}(t)$, definido como [68, 77]:

$$\hat{A}(t) = \mu t + \kappa \sigma t^{1/2}, \quad (3-5)$$

onde, μ e σ são a média e o desvio padrão do processo Bm, respectivamente. O parâmetro κ determina a probabilidade ε do processo de tráfego acumulado $A(t)$ exceder o processo envelope $\hat{A}(t)$, onde $\kappa = \sqrt{-2 \log \varepsilon}$.

Ao considerar $A(t)$ um processo de movimento Browniano (Bm), pode-se escrever:

$$P\left(\frac{A(t) - \mu t}{\sigma t^H} > \kappa\right) = \bar{\Phi}(k), \quad (3-6)$$

onde $\bar{\Phi}(\cdot)$ é uma função de distribuição residual de uma distribuição normal padrão. Em [68], foi mostrado que se $\bar{\Phi}(k) \approx \varepsilon \ll 1$, então a seguinte aproximação é válida:

$$P(A(t) > \hat{A}(t)) \approx \varepsilon. \quad (3-7)$$

As aplicações do processo Bm para modelagem do tráfego de rede estão restritas aos cenários de tráfego de rede com características de curta-dependência.

No entanto, a abordagem baseada nas equações (3-6) e (3-7) pode ser estendida para diferentes tipos de tráfego, inclusive para tráfego com características de longa-dependência, como é o caso do processo fBm [68].

O processo fBm (*fractional Brownian motion*) pode descrever melhor as séries de tráfego de rede com características de longa-dependência entre as amostras do que o processo Bm [75].

No fBm, o parâmetro de Hurst (H) é levado em consideração e seus valores estão limitados ao intervalo $H = [1/2, 1)$. De fato, a lei de Hurst [90] estabelece uma relação entre a variância do processo de incrementos do tráfego acumulado $A(t)$ e o parâmetro de Hurst (H), por meio da seguinte equação [68]:

$$\mathbb{V}[A(t + \tau) - A(t)] = \sigma^2 \tau^{2H}, \quad (3-8)$$

onde $\mathbb{V}[\cdot]$ indica variância e $H \in [1/2, 1)$.

O processo envelope do fBm é definido como [68]:

$$\hat{A}(t) = \mu t + \kappa \sigma t^H, \quad (3-9)$$

onde, para o processo fBm, μ é a média, σ o desvio padrão, H o parâmetro de Hurst e $\kappa = \sqrt{-2\log \epsilon}$.

O mBm (*multifractal Brownian motion*) [81] é a generalização multifractal de um processo fBm (*fractional Brownian motion*) [69]. Segundo [69], o mBm é um processo Gaussiano capaz de capturar a alta variabilidade do tráfego de rede presente em pequenas escalas de tempo, tendo a propriedade de ser descrito localmente por um processo fBm.

Para o mBm, um limitante superior para o tráfego acumulado pode ser calculado em função da média do processo de tráfego e de um limitante superior para o seu processo de incrementos. Um limitante superior para o processo de incrementos do mBm pode ser estimado por meio dos limitantes superiores para os incrementos locais do fBm, visto que, como mencionado anteriormente, o processo mBm pode ser aproximado localmente (na vizinhança do tempo t) por um processo fBm com parâmetro de Hurst $H(t)$ [69]. O processo de incrementos do fBm no instante de tempo t pode ser calculado da seguinte maneira [32]:

$$Z_H(t) \leq \kappa H t^{H-1}. \quad (3-10)$$

Assumindo que a vizinhança de um instante de tempo t aproxima-se de zero, o processo envelope $\hat{A}(t)$ do mBm é calculado da seguinte forma [69]:

$$\hat{A}(t) = \int_0^t \mu + \kappa \sigma H(x) x^{H(x)-1} dx, \quad (3-11)$$

onde μ , σ e $H(\cdot)$ são a média, o desvio padrão e o expoente de Hölder do processo mBm, respectivamente.

O expoente de Hölder descreve a regularidade local de um processo, sendo uma medida comumente utilizada para descrever o comportamento de processos que ocorrem em múltiplas escalas, como é o caso de processos multifractais. O expoente de Hölder pode ser visto como uma generalização do parâmetro de Hurst [5], podendo assumir diferentes valores para diferentes instantes de tempo t . Quando o expoente de Hölder $H(\cdot)$ é constante, o processo envelope do mBm reduz-se ao processo envelope do fBm.

A seção seguinte apresenta a contribuição desta tese para o cálculo do processo envelope do tráfego de redes.

3.3 Cálculo do Processo Envelope para o Modelo Multifractal Adaptativo

Nesta seção, é proposta uma equação para o cálculo do processo envelope do tráfego de redes utilizando o Modelo Multifractal proposto no Capítulo 2. Para tanto,

calcula-se adaptativamente o primeiro momento dos coeficientes de escala $U_{0,k}$ na escala de menor resolução via cálculo recursivo dos parâmetros α e β do Modelo Multifractal.

Proposição 4: *Cálculo do Processo Envelope $\hat{A}(\alpha, \beta)(n)$ do Modelo Multifractal Baseado em Cascata Multiplicativa no Domínio Wavelet.* Seja $C[k]$ o processo discreto de tráfego no instante de tempo k gerado a partir de um modelo baseado em cascata multiplicativa no domínio Wavelet. Seja $U_{0,k}$ o k -ésimo coeficiente de escala na escala de menor resolução dessa cascata. Seja $\mu_c(n)$ e $\sigma_c^2(n)$, respectivamente, a média e a variância de $U_{0,k}$ na janela de tempo n . Assumindo uma distribuição Gama com parâmetros α e β para $U_{0,k}$, então o momento de primeira ordem de $U_{0,k}$ relaciona-se com o processo envelope $\hat{A}(\alpha, \beta)(n)$ do processo de tráfego $C[k]$, onde os parâmetros α e β podem ser recursivamente calculados a cada janela de tempo n , conforme definido a seguir:

$$\hat{A}(\alpha, \beta)(n+1) = (n+1)2^{-\log_4^{n+1}} \frac{\alpha(n+1)}{\beta(n+1)}, \quad (3-12)$$

e os parâmetros $\alpha(n+1)$ e $\beta(n+1)$ são calculados adaptativamente por meio das equações (2-40) e (2-41) do Modelo Multifractal Adaptativo proposto no Capítulo 2, transcritas a seguir:

$$\alpha(n+1) = \frac{(\mu_c(n+1))^2}{(n/(n+1))\mu_c^2(n)(1+1/\alpha(n)) + \gamma(n+1)},$$

$$\beta(n+1) = \frac{(\mu_c(n+1))}{(n/(n+1))\sigma_c^2(n)(1+(\beta(n)\sigma_c(n))^2) + \gamma(n+1)}.$$

Demonstração.

Com os valores de $\alpha(n+1)$ e $\beta(n+1)$ recursivamente calculados por meio do Modelo Multifractal proposto, é possível calcular o primeiro momento do processo $U_{0,k}$ por meio de:

$$E[U_{0,k}](n+1) = \frac{\alpha(n+1)}{\beta(n+1)}. \quad (3-13)$$

Para um processo de cascata multiplicativa no domínio Wavelet, a seguinte equação de síntese dos coeficientes de escala $U_{j,k}$ em escalas de menor resolução pode ser utilizada [88]:

$$U_{j,k} = 2^{-1/2}(U_{j+1,2k} + U_{j+1,2k+1}). \quad (3-14)$$

A partir de (3-14), pode-se encontrar o processo de tráfego agregado por meio de:

$$\hat{A}(K) = 2^{(-\log_2^K/2)} \sum_{k=0}^{K-1} U_{0,k}, \quad (3-15)$$

onde K é o número de amostras do processo $U_{0,k}$.

O valor médio dos coeficientes de escala $U_{0,k}$ podem ser calculados por meio de:

$$\mathbb{E}[U_{0,k}](K) = \left(\frac{1}{K}\right) \sum_{k=0}^{K-1} U_{0,k}. \quad (3-16)$$

Usando (3-16) em (3-15), e para $K = n$, pode-se escrever:

$$\hat{A}(\alpha, \beta)(n) = 2^{-\log_4^n} n \mathbb{E}[U_{0,k}](n), \quad (3-17)$$

ou, ainda:

$$\hat{A}(\alpha, \beta)(n+1) = 2^{-\log_4^{n+1}} (n+1) \mathbb{E}[U_{0,k}](n+1). \quad (3-18)$$

Substituindo (3-13) em (3-18), obtém-se, como desejado, o processo envelope para o Modelo Multifractal proposto:

$$\hat{A}(\alpha, \beta)(n+1) = (n+1) 2^{-\log_4^{n+1}} \frac{\alpha(n+1)}{\beta(n+1)}$$

□

Na seção seguinte, são apresentados os resultados obtidos por meio do processo envelope proposto em comparação àqueles obtidos utilizando os processos Bm, fBm e mBm.

3.4 Resultados e Discussões

Nas seções anteriores, foram apresentadas equações para cálculo do processo envelope para os modelos de tráfego Bm, fBm, mBm e Modelo Multifractal Adaptativo. Nesta seção, traça-se um comparativo das estimativas obtidas por meio da equação proposta com aquelas obtidas através dos demais modelos. Para tal, utiliza-se o EQMN (Erro Quadrático Médio Normalizado), calculado da seguinte forma [102]:

$$EQMN = \frac{\mathbb{E}[(VE - VO)^2]}{\sigma_{VE}^2}, \quad (3-19)$$

onde VE é o vetor de valores esperados, VO é o vetor de valores obtidos, $\mathbb{E}[\cdot]$ denota o valor médio e σ_{VE}^2 é a variância do vetor de valores esperados. Para esta seção, os valores esperados são aqueles referentes ao processo envelope obtido com tráfego de rede real.

As Figuras 3.2, 3.3 e 3.4 apresentam os resultados obtidos para o processo envelope utilizando as séries de tráfego de rede dec-pkt-1, lbl-pkt-5 e Waikato1, respectivamente. Por meio dessas figuras, é possível observar que, em geral, o processo envelope proposto é mais preciso em descrever o processo envelope real do que o Bm, o fBm e o

mBm. De fato, valores menores para os EQMN (Erro Quadrático Médio Normalizado) foram obtidos, conforme pode ser observado através da Tabela 3.1. A exceção é o resultado verificado para a série dec-pkt-1, para a qual o envelope proposto obteve valor de EQMN superior ao mBm, porém inferior aos demais.

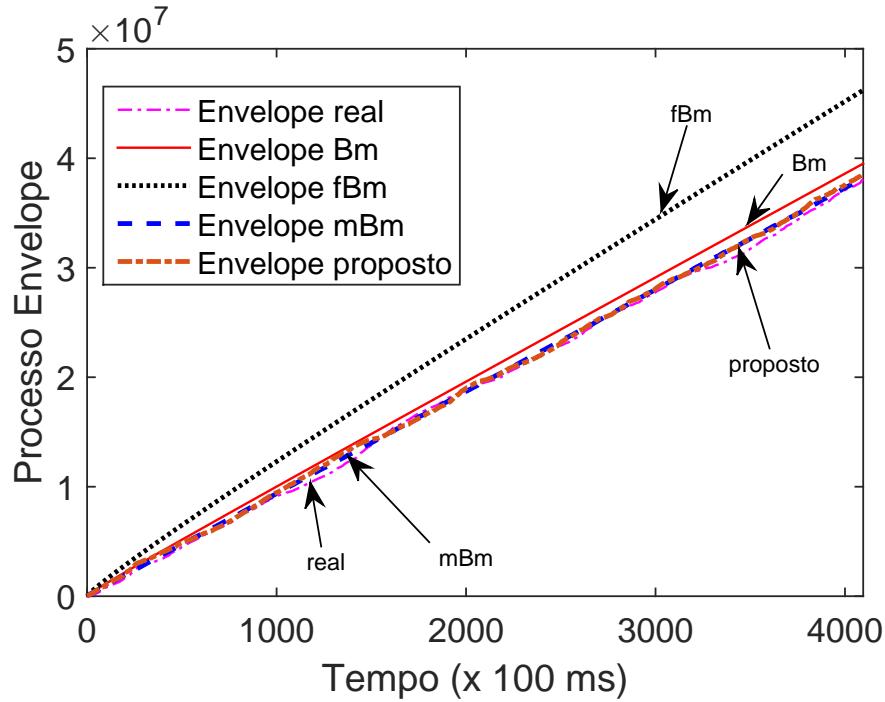


Figura 3.2: Processo envelope para a série de tráfego real dec-pkt-1 na escala de 100 ms.

Tabela 3.1: Erro Quadrático Médio Normalizado para o Processo Envelope.

Série	Bm	fBm	mBm	Proposto
dec-pkt-1	1.3501×10^{-2}	2.5064×10^{-1}	1.4803×10^{-3}	2.0719×10^{-3}
lbl-pkt-5	8.8517×10^{-3}	1.2521×10^{-1}	2.6104×10^{-3}	1.1330×10^{-3}
Waikato1	3.6286×10^{-2}	1.0011×10^0	1.3175×10^{-2}	1.0790×10^{-2}

No Capítulo 5, o processo envelope será utilizado, via Cálculo de Rede, para estimar *backlog* e retardo em um ambiente de rede sem fio baseado na tecnologia OFDM. Quanto mais preciso o processo envelope utilizado, melhores são as estimativas obtidas para o *backlog* e o retardo.

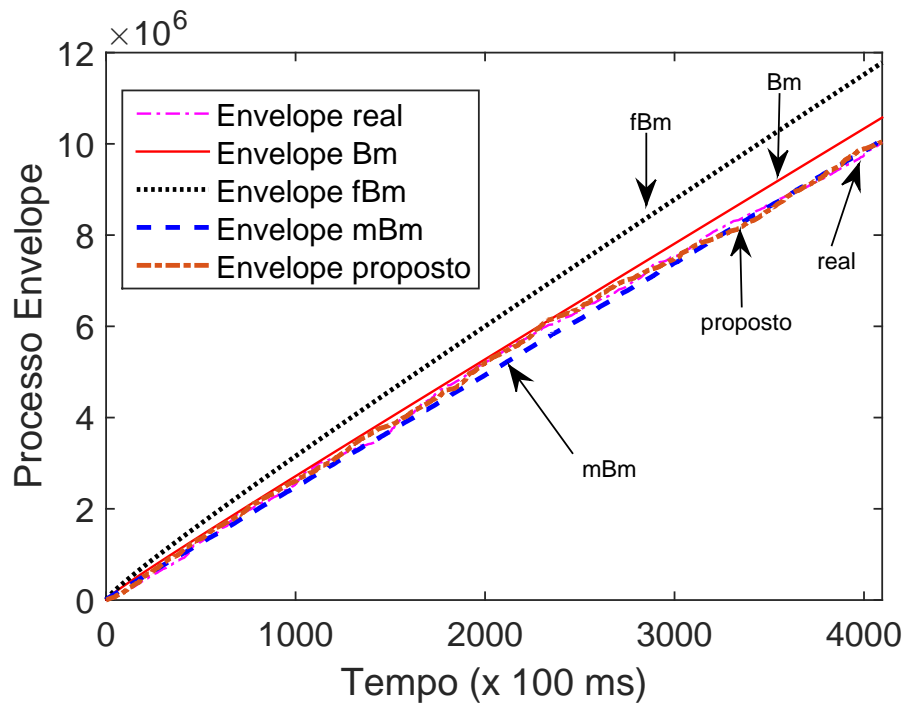


Figura 3.3: Processo envelope para a série de tráfego real *lbl-pkt-5* na escala de 100 ms.

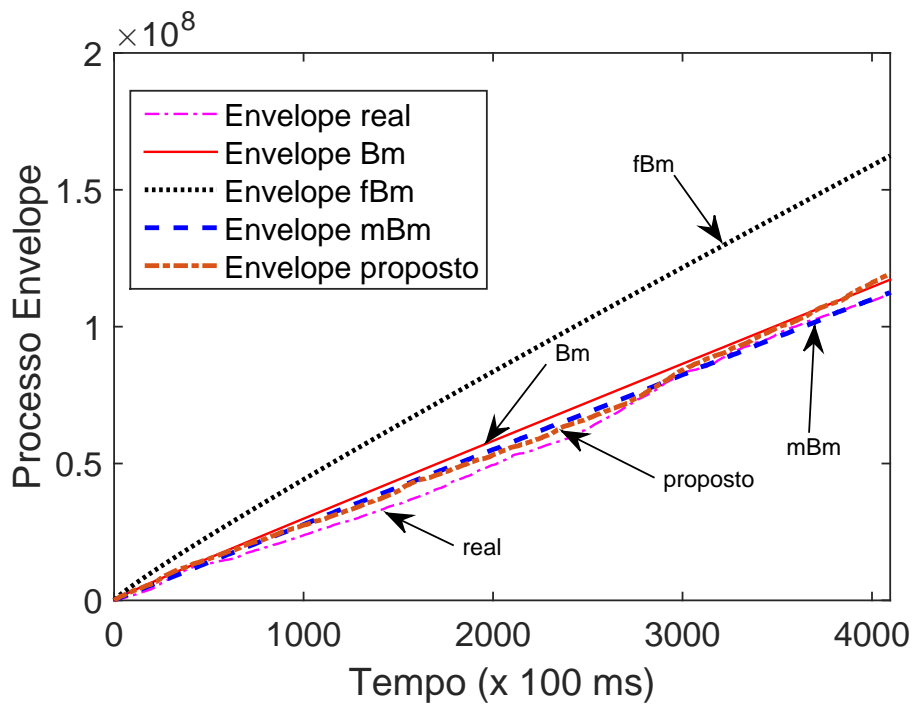


Figura 3.4: Processo envelope para a série de tráfego real *Wai-kato1* na escala de 10 ms.

Cálculo de Probabilidade de Transbordo do *Buffer* Considerando o Modelo Multifractal Adaptativo

Uma medida importante de Qualidade de Serviço (QoS) em redes de comunicações é a probabilidade de perda de dados. Um valor de probabilidade de perda acima do esperado pode estar relacionado a problemas como congestionamento, *buffers* mal dimensionados, servidores com baixa capacidade e condições inadequadas do canal de comunicação.

Considere um sistema simplificado de transmissão de dados constituído de uma fila única de tamanho Q com disciplina FIFO (*First-In First-Out*), um servidor de capacidade constante c e de um *buffer* finito de tamanho b . Os dados que chegam a esse sistema tem taxa média de chegada λ e são medidos em unidades de *bytes* de informação. A quantidade de *bytes* que chega à fila e que não é transmitida por indisponibilidade ou por falta de recursos do servidor c é armazenada no *buffer* b . No instante de tempo em que o tamanho da fila Q ultrapassa o comprimento do *buffer* b , ocorre transbordo do *buffer*. Esse sistema está ilustrado na Figura 4.1. Os eventos de transbordo do *buffer* implicam em perda de *bytes* e essa é uma das formas com que dados podem ser perdidos em um sistema de comunicação. Este capítulo trata da perda de dados (*bytes*) devida ao transbordo do *buffer*.

A probabilidade de transbordo do *buffer* $P[Q > b]$ é definida como o limite do quociente entre o somatório do número de instantes de tempo em que há transbordo e o tempo total T para T tendendo ao infinito [47], conforme a equação a seguir:

$$P[Q > b] = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \sum_{t=1}^T I(Q_t > b) \quad (4-1)$$

onde $I(A)$ é uma Função Indicadora definida como: $I(A) = 1$ se A é verdadeiro e $I(A) = 0$, caso contrário. Q_t é o tamanho da fila no *buffer* no instante de tempo t e os valores escolhidos para T são geralmente grandes o suficiente para que os valores calculados

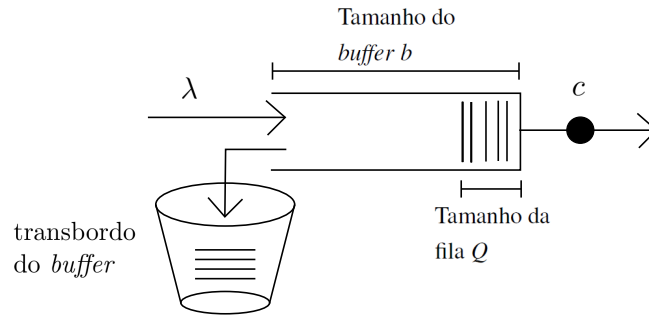


Figura 4.1: Sistema de fila única com taxa média de chegada λ , taxa de serviço constante c , buffer finito b e tamanho de fila Q . Quando $Q > b$ há transbordo do buffer b .

de $P[Q > b]$ expressem a probabilidade de transbordo do *buffer*.

A estimativa da probabilidade de transbordo do *buffer* obtida por meio de cálculos analíticos é geralmente comparada à taxa de transbordo do *buffer* obtida por meio de simulação. A taxa de transbordo é calculada por meio do quociente entre o somatório do número de instantes de tempo em que eventos de transbordo são registrados e o somatório de todos os instantes de tempo considerados na simulação.

A equação (4-1) é útil para se obter estimativas para a probabilidade de transbordo do *buffer* a partir dos registros de uma rede real ou de um simulador, mas (4-1) não oferece meios para estimação paramétrica da probabilidade de transbordo do *buffer*. Ela não está relacionada a modelos específicos para os processos de chegada de *bytes*, saída de *bytes* ou da quantidade de *bytes* na fila e, por isso, não deve ser usada para obter estimativas de QoS nas fases de concepção, projeto e controle de redes.

Na seção 4.2, a seguir, são apresentadas as abordagens MSQ (*MultiScale Queuing*) e CDTSQ (*Critical Dyadic Time-Scale Queue*) [86]: duas equações presentes na literatura para a estimação de probabilidade de transbordo do *buffer* baseada em modelagem do tráfego de rede. Ambas são baseadas no modelo MWM, cujo desempenho em descrever as características do tráfego de rede é comparável ao Modelo Multifractal proposto no Capítulo 2, conforme os resultados apresentados na seção 2.4.

4.1 Trabalhos Relacionados à Estimação de Probabilidade de Transbordo do *Buffer*

Existem vários métodos de estimação de probabilidade de transbordo de *bytes* propostos na literatura. Um desses métodos baseia-se na teoria dos grandes desvios (LDT-*Large Deviation Theory*) e é aplicado em sistemas de fila onde o tamanho do *buffer* b é considerado grande [26]. Na teoria dos grandes desvios, diz-se que a probabilidade de transbordo em função do tamanho do *buffer* decai exponencialmente e pode ser

parametrizada pela constante assintótica β e pela taxa de decaimento η , conforme a seguinte equação:

$$P[Q \geq b] \leq \beta e^{-b\eta}, \quad (4-2)$$

onde Q é o número de *bytes* na fila.

Baseado nessa teoria, foi apresentado em [26] um limitante inferior para a probabilidade de transbordo do *buffer*. Nesse limitante, a distribuição do tamanho da fila é restrita para processos que têm parâmetro de Hurst (H) no intervalo $[0.5, 1)$ e a probabilidade de transbordo do *buffer* é estimada por meio da seguinte equação:

$$\lim_{b \rightarrow \infty} \frac{1}{b^\gamma} \log P[Q > b] = -\kappa^2 / 2\sigma^2, \quad (4-3)$$

onde μ e σ são média e desvio padrão, respectivamente, do processo de tráfego que chega a fila Q para a qual deseja-se calcular a probabilidade de transbordo do *buffer* b , $\gamma = 2(1 - H)$ e

$$\kappa = \frac{\mu^H}{H^H(1-H)^{(1-H)}}. \quad (4-4)$$

De (4-3) podem ser obtidas aproximações razoavelmente precisas para um *buffer* b grande, mas para outros valores de b , as estimativas obtidas podem subestimar os valores reais de $P[Q > b]$ [48].

Algumas propostas não consideram o limite assintótico de *buffers* grandes. Dentre elas, pode-se destacar aquela baseada na estimativa de banda efetiva a qual utiliza também a teoria assintótica de muitas fontes, obtendo assim uma estimativa menos conservadora para *buffers* menores, isto é, banda efetiva menor, mas que não viola valores máximos pré-definidos de probabilidade de transbordo. Na teoria assintótica de muitas fontes, estuda-se o decaimento da probabilidade de transbordo do *buffer* $P[Q > b]$ com o aumento do número de entradas de tráfego independentes, enquanto o tamanho do *buffer* por fluxo de tráfego e a taxa de serviço permanecem fixos [48].

Dentre as propostas que levam em consideração as características multifractais do tráfego de redes, destaca-se o trabalho proposto em [86]. Nele, os autores apresentaram o MSQ (*MultiScale Queuing*) e o CDTSQ (*Critical Dyadic Time-Scale Queue*). As duas propostas são baseadas no MWM (*Multifractal Wavelet Model*) e serão melhor descritas na seção 4.2. Em [103], os autores propuseram uma equação para cálculo da probabilidade de perda de dados causada pelo transbordo do *buffer* utilizando análise multifractal e controle do tráfego de redes por meio de técnicas de policiamento de tráfego.

De maneira análoga ao feito na teoria dos grandes desvios, em 2012, os autores em [24] relacionaram a probabilidade de transbordo do *buffer* com o tamanho do *buffer*, demonstrando que, sob certas condições, à medida que o tamanho do *buffer* aumenta,

a probabilidade de transbordo diminui exponencialmente. Como aplicação, os autores propuseram um limitante superior de probabilidade de transbordo do *buffer* de um sistema de *buffer* finito e fila única cujo canal de comunicação é suscetível ao desvanecimento *Rayleigh*. No entanto, nessa proposta, os valores de probabilidade de transbordo foram obtidos por meio de soluções numéricas.

Mais recentemente em 2015, os autores em [111] deduziram um método para estimativa de probabilidade de transbordo do *buffer* utilizando o Teorema de Cramér [64] no contexto da teoria dos grandes desvios. O método foi aplicado a um esquema de escalonamento de recursos onde a prioridade dos usuários a serem servidos baseia-se na probabilidade de transbordo do *buffer* e no tempo de vida do usuário no sistema. Os autores apresentaram simulações onde os usuários experimentaram melhoria na vazão de dados enquanto requisitos de QoS foram garantidos.

Apesar dos vários trabalhos relacionados, com exceção das propostas baseadas no MWM, nenhuma outra citada associou o cálculo da probabilidade de perda de dados em virtude do transbordo do *buffer* a um modelo de síntese do comportamento do tráfego de redes. Além disso, nenhuma das propostas citadas forneceu mecanismos de adaptação de parâmetros que facilitasse a implementação das soluções em tempo real.

Nas seção seguinte, os métodos MSQ e CDTSQ são descritos. Posteriormente, na seção 4.3, propõe-se a aplicação do Modelo Multifractal Adaptativo para cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer*.

4.2 O MSQ e o CDTSQ

Dentre as propostas de cálculo de probabilidade de transbordo do *buffer* presentes na literatura, os modelos no domínio *Wavelet* baseados em cascatas merecem destaque, como o modelo MWM (*Multifractal Wavelet Model*) [88]. Uma abordagem de estimativa de probabilidade de transbordo de *buffer* baseada no MWM é conhecida como MSQ (*MultiScale Queuing*). Nessa abordagem, a probabilidade de transbordo do *buffer* é calculada da seguinte forma [86]:

$$MSQ(b) := 1 - \prod_{i=0}^{fs} P[K_{2^{fs-i}} < b + c2^{fs-i}], \quad (4-5)$$

onde K_{2^m} é o processo de tráfego acumulado na escala de tempo 2^m , $m = [0, fs]$, fs (*finest scale*) é a escala de tempo de maior resolução, b é o tamanho do *buffer* e c é a capacidade de transmissão do servidor.

Uma outra abordagem similar ao MSQ é chamada de CDTSQ (*Critical Dyadic Time-Scale Queue*) [86]. A abordagem CDTSQ provém da utilização do conceito de

escala de tempo crítica (CTS-*Critical Time Scale*), definida pela seguinte equação:

$$r^* = \arg \sup_{r \in \mathbb{N}} P[K_r - cr > b], \quad (4-6)$$

como estimador da probabilidade de transbordo do *buffer* especificamente para escalas de tempo diádicas, conforme equação a seguir:

$$CDTSQ(b) := P[K_{r^*} - cr^* > b]. \quad (4-7)$$

Na seção seguinte, propõe-se uma equação para estimação da probabilidade de transbordo do *buffer* baseada no Modelo Multifractal Adaptativo e, na seção subsequente, os resultados da equação proposta são comparados àqueles das abordagens MSQ e CDTSQ.

4.3 Cálculo da Probabilidade de Transbordo do *Buffer*

Usando o Modelo Multifractal Adaptativo apresentado no Capítulo 2, os valores de probabilidade de transbordo do *buffer* podem ser ajustados conforme variação dos parâmetros do modelo. Esse ajuste baseia-se na estimação do momento de primeira ordem do processo de tráfego, gerado por meio do *Algoritmo Proposto 1*, à medida que as amostras do processo chegam ao sistema. Os parâmetros na janela de tempo $(n + 1)$ são calculados com base nos parâmetros obtidos na janela n . A *Proposição 5*, enunciada a seguir, apresenta a contribuição deste trabalho para o cálculo analítico da probabilidade de transbordo do *buffer*:

Proposição 5: *Cálculo da Probabilidade de Transbordo do Buffer b de um Sistema de Fila Única com Servidor de Capacidade de Transmissão Constante c relacionado ao Processo de Tráfego $K_{r,l}$ do Modelo Multifractal Adaptativo. Seja $K_{r,l}$ o processo de tráfego que descreve o comportamento do usuário, agregado na escala de tempo diádica r e para o instante de tempo l , e seja b o tamanho do *buffer* do usuário. A seguir, considere $\mathbb{E}[(K_{r,l})](n + 1)$ o primeiro momento do processo de tráfego $K_{r,l}$ na janela de tempo $(n + 1)$, então pode-se calcular, adaptativamente, a probabilidade de transbordo do *buffer* na janela $(n + 1)$ por meio da seguinte equação:*

$$P\{Q > b\}(n + 1) \approx 1 - \sup_{\forall r} \left\{ 1 - \frac{\mathbb{E}[(K_{r,l})](n) \left(\frac{n}{n+1} \right) + \frac{\sum_{i=0}^{2^r-1} \tilde{K}_{ri}(n+1)}{(n+1)2^r}}{(b + c2^r)} \right\}. \quad (4-8)$$

Demonstração.

Considere um sistema com capacidade de transmissão constante e igual a c , com um *buffer* de tamanho finito b e vazio para todo o instante $t \in (-\infty, 0]$. Nesse sistema, o tamanho da fila Q no *buffer* b pode ser estimado da seguinte forma [69]:

$$Q \stackrel{d}{=} \sup_{\forall r} (K_r - c2^r), \quad (4-9)$$

onde K_r é o tráfego acumulado que chegou ao *buffer* na escala r .

Se o processo de tráfego considerado é baseado em escalas de tempo diádicas, então para cada escala $r \in [0, fs]$, pode-se escrever o processo de tráfego agregado em função da escala r e do instante l , isto é, $r \times l \{l = 1, \dots, 2^{fs-r} - 1\}$, onde 2^{fs} é o número de amostras do processo de tráfego. Considerando essa premissa, assume-se que:

$$Q \stackrel{d}{=} \sup_{\forall r} [\sup_{\forall l} (K_{r,l} - c2^r)], \quad (4-10)$$

ou ainda,

$$Q = \sup_{\forall r} [\sup_{\forall l} (K_{r,l} - c2^r)]. \quad (4-11)$$

A equação (4-11) pode ser reescrita como:

$$P\{Q < b\} = P\{\sup_{\forall r} [\sup_{\forall l} (K_{r,l} - c2^r)] < b\}. \quad (4-12)$$

Assumindo que os valores de $1 - P\{Q < b\}$ decaem rapidamente em função de b , então a seguinte aproximação pode ser feita para (4-12) [26]:

$$P\{\sup_{\forall r} [\sup_{\forall l} (K_{r,l} - c2^r)] < b\} \approx \sup_{\forall r} \{P[\sup_{\forall l} (K_{r,l} - c2^r) < b]\}. \quad (4-13)$$

Assim, pode-se reescrever (4-12) da seguinte forma:

$$P\{Q < b\} = \sup_{\forall r} \{P[\sup_{\forall l} (K_{r,l} - c2^r) < b]\}. \quad (4-14)$$

A equação (4-14) pode ser reescrita como:

$$P\{Q < b\} \approx \sup_{\forall r} \{P[\sup_{\forall l} (K_{r,l}) < (b + c2^r)]\}. \quad (4-15)$$

Agora, considere W como uma variável aleatória não negativa e w como um possível valor de W . A desigualdade de Markov estabelece que [99]:

$$P\{W \geq w\} \leq \frac{\mathbb{E}[W]}{w}. \quad (4-16)$$

Pode-se reescrever (4-16) como:

$$P\{W < w\} > 1 - \frac{\mathbb{E}[W]}{w}. \quad (4-17)$$

Com base em (4-17) pode-se escrever:

$$P[\sup_{\forall l} (K_{r,l}) < (b + c2^r)] > 1 - \frac{\mathbb{E}[\sup_{\forall l} (K_{r,l})]}{(b + c2^r)}. \quad (4-18)$$

Sabendo que $\mathbb{E}[\sup_{\forall l} (K_{r,l})] \geq \mathbb{E}[(K_{r,l})]$, parte-se da premissa que a seguinte aproximação pode ser feita:

$$P[\sup_{\forall l} (K_{r,l}) < (b + c2^r)] \approx 1 - \frac{\mathbb{E}[(K_{r,l})]}{(b + c2^r)}. \quad (4-19)$$

Substituindo (4-19) em (4-15), tem-se:

$$P\{Q < b\} \approx \sup_{\forall r} \left\{ 1 - \frac{\mathbb{E}[(K_{r,l})]}{(b + c2^r)} \right\}. \quad (4-20)$$

A probabilidade de transbordo do *buffer* é:

$$P\{Q > b\} = 1 - P\{Q < b\}. \quad (4-21)$$

Inserindo (4-20) em (4-21), obtém-se:

$$P\{Q > b\} \approx 1 - \sup_{\forall r} \left\{ 1 - \frac{\mathbb{E}[(K_{r,l})]}{(b + rc)} \right\}. \quad (4-22)$$

No Capítulo 2, foi proposto o Modelo Multifractal Adaptativo baseado em 3 proposições para estimação recursiva de parâmetros. Na *Proposição 2*, foi apresentada a equação (2-37) para cálculo recursivo do momento de primeira ordem do processo de tráfego $K_{r,l}$, transcrita a seguir:

$$E[(K_{r,l})](n+1) = \frac{n}{(n+1)} E[(K_{r,l})](n) + \frac{1}{(n+1)(2^r)} \sum_{i=0}^{(2^r)-1} \tilde{K}_{r,i}(n+1)$$

Inserindo (2-37) em (4-22), obtém-se a seguinte equação para cálculo adaptativo da probabilidade de transbordo do *buffer*, como desejava-se mostrar:

$$P\{Q > b\}(n+1) = 1 - \sup_{\forall r} \left\{ 1 - \frac{\mathbb{E}[(K_{r,l})](n) \left(\frac{n}{n+1} \right) + \frac{\sum_{i=0}^{2^r-1} \tilde{K}_{r,i}(n+1)}{(n+1)2^r}}{(b + c2^r)} \right\}.$$

□

O cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer* na janela de tempo $(n + 1)$ é uma função do processo $K_{r,l}$ do Modelo Multifractal Adaptativo. A Figura 4.2 apresenta os valores obtidos para o primeiro momento de $K_{r,l}$ para cada janela de tempo n , isto é, $\mathbb{E}[K_{r,l}](n)$. Note, por meio dessa figura, que os valores de $\mathbb{E}[K_{r,l}](n)$ calculados adaptativamente convergem para o valor calculado de forma estática. Para esse exemplo foram consideradas janelas de tempo de tamanho 64 ($W = 64$), processo de tráfego agregado na segunda escala de agregação ($r = 2$) e série de tráfego real dec-pkt-1.

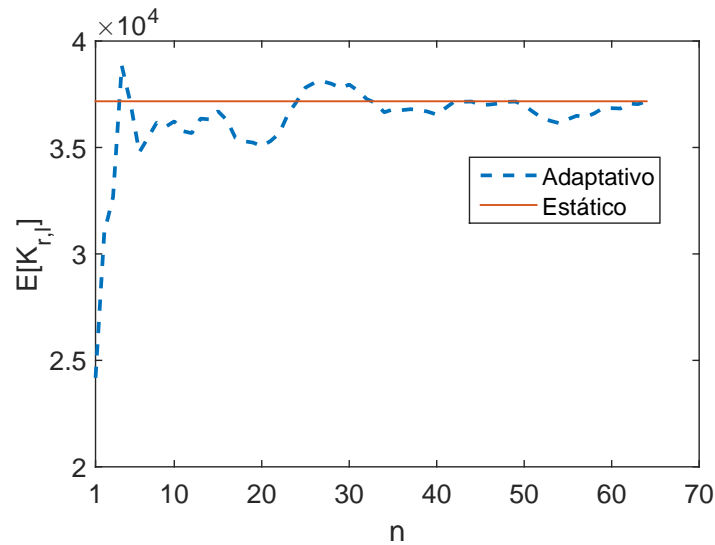


Figura 4.2: Convergência dos valores de $\mathbb{E}[K_{r,l}](n)$ para a série de tráfego dec-pkt-1, $r = 2$ e $W = 64$.

Na seção seguinte são apresentados os resultados de probabilidade de transbordo do *buffer* utilizando a equação proposta (equação (4-8)).

4.4 Resultados e Discussões

Nesta seção, considera-se o cenário da Figura 4.1, ou seja, um servidor com capacidade de transmissão constante, fila única e *buffer* finito. Para comparar o MSQ e o CDTSQ à equação proposta em (4-8), foram conduzidas simulações nesse cenário utilizando séries reais de tráfego de redes. Além disso, foi calculado o Erro Quadrático Médio (EQM) para as curvas obtidas por meio das equações em relação àquelas obtidas por meio das simulações.

Nas simulações foram utilizadas as seguintes séries reais de tráfego de redes: Waikato1, Waikato2, lbl-pkt-4 e lbl-pkt-5 na escala de 100 ms, dec-pkt-1 e dec-pkt-2 na escala de 512 ms e, com o objetivo de simular o desempenho da equação proposta para

uma série de tráfego com maior escala de agregação, foi utilizada a série de tráfego *lbl-pkt-4* na escala de 1500 ms. Maiores informações sobre essas séries de tráfego de rede podem ser encontradas no Apêndice A.

As Figuras 4.3 a 4.9 apresentam os resultados das estimativas da probabilidade de transbordo do *buffer* em função do tamanho do *buffer* do sistema da Figura 4.1. A taxa de transmissão constante desse sistema foi configurada para 150% do valor médio da série de tráfego real utilizada.

A Tabela 4.1 relaciona o EQM das curvas que foram obtidas por meio dos métodos analíticos e de simulação. Utilizando a equação proposta, em geral foram obtidos valores de EQM menores do que aqueles registrados pelos demais métodos. Assim, a partir das simulações que foram conduzidas, pode-se dizer que a curva de probabilidade de transbordo obtida por meio de (4-8) está mais próxima da curva de taxa de transbordo do *buffer* usando dados reais do que o MSQ e o CDTSQ.

As melhores estimativas utilizando a equação proposta foram obtidas para as séries de tráfego Waikato1 (Figura 4.3) e Waikato2 (Figura 4.4). Essas séries, quando comparadas às demais, apresentam valores mais altos para média e variância. Esse é um indício de que a equação proposta pode ser utilizada para fornecer estimativas de probabilidade de transbordo do *buffer* em ambientes onde o tráfego de rede é mais ‘pesado’, isto é, onde o tráfego agregado é correlacionado, com presença de rajadas e autossimilaridade observada em diversas escalas de tempo, como é o caso dos processos multifractais. Para essas séries, o método proposto apresentou erro inferior ou comparável aos métodos MSQ e CDTSQ, os quais são baseados em processos multifractais. O MSQ, em geral, superestimou as medidas de taxa de transbordo e o CDTSQ teve, em geral, desempenho superior ao MSQ. Resultados similares a esse podem ser observados para as séries *dec-pkt-1* (Figura 4.5) e *dec-pkt-2* (Figura 4.6).

Por outro lado, para as séries *lbl-pkt-4* e *lbl-pkt-5*, a equação proposta não apresentou valores de EQM inferiores às demais abordagens. Essas séries representam tráfegos menos intensos na escala de 100 ms (para a mesma escala de agregação possuem média e variância inferiores às demais séries utilizadas neste trabalho). Não obstante, para essas duas séries de tráfego, os resultados obtidos por meio da equação (4-8) tendem a ser mais previsíveis do que aqueles obtidos por meio do MSQ e CDTSQ, visto que os valores estimados usando a equação proposta superestimaram os resultados de taxa de transbordo real, ao passo que as demais abordagens apresentaram comportamento variável. Pode-se notar também, por meio das Figuras 4.7 e 4.8, que o decaimento da curva de taxa de transbordo real em função do aumento do tamanho do *buffer* é similar ao obtido por meio da equação proposta, mesmo que os resultados da equação apresentem valores superiores aos da taxa de transbordo real.

A Figura 4.9 apresenta os resultados de probabilidade de transbordo do *buffer*

do cenário da Figura 4.1 obtidos utilizando a série de tráfego real lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms como tráfego de entrada. A série de tráfego lbl-pkt-4 agregada na escala de 1500 ms, quando comparada à lbl-pkt-4 agregada na escala de 100 ms, possui menor parâmetro de Hurst (H), indicando menor grau de autossimilaridade e possui também decaimento mais rápido da função de autocorrelação (ACF), indicando dependência de menor duração entre as amostras. Para essa série de tráfego, a equação proposta para estimação da probabilidade de transbordo do *buffer* apresentou desempenho superior ao MSQ para todos os comprimentos de *buffer* considerados e desempenho superior ao CDTSQ para os maiores comprimentos de *buffer*. O EQM das estimativas utilizando a equação proposta foi menor do que aquelas obtidas por meio do MSQ e maior do que aquelas obtidas utilizando o CDTSQ (Tabela 4.1). Apesar disso, comparado ao CDTSQ a equação proposta mostrou-se mais precisa em descrever a probabilidade de transbordo do *buffer* dessa série de tráfego quando *buffers* maiores são considerados.

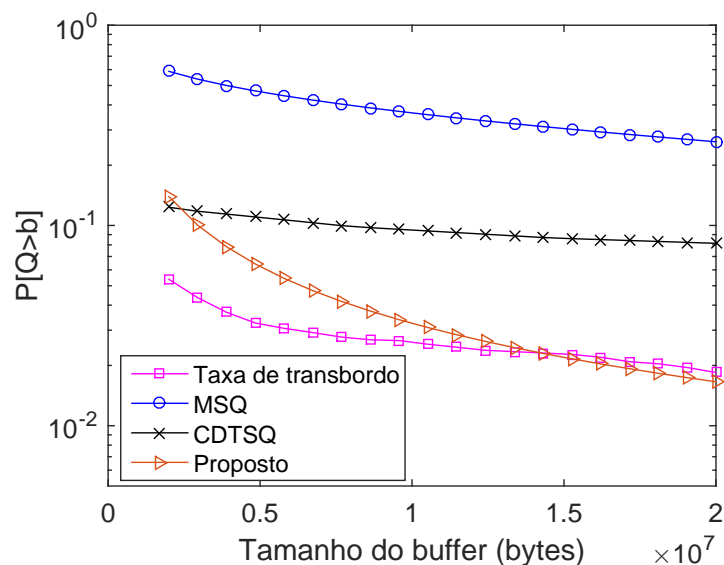


Figura 4.3: Probabilidade de transbordo do *buffer* - série *Wai-kato1* na escala de 100 ms.

No próximo capítulo, a equação proposta para estimação da probabilidade de perda de *bytes* causada pelo transbordo do *buffer* será utilizada em um ambiente de rede sem fio com acesso múltiplo baseado na tecnologia OFDM.

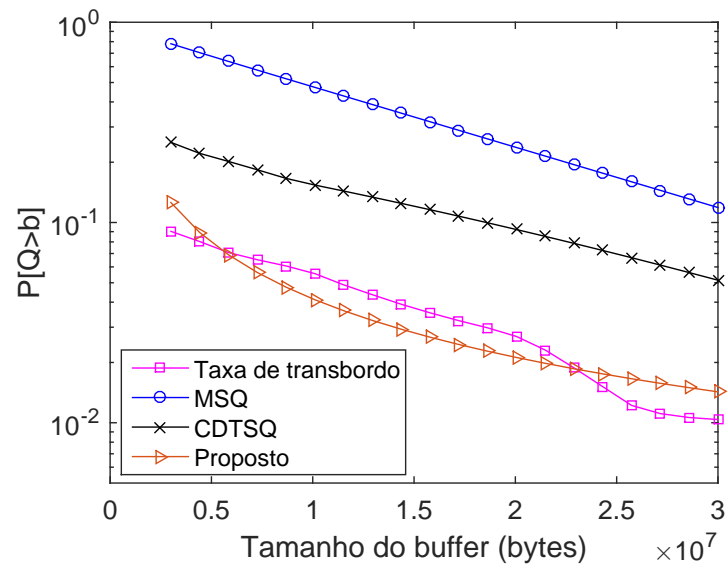


Figura 4.4: Probabilidade de transbordo do buffer - série Wai-kato2 na escala de 100 ms.

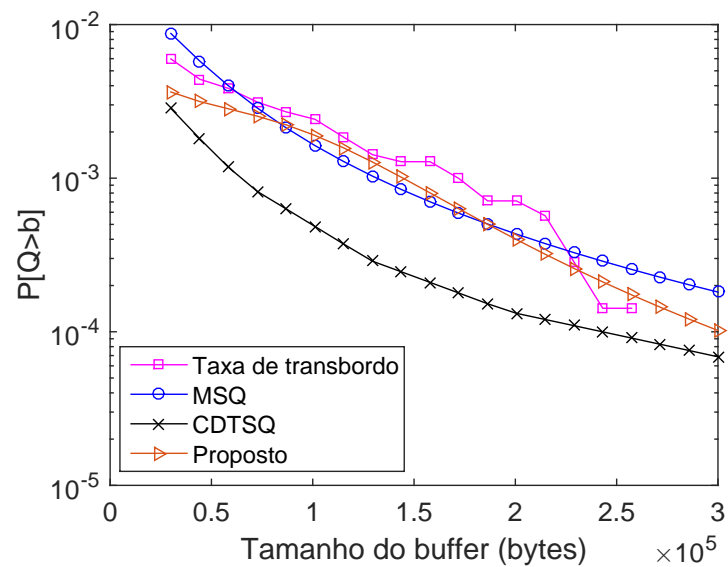


Figura 4.5: Probabilidade de transbordo do buffer - série dec-pkt-1 na escala de 512 ms.

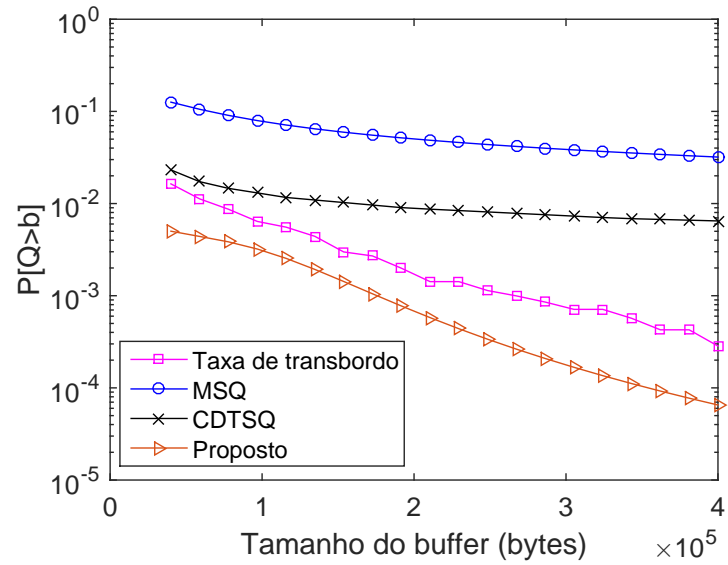


Figura 4.6: Probabilidade de transbordo do buffer - série dec-pkt-2 na escala de 512 ms.

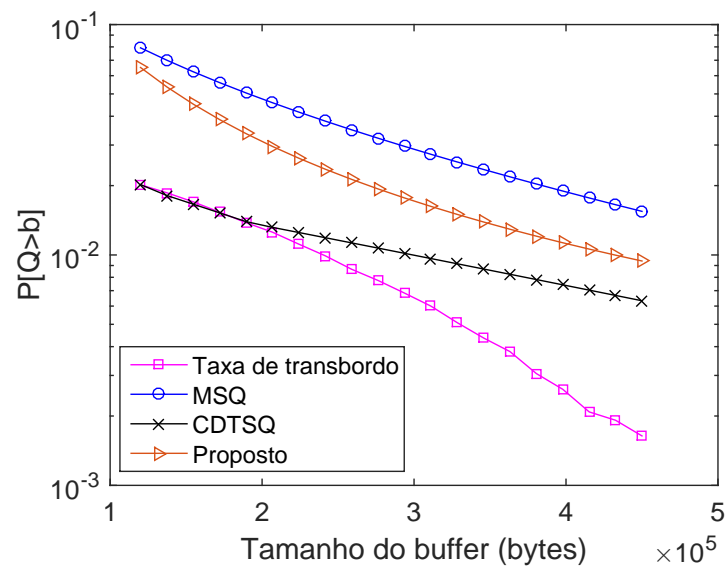


Figura 4.7: Probabilidade de transbordo do buffer - série lbl-pkt-4 na escala de 100 ms.

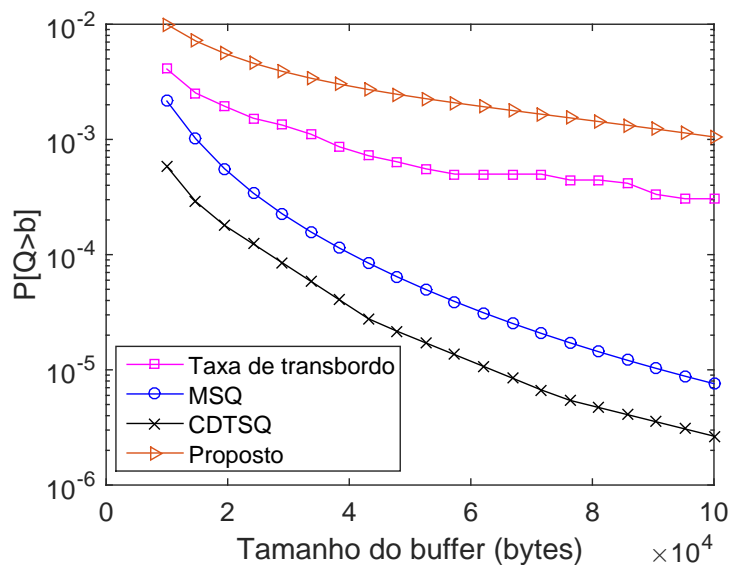


Figura 4.8: Probabilidade de transbordo do buffer - série lbl-pkt-5 na escala de 100 ms.

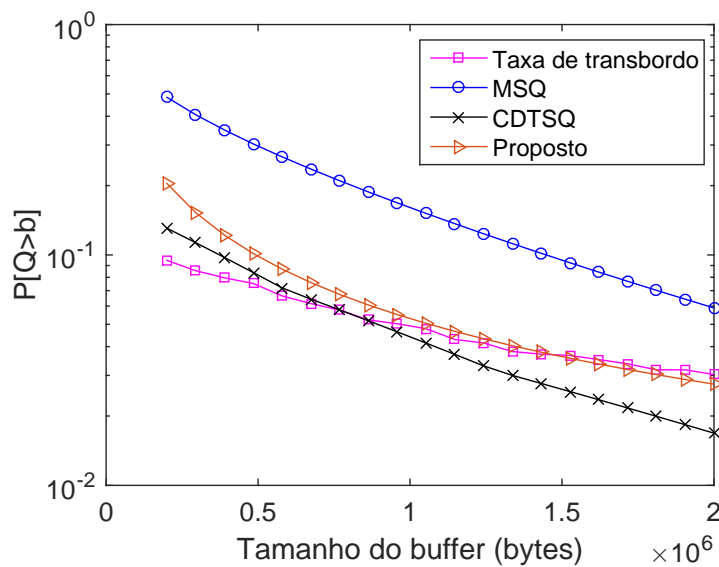


Figura 4.9: Probabilidade de transbordo do buffer - série lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms.

Tabela 4.1: *EQM - Curvas de probabilidade de transbordo do buffer para diferentes séries de tráfego de rede*

Série	MSQ	CDTSQ	PROPOSTO
Waikato1	1.2694×10^{-1}	4.7176×10^{-3}	7.2776×10^{-4}
Waikato2	1.3000×10^{-1}	8.1695×10^{-3}	1.2397×10^{-4}
dec-pkt-1	6.0605×10^{-7}	2.2131×10^{-6}	4.8408×10^{-7}
dec-pkt-2	3.2791×10^{-3}	4.3693×10^{-5}	1.1754×10^{-5}
lbl-pkt-4	9.9186×10^{-4}	1.1004×10^{-5}	3.9233×10^{-4}
lbl-pkt-5	7.3676×10^{-7}	1.4329×10^{-6}	5.8857×10^{-6}
lbl-pkt-4-1500	2.7552×10^{-2}	1.8528×10^{-4}	9.9313×10^{-4}

Cálculo da Probabilidade de Transbordo do *Buffer* e do Retardo Máximo em um Sistema de Acesso Múltiplo Baseado no OFDM

Neste capítulo, estende-se a estimativa de probabilidade de transbordo do *buffer* calculada para um servidor único e fila única, discutida no capítulo anterior, para um ambiente de rede de acesso múltiplo, onde cada fila representa um usuário. Além disso, calcula-se o retardo máximo experimentado pelos usuários desse ambiente de rede. Mais especificamente, calcula-se duas métricas relacionadas à Qualidade de Serviço (QoS) experimentada pelos usuários, sendo elas: probabilidade de transbordo do *buffer* e retardo máximo. Para tanto, utiliza-se o conceito de curva de serviço da teoria do Cálculo de Rede e considera-se um cenário de um sistema de comunicação sem fio de acesso múltiplo baseado no OFDM, descrito a seguir.

5.1 Sistema de Comunicação sem Fio de Acesso Múltiplo Baseado no OFDM

Estende-se a proposta do Capítulo 4 (cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer*) a um ambiente multiusuário de rede sem fio baseado na tecnologia OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*), onde a capacidade do servidor não é constante, e sim dependente das condições do canal de comunicação.

De um modo geral, existem três esquemas de acesso múltiplo para sistemas OFDM: OFDM/FDMA (também chamado de OFDMA), OFDM/CDMA e OFDM/TDMA. No OFDMA, para cada usuário é atribuído um certo número de subportadoras OFDM, e essa alocação de recursos pode ser estática ou adaptativa [15]. No OFDM/CDMA, cada usuário transmite dados em todas as subportadoras OFDM usando um código único para evitar interferências. No OFDM/TDMA, para cada usuário é atribuído um determinado número de intervalos de tempo, durante os quais o usuário transmite dados utilizando algumas ou todas as subportadoras disponíveis [74].

O esquema de transmissão OFDM utilizado neste capítulo é similar àquele descrito em [74]. Nesse esquema, o tráfego de dados para cada usuário é armazenado em uma fila individual e o tamanho do *buffer* é finito, o mecanismo de acesso múltiplo é baseado no TDMA e o algoritmo de escalonamento de serviço é o *round-robin*.

Assume-se também que a informação do estado do canal de transmissão, isto é, a relação sinal/ruído (SNR), está disponível ao sistema. A largura de banda total para transmissão é B . Portanto, cada subportadora possui uma largura de banda $\Delta f = B/M$ Hz, onde M é o número de subportadoras.

Além disso, o número máximo de bits por símbolo (por Hz), denotado por $c_{m,i}(t)$, que a subportadora m para o usuário i pode transmitir no instante t pode ser expressa em função da SNR e da taxa de erro de bit (BER-*Bit Error Rate*) desejada. Nesse esquema de transmissão utilizando a tecnologia OFDM, o valor de $c_{m,i}(t)$ é obtido utilizando codificação e modulação adaptativas (AMC - *Adaptive Modulation and Coding* [109]).

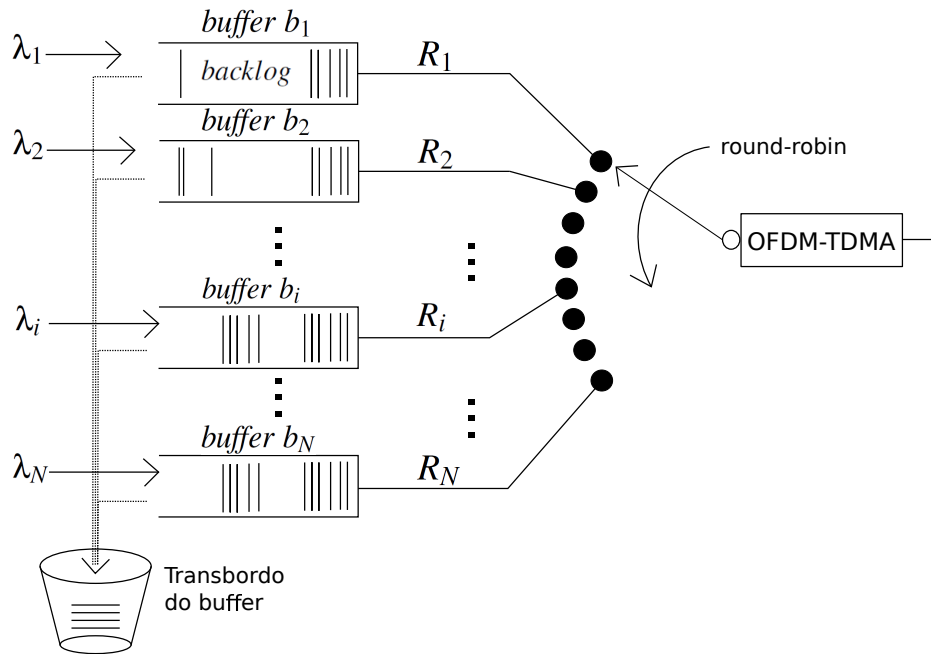


Figura 5.1: Cenário de múltiplas filas, escalonamento round-robin e transmissão baseada no OFDM.

A estimativa do valor de $c_{m,i}(t)$ pode ser feita por meio de um limitante superior para a capacidade de transmissão [74], calculado da seguinte forma:

$$c_{m,i}(t) = \left\lfloor \log_2 \left(1 + \frac{1}{\Gamma} \gamma_{m,i}(t) \right) \right\rfloor, \quad (5-1)$$

onde $\gamma_{m,i}(t)$ é a SNR instantânea na janela de tempo t , m é a subportadora relativa ao usuário i e Γ é uma constante dependente do canal de comunicação. A SNR média e invariante no tempo da subportadora m para o usuário i é denotada por $\bar{\gamma}_{m,i}$.

Para um canal de comunicação susceptível ao desvanecimento Rayleigh, uma estimativa para Γ é dada por [22, 74]:

$$\Gamma = \frac{\ln(5P_{ber})}{-1.5}, \quad (5-2)$$

onde P_{ber} é a taxa de erro de bit (BER - *Bit Error Rate*) máxima permitida.

Uma constante inteira não negativa c_{max} é utilizada para designar o nível máximo de modulação e codificação utilizada. Assim, os valores de SNR assumidos pelos usuários em relação às subportadoras podem ser subdivididos em $c_{max} + 1$ intervalos não sobrepostos. Os limiares para esses intervalos podem ser definidos a partir da equação (5-1), por meio da variável Z_c :

$$Z_c = \frac{(2^c - 1) \ln(5P_{ber})}{-1.5}, \quad (5-3)$$

onde $c = 0, 1, \dots, c_{max}$.

Matematicamente, o valor de c é atribuído a $c_{m,i}(t)$ quando a SNR ($\gamma_{m,i}$) está contida no intervalo $Z_c \leq \gamma_{m,i} < Z_{c+1}$.

A Figura 5.1 esquematiza um cenário multiusuário onde cada usuário i possui um *buffer* b_i , taxa de chegada λ_i e taxa de serviço proporcional ao número de bits por símbolo $c_{m,i}$. Os recursos disponíveis aos usuários são escalonados utilizando *round-robin* e sempre que o tamanho da fila Q_i ultrapassa o comprimento do *buffer* b_i , a ocorrência de transbordo é registrada.

A seção seguinte é sobre curva de serviço. Esse conceito introduzido no capítulo sobre Cálculo de Rede (Capítulo 3) é utilizado para estender a proposta de estimação da probabilidade de transbordo do *buffer*, apresentada no Capítulo 4, para o ambiente de rede sem fio apresentado nesta seção e para calcular o retardo máximo experimentado pelos usuários da rede. Para o ambiente de rede assumido neste capítulo, o retardo é definido como o intervalo de tempo entre a chegada e a saída de *bytes* de uma fila.

5.2 Curva de Serviço para o Escalonador *Round-Robin* do Ambiente de Rede sem Fio OFDM

Seja $S(t)$ a curva de serviço para um sistema com fila única e servidor de taxa de transmissão constante R , isto é, $S(t) = Rt$. De forma similar, assume-se que a curva de serviço de um sistema de múltiplas filas com múltiplas prioridades pode ser escrita na forma de uma função do tipo taxa-latência (*rate-latency function*) [42], da seguinte

maneira:

$$S_{R,T}(t) = R(t - T)_+, \quad (5-4)$$

onde R é a taxa de transmissão, T é a latência e A_+ é $\max(A, 0)$.

Para o ambiente de rede considerado, o escalonador *round-robin* é um exemplo de escalonador de recursos no domínio do tempo responsável por gerenciar a transmissão de *bytes* de N filas, onde cada uma dessas filas recebe fluxos de tráfego de um usuário. Para o i -ésimo usuário é alocada a quantidade de tempo ϕ_i , que corresponde ao intervalo de tempo que o servidor possui para transmitir *bytes* da i -ésima fila antes do escalonador passar para a fila $(i + 1) \bmod N$, onde ‘mod’ é o operador da aritmética modular [28].

No *round-robin*, o cenário mais desfavorável (serviço mínimo) ao usuário da primeira fila ocorre quando todos os usuários (de 1 a N) recebem fluxos de dados e quando o servidor estiver iniciando o serviço do segundo usuário no tempo $t = 0$. Nesse caso, os fluxos do primeiro usuário começarão a ser transmitidos apenas após o período de tempo $T_1 = \sum_{i=2}^N \phi_i$, quando a curva de serviço do primeiro usuário será caracterizada pela taxa de transmissão C até o tempo $T_{ciclo} = T_1 + \phi_1 = \sum_{i=1}^N \phi_i$, onde T_{ciclo} corresponde ao tempo total de de um ciclo de escalonamento. As curvas de serviço real e mínima para o escalonador *round-robin* estão ilustradas na Figura 5.2. Note, por meio dessa figura, que C é o coeficiente angular da curva de serviço $S(t)$ no intervalo de tempo ϕ_1 e que R é o coeficiente angular da reta que descreve a curva de serviço mínima $S^{min}(t)$ do usuário 1. Para cada ciclo de escalonamento, no instante em que o escalonador retoma o serviço do usuário 1, a reta tangencia a curva em degrau e tem-se $S(t) = S^{min}(t)$.

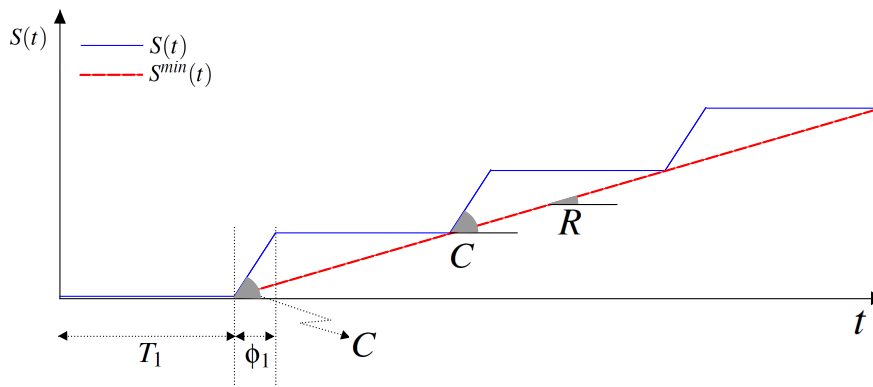


Figura 5.2: Curvas de serviço para o primeiro usuário de um escalonador *round-robin*. A linha sólida representa a curva de serviço real $S(t)$ do usuário e a linha tracejada representa a curva de serviço mínima $S^{min}(t)$. O coeficiente angular C representa a taxa de transmissão quando o usuário 1 é servido e R é o coeficiente angular da curva de serviço mínima. T_1 é a latência do usuário 1 e ϕ_1 é o intervalo de tempo no qual o usuário 1 transmite com capacidade C .

A análise do cenário mais desfavorável a um usuário nos permite encontrar a curva de serviço mínima $S^{min}(t)$ para esse usuário. A partir do segundo ciclo de escalonamento, diz-se que o cenário está operando em regime permanente e a taxa de transmissão R_i que pode ser garantida ao usuário i pode ser expressa por meio de uma proporção dos fluxos dos usuários, conforme a equação a seguir:

$$R_i = C_i \frac{\phi_i}{\sum_{j=1}^N \phi_j}. \quad (5-5)$$

Assim, a curva de serviço mínima para um usuário de um sistema com escalonamento *round-robin* pode ser definida da seguinte forma.

Definição 2: A curva de serviço mínima $S_i^{min}(t)$ para o usuário i de um sistema com escalonamento *round-robin* e taxa de transmissão R_i é dada pela seguinte equação [14]:

$$S_i^{min}(t) = R_i(t - T_i)_+, \quad (5-6)$$

onde R_i é dado por (5-5), $T_i = \sum_{\forall j \neq i} \phi_j$, $j = 1, \dots, N$ e A_+ é $\max(A, 0)$.

Para o ambiente de rede OFDM/TDMA ilustrado na Figura 5.1, uma estimativa invariante no tempo do número de bits por símbolo que pode ser transmitido pelo usuário i na subportadora m , pode ser calculada utilizando a SNR média $\bar{\gamma}_{m,i}$. Assim, a capacidade estimada do usuário i pode ser calculada pelo somatório das taxas de transmissão de cada subportadora m , ou seja:

$$\bar{C}_i = \Delta f \sum_{m=1}^M \bar{c}_{m,i} \quad (5-7)$$

Substituindo (5-7) em (5-5), obtém-se uma estimativa aproximada para a taxa de transmissão média:

$$\bar{R}_i \approx \Delta f \left(\sum_{m=1}^M \bar{c}_{m,i} \right) \frac{\phi_i}{\sum_{j=1}^N \phi_j}. \quad (5-8)$$

Substituindo (5-8) em (5-6), obtém-se uma estimativa para a curva de serviço mínima do usuário do sistema OFDM/TDMA com escalonamento *round-robin*:

$$S_i^{min}(t) \approx \Delta f \left(\sum_{m=1}^M \bar{c}_{m,i} \right) \frac{\phi_i}{\sum_{j=1}^N \phi_j} (t - T_i)_+, \quad (5-9)$$

onde Δf é a largura de banda de uma subportadora, $\bar{c}_{m,i}$ é uma estimativa do número de bits por símbolo do usuário i na subportadora m , calculada utilizando a SNR média

na equação (5-1), ϕ_i é a quantidade de tempo alocada ao usuário i e T_i é a latência experimentada por esse usuário.

5.3 Cálculo da Probabilidade de Transbordo do *Buffer* Aplicado ao Ambiente de Rede sem Fio OFDM

A estimativa de probabilidade de transbordo do *buffer* aplicada a um cenário de múltiplas filas se distingue daquela obtida utilizando um cenário de fila única e servidor único, como descrito a seguir.

Assumindo um simulador de sistemas discretos com um cenário de sistema de fila com servidor único e disciplina de serviço do tipo FIFO (*First-In-First-Out*), a carga de trabalho que chega ao sistema e aquela armazenada no *buffer* são transmitidas pelo servidor em períodos subsequentes de serviço. Assim, se esse sistema possui um conjunto n períodos de transmissão com T ms de duração cada, T_1, T_2, \dots, T_n , então T_1 será imediatamente sucedido por T_2 e assim sucessivamente. Por outro lado, em um cenário multiusuário em que uma política de escalonamento é aplicada, por exemplo, *round-robin* no cenário da Figura 5.1, a dinâmica das filas envolvidas é alterada em função da frequência com que elas são servidas. Se a primeira fila do sistema é servida no primeiro período, ela só voltará a ser servida novamente após $N - 1$ períodos, onde N é o número de usuários do sistema.

Consequentemente, a estimativa de probabilidade de transbordo dada por (4-8) subestimar os valores reais de taxa de transbordo do *buffer*, visto que a frequência de transmissão do servidor de cada fila foi alterada pelo algoritmo de escalonamento do sistema. Para estender os resultados de (4-8) ao cenário de múltiplas filas desta seção, foi utilizada a curva de serviço para o escalonamento *round-robin* definida pela equação (5-9).

Além da ocupação do *buffer* e da transmissão do servidor, a carga de trabalho exercida pelo usuário impacta as estimativas de probabilidade de transbordo do *buffer*. Quando o sistema está ocupado por usuários com comportamentos similares, o escalonamento *round-robin* beneficia-se de cargas de trabalho semelhantes, proporcionando uma estimativa média de probabilidade de transbordo próxima das estimativas individuais de cada fila. Por outro lado, em sistemas em que os usuários que competem pelo meio de comunicação apresentam comportamentos distintos, as medidas realizadas em filas individuais poderão subestimar ou superestimar o valor médio da probabilidade de transbordo do sistema. Essas considerações não são aplicáveis ao esquema da Figura 2.14, onde a taxa de chegada λ é única e a capacidade c do servidor é constante.

Com base na equação (4-8) e na curva de serviço, estimada por meio da equação

(5-9), propõe-se a seguinte equação para estimação da probabilidade de perda de dados devida ao transbordo do *buffer* de uma fila do ambiente de múltiplas filas do cenário OFDM/TDMA da Figura 5.1:

$$P\{Q > b\}(n+1) = 1 - \sup_{\forall r} \left\{ 1 - \frac{E[(K_{r,l})](n) \left(\frac{n}{n+1}\right) + \frac{\sum_{i=0}^{2^r-1} \tilde{K}_{r,i}(n+1)}{(n+1)2^r}}{(b + S^{min}(n))} \right\}. \quad (5-10)$$

A equação (5-10) é uma função do processo de tráfego $K_{r,l}$ do Modelo Multifractal Adaptativo e da curva de serviço $S^{min}(n)$. O desempenho dessa equação é avaliado na seção 5.5, em comparação aos modelos MSQ e CDTSQ. Para tanto, a taxa de transmissão desses modelos é definida como o coeficiente angular da curva de serviço $S^{min}(n)$.

5.4 Equações para Estimação de *Backlog* e Retardo Aplicadas ao Ambiente de Rede sem Fio OFDM

No Capítulo 3, foram discutidos os principais conceitos do Cálculo de Rede e proposto um processo envelope para o Modelo Multifractal Adaptativo apresentado no Capítulo 2. Neste capítulo, foi definida uma curva de serviço para o escalonador *round-robin* do ambiente de rede sem fio baseado na tecnologia OFDM. Logo, conhecendo o processo envelope e a curva de serviço é possível estimar *backlog* (tamanho da fila no *buffer*) e retardo utilizando Cálculo de Rede, conforme apresentado a seguir.

Proposição 6: *Cálculo de um Limitante para o Processo de Backlog $B(n)$ na Janela de Tempo n Baseado no Processo Envelope Multifractal Proposto na Proposição 4.* Um limitante para o processo de *backlog* $B(n)$ na janela de tempo n pode ser definido em função dos parâmetros $\alpha(n)$ e $\beta(n)$ do Modelo Multifractal Adaptativo proposto e da curva de serviço $S(n)$, da seguinte forma:

$$B(n) \leq \sup_{\tau \in [0, n]} \left\{ 2^{-\log_4 n} \frac{\alpha(n)}{\beta(n)} - S(n - \tau) \right\}. \quad (5-11)$$

Demonstração.

Seja $A(t)$ o processo de tráfego acumulado que chega ao sistema no intervalo de tempo $[0, t)$ e $D(t)$ o processo de saída também no intervalo $[0, t)$. Quando $A(t) > D(t)$, diz-se que a fila no *buffer* b não estará vazia e o tamanho dessa fila, também chamado de *backlog*, será $B(t)$, conforme definido a seguir:

$$B(t) = A(t) - D(t). \quad (5-12)$$

Do Cálculo de Rede, tem-se que o processo $D(t)$ pode ser escrito em função de $A(t)$ e $S(t)$, processo de tráfego acumulado e curva de serviço, respectivamente, por meio de:

$$D(t) \geq A(t) \otimes S(t). \quad (5-13)$$

A curva de serviço determina o serviço provido pela rede ao tráfego de chegada $A(t)$.

Usando a equação (3-1) do Cálculo de Rede (Capítulo 3) é possível reescrever (5-13) como:

$$D(t) \geq \inf_{\tau \in [0,t]} \{A(\tau) + S(t - \tau)\}. \quad (5-14)$$

Substituindo (5-14) em (5-12), tem-se:

$$B(t) \leq A(t) - \inf_{\tau \in [0,t]} \{A(\tau) + S(t - \tau)\}, \quad (5-15)$$

ou, ainda:

$$B(t) \leq A(t) + \sup_{\tau \in [0,t]} \{-A(\tau) - S(t - \tau)\}, \quad (5-16)$$

$$B(t) \leq \sup_{\tau \in [0,t]} \{A(t) - A(\tau) - S(t - \tau)\}, \quad (5-17)$$

e, finalmente:

$$B(t) \leq \sup_{\tau \in [0,t]} \{A(\tau, t) - S(t - \tau)\}, \quad (5-18)$$

onde $A(\tau, t) = A(t) - A(\tau)$.

Para um processo envelope $\hat{A}(t)$ determinístico, a seguinte desigualdade é válida:

$$A(t) \leq \hat{A}(t). \quad (5-19)$$

Para um processo envelope $\hat{A}(t)$ estatístico, sabe-se que [68]:

$$P(A(t) > \hat{A}(t)) \approx \varepsilon. \quad (5-20)$$

Para valores pequenos de $\varepsilon \ll 1$ – geralmente ε é menor ou igual a 10^{-3} – pode-se reescrever (5-18) como:

$$B(t) \leq \sup_{\tau \in [0,t]} \{\hat{A}(\tau, t) - S(t - \tau)\}. \quad (5-21)$$

Assumindo que $B(n)$ – o processo de *backlog* na janela de tempo n – oferece estimativas próximas de $B(t)$ para W pequeno e que $B(n) = B(t)$ para $W = 1$, onde W é o tamanho da janela de tempo considerada, pode-se rescrever $B(t)$ para processos discretos em função do processo envelope $\hat{A}(n)$ e da função de curva de serviço de rede $S(n)$, da seguinte maneira:

$$B(n) \leq \sup_{\tau \in [0, n]} \{\hat{A}(\tau, n) - S(n - \tau)\}. \quad (5-22)$$

Logo, substituindo (3-12) em (5-22), obtém-se, como desejado, a equação para o processo de *backlog* para janela de tempo n e para uma curva de serviço $S(n)$ genérica:

$$B(n) \leq \sup_{\tau \in [0, n]} \left\{ 2^{-\log_4^n} n \frac{\alpha(n)}{\beta(n)} - S(n - \tau) \right\}$$

□

A *Proposição 6* fornece um processo limitante superior para o *backlog*. Assim, o *backlog* máximo que um usuário pode experimentar em uma rede com processo envelope $\hat{A}(n) = 2^{-\log_4^n} n (\alpha(n) / \beta(n))$ e curva de serviço $S(n)$ é definido como:

$$B^{max} = \max \left[\sup_{\tau \in [0, n]} \left\{ 2^{-\log_4^n} n \frac{\alpha(n)}{\beta(n)} - S(n - \tau) \right\} \right]. \quad (5-23)$$

Para um sistema de rede simplificado constituído de fila única e servidor único com capacidade de transmissão constante c , a curva de serviço $S(n)$ para $W = 1$ é definida como $S(n) = cn$. Para ilustrar o cálculo do *backlog* utilizando a equação (5-23) em função das variações de taxa de transmissão, considere esse sistema de rede simplificado para diversos valores de c . As Figuras 5.3, 5.4 e 5.5 apresentam os resultados de *backlog* máximo utilizando as séries de tráfego real dec-pkt-1, lbl-pkt-5 e Waikato1, respectivamente, como entrada para esse sistema de rede simplificado. Os resultados dessas figuras mostram o decaimento do *backlog* máximo em função das variações da taxa de transmissão c do servidor. Apesar da relação entre processo envelope e *backlog* máximo não ser linear, os resultados obtidos mostram que a equação proposta para cálculo do *backlog* máximo torna-se mais precisa à medida que a estimativa para o processo envelope se aproxima do processo envelope real. Visto que o processo envelope proposto apresentou desempenho superior ou comparável aos envelopes Bm, fBm e mBm (ver Capítulo 3, seção 3.4), melhores estimativas também foram obtidas para o *backlog* máximo. A Tabela 5.1 corrobora esses resultados, visto que, ao ser utilizado o processo envelope proposto, menores valores de EQM foram obtidos para as séries de tráfego real

utilizadas.

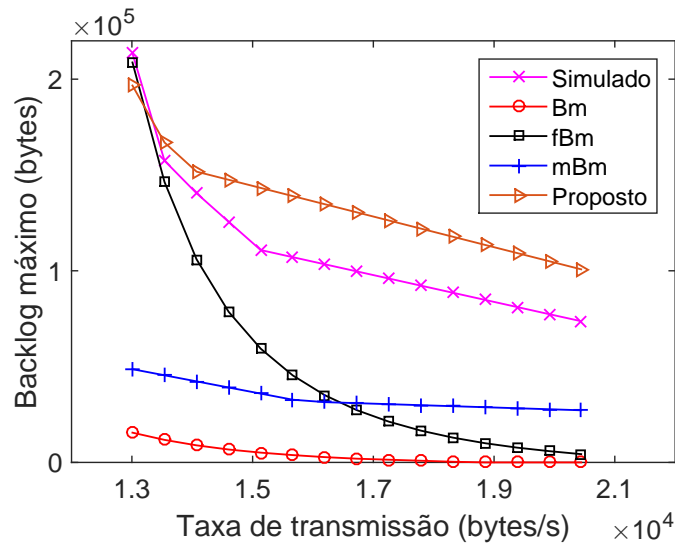


Figura 5.3: *Backlog* máximo obtido para a série de tráfego real *dec-pkt-1* na escala de 100 ms em função da taxa de transmissão utilizando um sistema de rede simplificado com fila única.

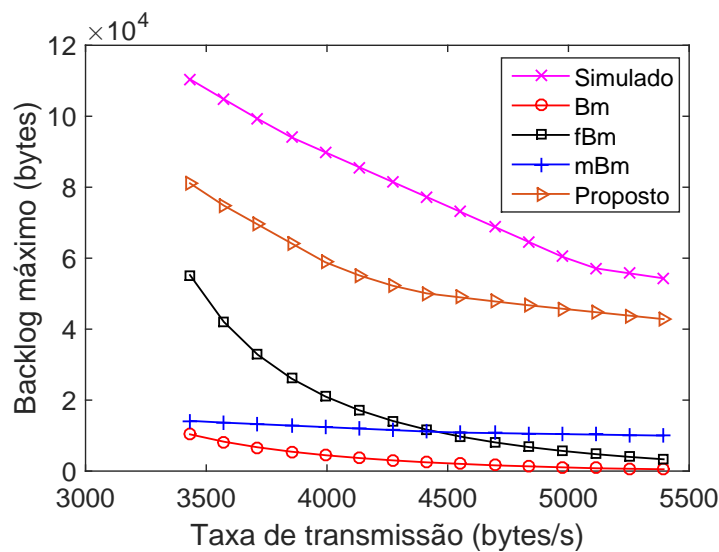


Figura 5.4: *Backlog* máximo obtido para a série de tráfego real *lbl-pkt-5* na escala de 100 ms em função da taxa de transmissão utilizando um sistema de rede simplificado com fila única.

Além disso, utilizando Cálculo de Rede, pode-se calcular o retardo máximo (d^{max}) do usuário na rede para qualquer instante de tempo t , em função do processo envelope $\hat{A}(t)$ e da curva de serviço $S(t)$, por meio da seguinte equação [65]:

$$d^{max} = \inf\{d \geq 0 \mid \forall t \geq 0 : \hat{A}(t-d) \leq S(t)\}. \quad (5-24)$$

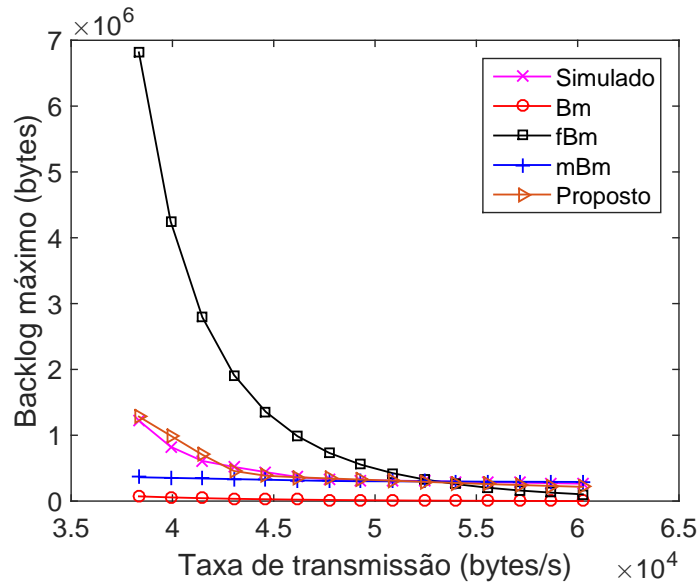


Figura 5.5: *Backlog máximo obtido para a série de tráfego real Waikato1 na escala de 10 ms em função da taxa de transmissão utilizando um sistema de rede simplificado com fila única.*

Tabela 5.1: *EQM dos resultados de backlog calculados para diferentes séries de tráfego real em comparação aos resultados de backlog obtidos por meio dos métodos Bm, fBm, mBm e processo envelope proposto*

Método	Figura 5.3	Figura 5.4	Figura 5.5
Bm	3.2840×10^{-2}	6.2728×10^{-2}	1.2090×10^{-2}
fBm	1.0343×10^{-2}	4.0304×10^{-2}	1.7641×10^{-1}
mBm	1.7906×10^{-2}	5.0906×10^{-2}	3.7448×10^{-3}
Proposto	1.9226×10^{-3}	6.4419×10^{-3}	1.8922×10^{-4}

Assumindo que (5-24) também seja válida para sistemas discretizados em janelas de tempo n , tem-se:

$$d^{max} = \inf\{d \geq 0 | \forall n \geq 0 : \hat{A}(n-d) \leq S(n)\}. \tag{5-25}$$

Nas seções subsequentes, considera-se o ambiente de rede sem fio baseado no OFDM/TDMA, cuja curva de serviço é calculada por meio da equação (5-9), para estimar probabilidade de transbordo do *buffer* e retardo máximo utilizando as equações (5-10) e (5-25), respectivamente.

5.5 Resultados e Discussões para o Cálculo da Probabilidade de Transbordo do *Buffer*

Nesta seção, a equação (5-10) é aplicada ao sistema de rede sem fio baseado no OFDM/TDMA para estimar a probabilidade de transbordo do *buffer*. Os parâmetros de simulação foram configurados como relatado a seguir.

Com o objetivo de capturar o efeito do desvanecimento seletivo em frequência, a SNR média para cada subportadora foi escolhida de uma distribuição Gaussiana com média de 12 dB. A taxa de erro de bit (BER - *Bit Error Rate*) permitida foi configurada para 10^{-6} . O nível máximo de modulação c_{max} foi definido em 5 bits/símbolo.

Para o sistema OFDM/TDMA especificado, foram conduzidas simulações com diferentes valores para o número de subportadoras (M), para o número de usuários no sistema (N), para a largura de banda do canal (B) e para diferentes séries de tráfego em diferentes escalas de tempo (T), conforme pode ser observado por meio da Tabela 5.2. A Tabela 5.3 apresenta o EQM das curvas obtidas nas simulações. Por meio da equação (5-10), obtêm-se os valores de probabilidade de transbordo do *buffer* para cada fila do sistema OFDM/TDMA da Figura 5.1, a cada instante de tempo n (o tamanho da janela foi definido em $W = 1$). Os resultados apresentados nesta seção representam a média dos valores obtidos para todas as filas do sistema da Figura 5.1.

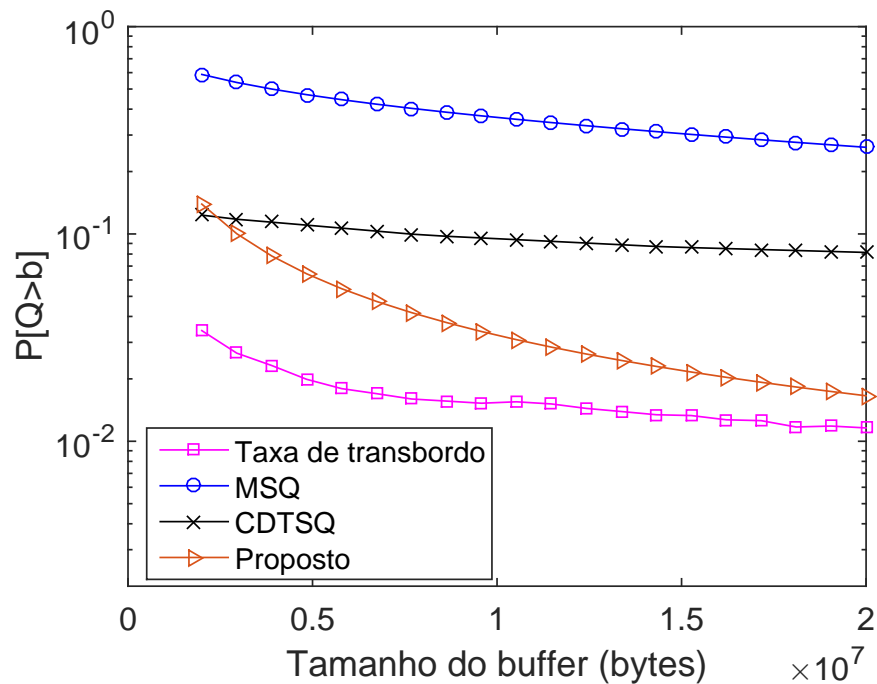
O sistema OFDM/TDMA considerado utiliza um escalonador *round-robin*, onde as prioridades dos usuários são iguais, isto é, $\phi_1 = \phi_2 = \phi_N$ e a curva de serviço dos usuários desse sistema é calculada por meio de (5-9).

Tabela 5.2: Cenários do sistema OFDM/TDMA com diferentes parâmetros

Cenário	N	Série	T (ms)	M	B (MHz)	Figura
1	2	<i>Waikato1</i>	100	512	20	5.6
2	2	<i>Waikato2</i>	100	512	20	5.7
3	3	<i>Waikato1</i>	100	512	20	5.8
4	3	<i>Waikato2</i>	50	512	20	5.9
5	4	<i>lbl-pkt-4</i>	100	256	5	5.10
6	4	<i>lbl-pkt-5</i>	100	256	5	5.11
7	5	<i>dec-pkt-2</i>	512	512	15	5.12
8	5	<i>Waikato1</i>	50	512	15	5.13
9	6	<i>dec-pkt-1</i>	512	512	10	5.14
10	6	<i>Waikato2</i>	10	512	10	5.15
11	7	<i>lbl-pkt-4</i>	100	256	5	5.16
12	7	<i>lbl-pkt-5</i>	100	256	5	5.17

Tabela 5.3: *EQM - Curvas de probabilidade de transbordo do buffer para os cenários OFDM/TDMA da Tabela 5.2*

Cenário	MSQ	CDTSQ	Proposto
1	1.3519×10^{-1}	6.3789×10^{-3}	1.3117×10^{-3}
2	7.2686×10^{-1}	2.3989×10^{-1}	6.5133×10^{-4}
3	7.0141×10^{-1}	1.3099×10^{-1}	3.4026×10^{-3}
4	1.0373×10^{-4}	3.6111×10^{-6}	9.2104×10^{-4}
5	2.7137×10^{-3}	8.1823×10^{-5}	2.6368×10^{-5}
6	1.2497×10^{-5}	3.4481×10^{-7}	5.3916×10^{-5}
7	2.8411×10^{-1}	4.5033×10^{-2}	1.0007×10^{-3}
8	7.0900×10^{-1}	1.3482×10^{-1}	1.7949×10^{-3}
9	7.2855×10^{-2}	1.1530×10^{-2}	1.5363×10^{-5}
10	8.2458×10^{-3}	6.3847×10^{-4}	4.4741×10^{-5}
11	3.6523×10^{-2}	1.1980×10^{-3}	5.9572×10^{-5}
12	8.3227×10^{-5}	1.8042×10^{-6}	4.6922×10^{-5}

**Figura 5.6:** $P[Q > b]$ para o cenário 1 da Tabela 5.2.

Os resultados observados por meio das Figuras 5.6 a 5.17 e da Tabela 5.3 mostram que a equação proposta para cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer* no cenário OFDM/TDMA possui um desempenho superior ao das abordagens MSQ e CDTSQ. Dos doze cenários simulados, a equação proposta obteve erro (EQM) menor do que o MSQ e o CDTSQ em nove ocasiões. O CDTSQ obteve desempenho superior ao MSQ, de maneira análoga ao observado no cenário de fila única do Capítulo 4.

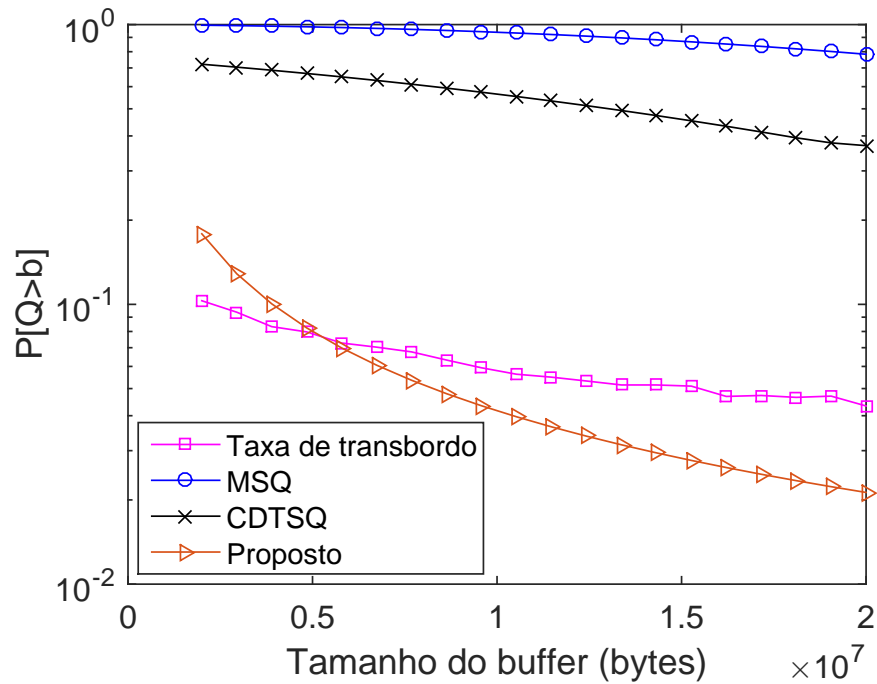


Figura 5.7: $P[Q > b]$ para o cenário 2 da Tabela 5.2.

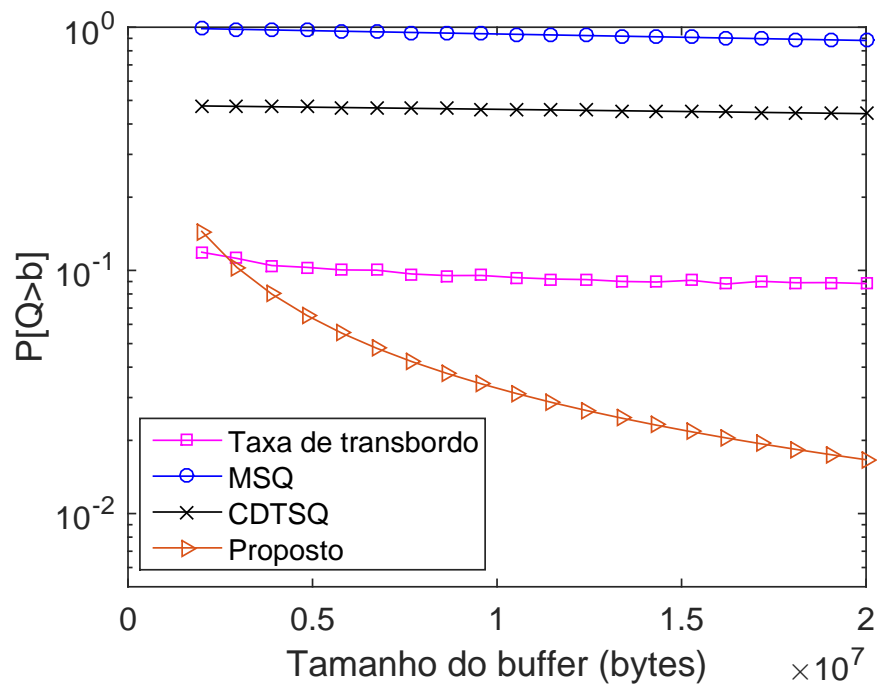


Figura 5.8: $P[Q > b]$ para o cenário 3 da Tabela 5.2.

O uso da curva de serviço na equação proposta proporcionou estimativas para os valores de $P[Q > b]$ mais próximas do real do que por meio dos métodos MSQ e CDTSQ. Entretanto, observa-se que em ambiente de acesso múltiplo, tal qual o cenário OFDM/TDMA, onde os recursos, muitas vezes escassos, são compartilhados entre os

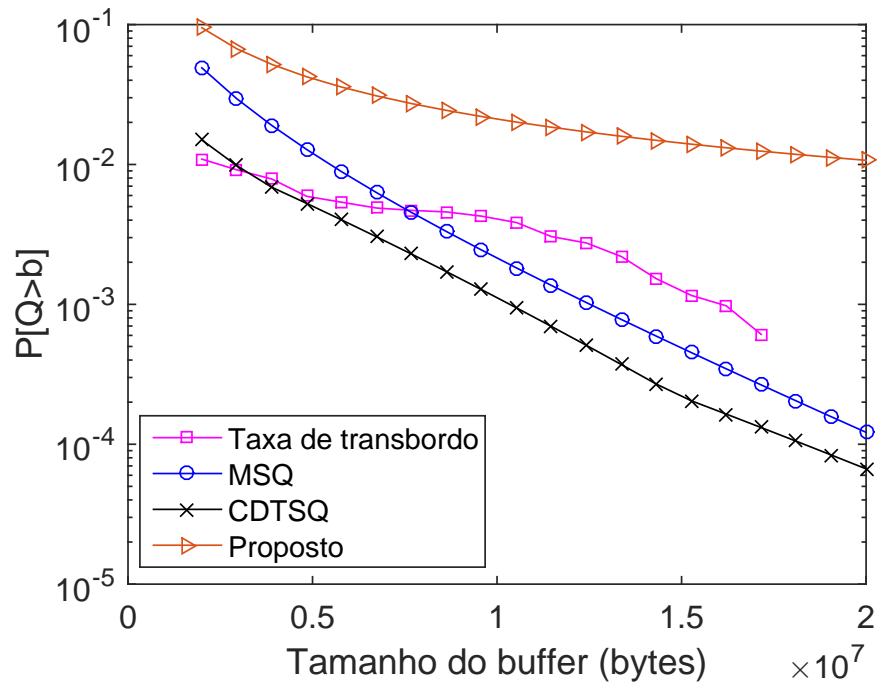


Figura 5.9: $P[Q > b]$ para o cenário 4 da Tabela 5.2.

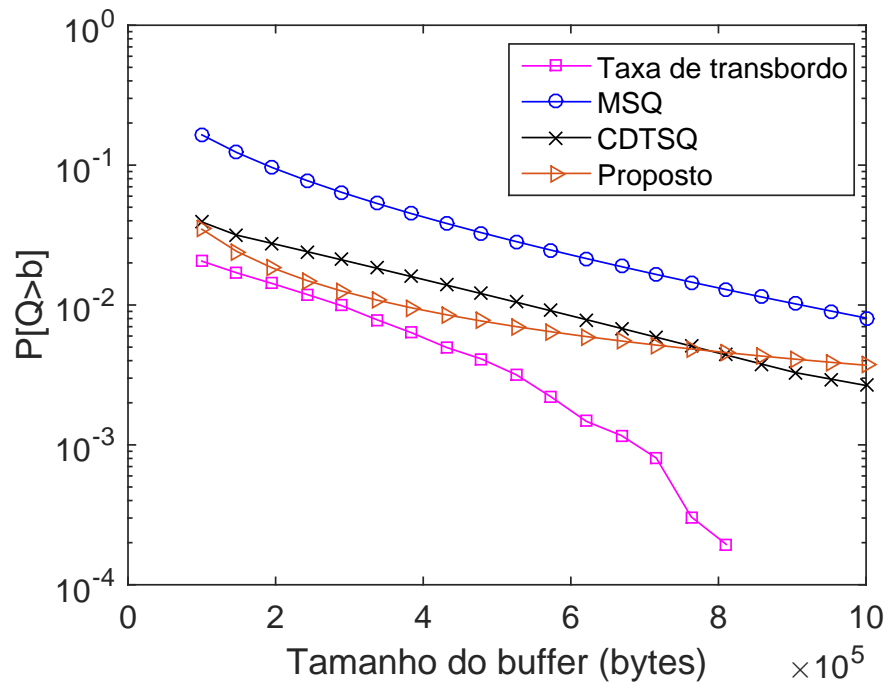


Figura 5.10: $P[Q > b]$ para o cenário 5 da Tabela 5.2.

usuários, o desempenho geral das equações utilizadas para estimação da probabilidade de transbordo do *buffer* foi inferior ao observado no Capítulo 4 (fila única e servidor com taxa de transmissão constante).

Nessas abordagens (MSQ, CDTSQ e abordagem proposta), os desempenhos são

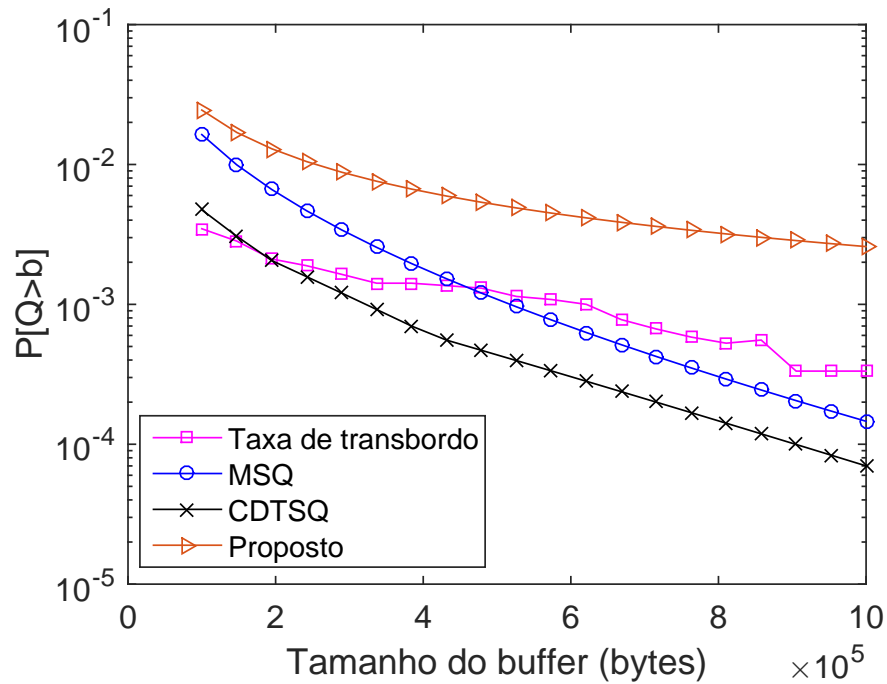


Figura 5.11: $P[Q > b]$ para o cenário 6 da Tabela 5.2.

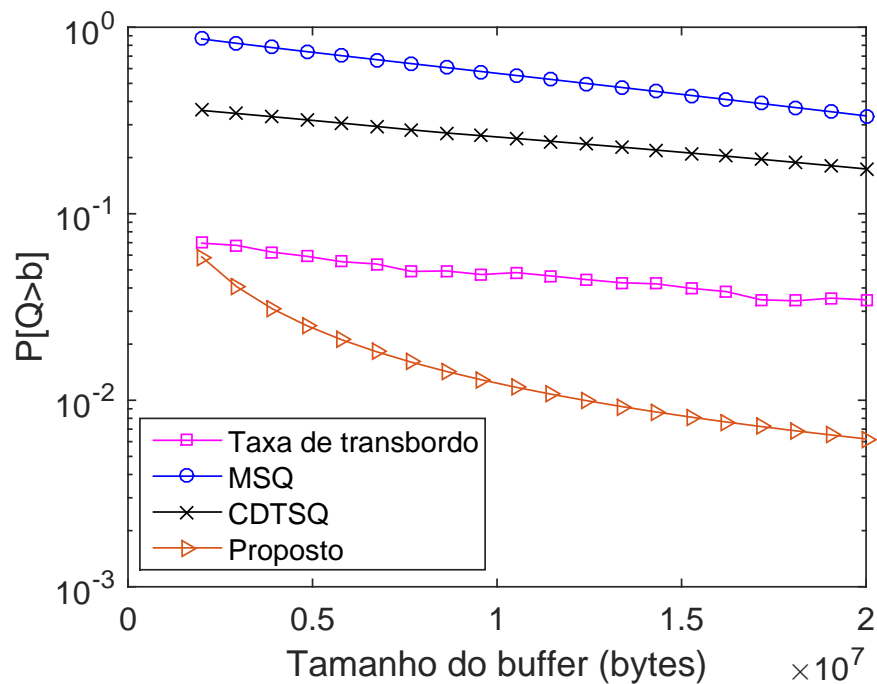


Figura 5.12: $P[Q > b]$ para o cenário 7 da Tabela 5.2.

melhores quando a taxa de transmissão é próxima à taxa de chegada, o que pode não ocorrer em ambientes com muitos usuários.

Como descrito no Capítulo 4, muitos trabalhos da literatura investigaram a relação entre a probabilidade de transbordo e o comprimento do *buffer*. No entanto,

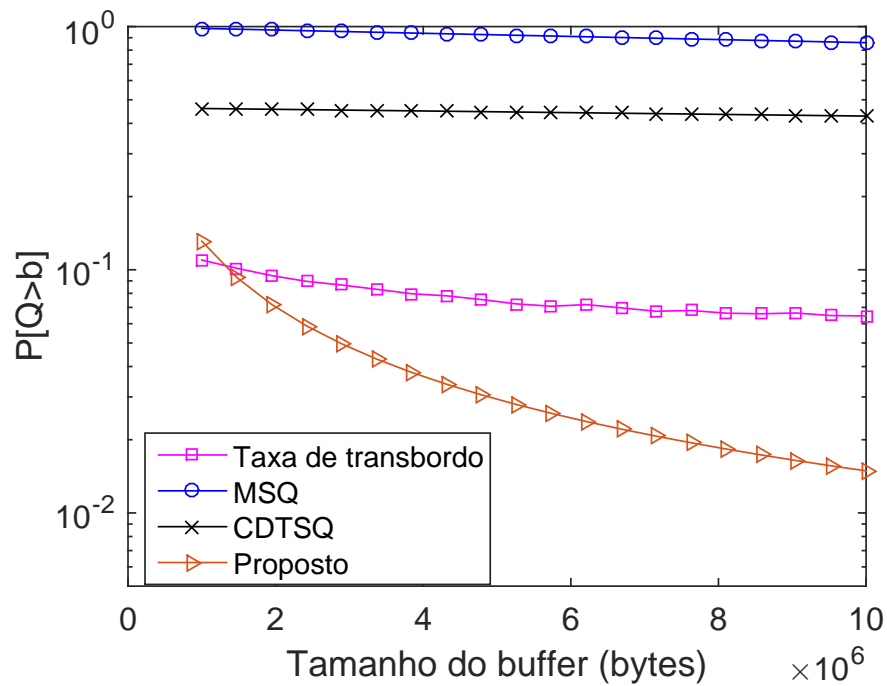


Figura 5.13: $P[Q > b]$ para o cenário 8 da Tabela 5.2.

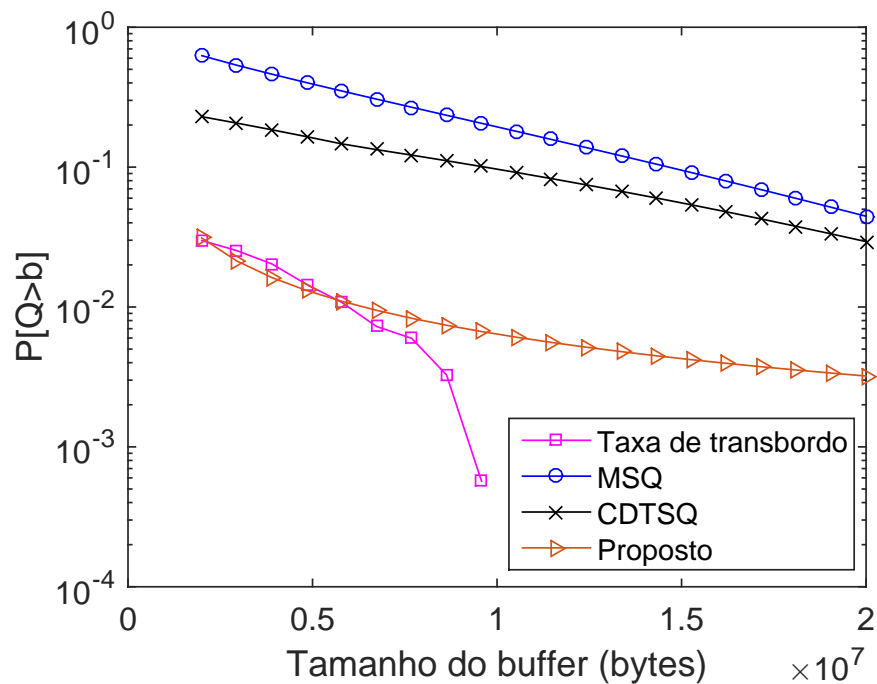


Figura 5.14: $P[Q > b]$ para o cenário 9 da Tabela 5.2.

não existem muitos trabalhos que analisam o decaimento da curva de probabilidade de transbordo em função das taxas de transmissão, especialmente quando pequenas taxas de transmissão são consideradas e consequentemente altas taxas de transbordo são observadas. Nesta seção, foi mostrado que as variações das taxas de transmissão podem

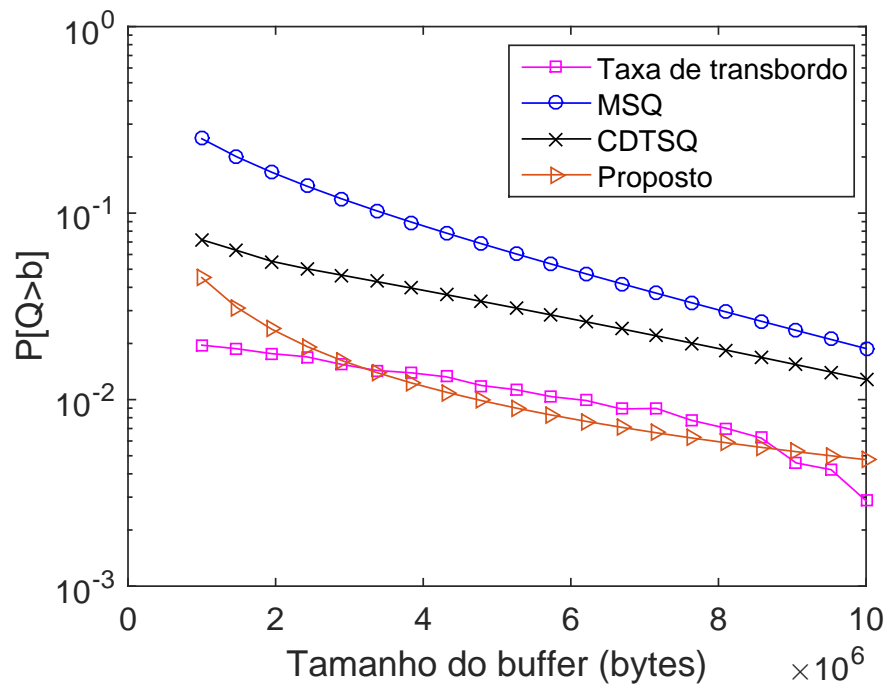


Figura 5.15: $P[Q > b]$ para o cenário 10 da Tabela 5.2.

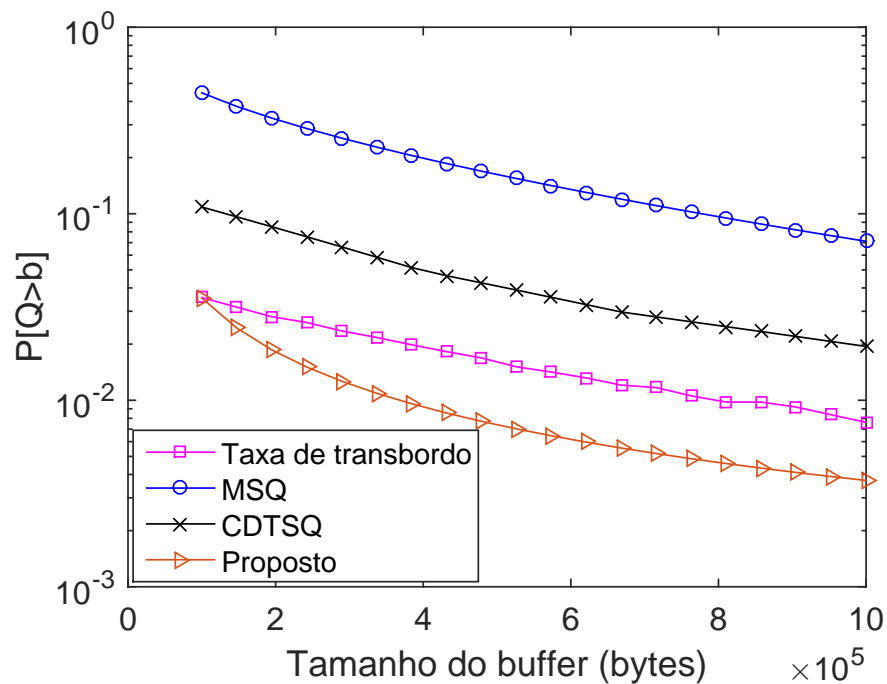


Figura 5.16: $P[Q > b]$ para o cenário 11 da Tabela 5.2.

impactar negativamente o desempenho das estimativas obtidas em relação aos valores reais.

Além disso, observa-se que para a maioria dos cenários o MSQ e o CDTSQ superestimaram a taxa de transbordo real. Os valores de taxa de transbordo observados

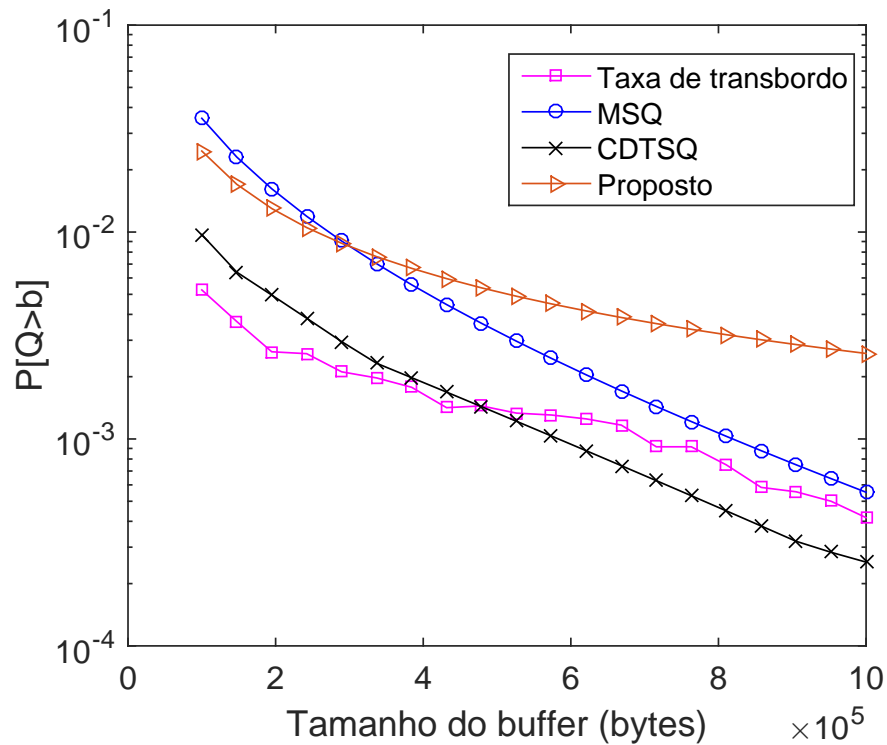


Figura 5.17: $P[Q > b]$ para o cenário 12 da Tabela 5.2.

por meio de simulação apresentaram sensibilidade variável em relação aos parâmetros da Tabela 5.2. Por outro lado, as estimativas obtidas por meio da equação proposta mostraram-se mais sensíveis às variações do tamanho do *buffer* do que aos demais parâmetros da Tabela 5.2.

5.6 Resultados e Discussões para o Cálculo do Retardo Máximo

A seguir, são apresentados os resultados de retardo máximo obtidos das simulações conduzidas utilizando o ambiente de rede OFDM/TDMA da Figura 5.1, onde as características do tráfego de entrada são descritas pelas séries de tráfego real dec-pkt-1, lbl-pkt-5 e Waikato1. Para esse cenário, foi considerada uma largura de banda B de 5 MHz, número de subportadoras M igual a 256 e taxa de erro de bit (BER) máxima desejada igual a 10^{-6} .

Com o objetivo de obter os resultados de retardo máximo para o cenário de rede sem fio operando em diferentes situações, foram conduzidas simulações para quantidades diferentes de usuários na rede e para diferentes valores de SNR, utilizando inicialmente a série de tráfego dec-pkt-1, conforme mostrado nas Figuras 5.18 e 5.19, respectivamente.

Esse procedimento foi repetido para as séries de tráfego lbl-pkt-5 e Waikato1, conforme pode ser observado por meio das Figuras 5.20 a 5.23.

A análise dessas figuras permite concluir que os valores de retardo máximo observados para os usuários do sistema OFDM/TDMA que foram obtidos utilizando o envelope proposto oferecem estimativas mais próximas aos valores reais do que aquelas obtidas utilizando os processos Bm, fBm e mBm, o que pode também ser observado por meio das Tabelas 5.4 e 5.5 que apresentam, respectivamente, os EQMNs para os gráficos em função do número de usuários (Figuras 5.18, 5.20 e 5.22) e da SNR média (Figuras 5.19, 5.21 e 5.23).

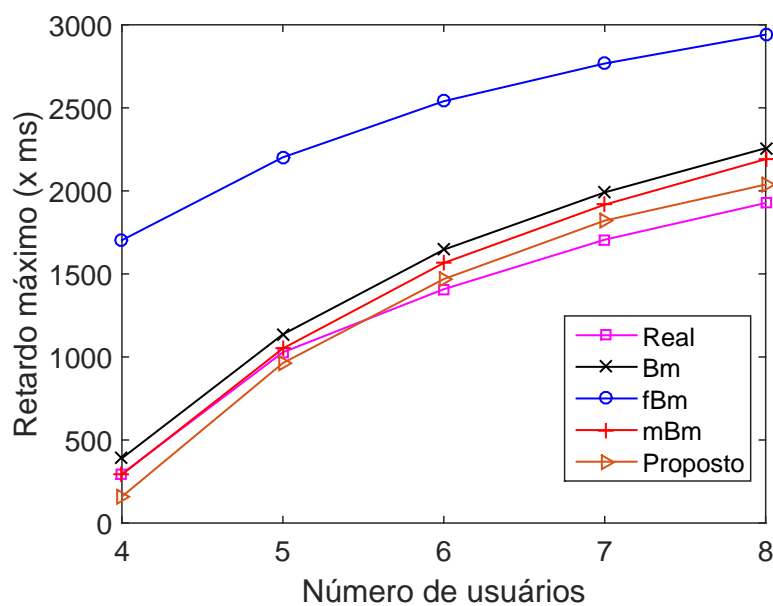


Figura 5.18: Retardo em função do número de usuários no sistema OFDM-TDMA - dec-pkt-1.

Tabela 5.4: EQMN para as estimativas de retardo máximo para diferentes séries de tráfego em função do número de usuários na rede OFDM/TDMA.

Método	Fig. 5.18	Fig. 5.20	Fig. 5.22
Bm	1.2965×10^{-1}	2.6182×10^{-1}	7.4670×10^{-2}
fBm	$3.2761 \times 10^{+0}$	$4.9089 \times 10^{+0}$	$4.7864 \times 10^{+0}$
mBm	6.7885×10^{-2}	6.0281×10^{-2}	5.0401×10^{-2}
Proposto	2.4378×10^{-2}	1.9466×10^{-2}	2.2473×10^{-2}

Neste capítulo, foi introduzido um ambiente de rede sem fio baseado no OFDM que utiliza o *round-robin* como política de escalonamento de recursos. Para esse ambiente de rede, foi apresentada uma curva de serviço, que por representar o cenário mais

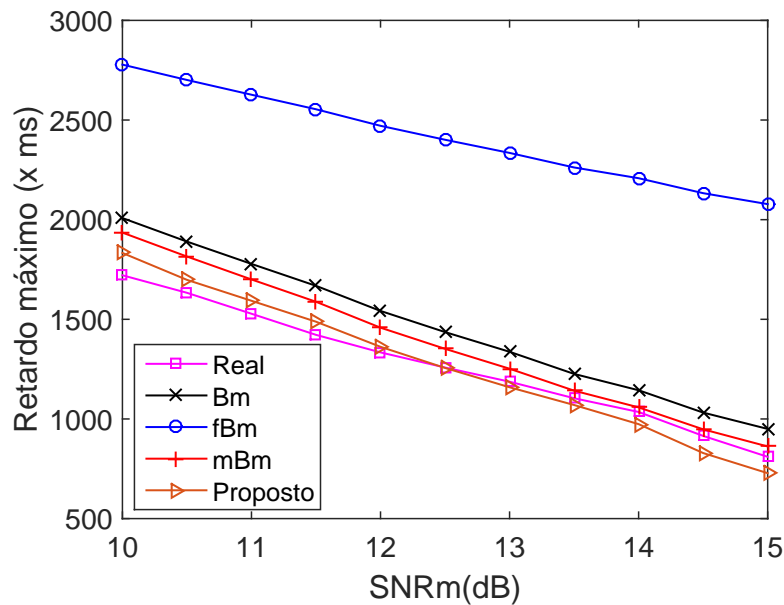


Figura 5.19: Retardo em função da SNR média no sistema OFDM-TDMA - dec-pkt-1.

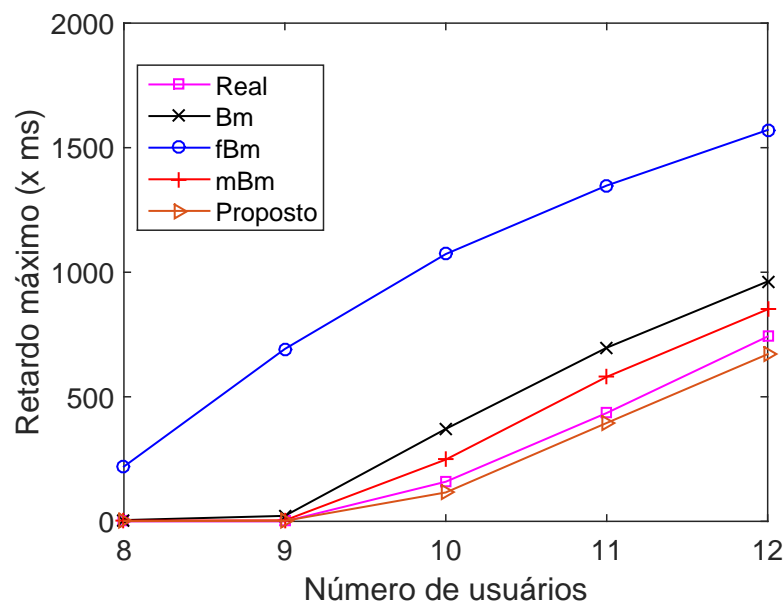


Figura 5.20: Retardo em função do número de usuários no sistema OFDM-TDMA - lbl-pkt-5.

desfavorável ao usuário da rede, foi chamada de curva de serviço mínima e essa tem por base as estimativas de capacidade de transmissão das subportadoras do OFDM. Utilizando essa curva de serviço, as estimativas de probabilidade de transbordo feitas para uma fila única e servidor com capacidade constante foi estendida ao cenário de rede OFDM considerado neste capítulo. Além disso, com base no processo envelope de cada fila e na curva de serviço de cada usuário, foram feitas estimativas do retardo máximo

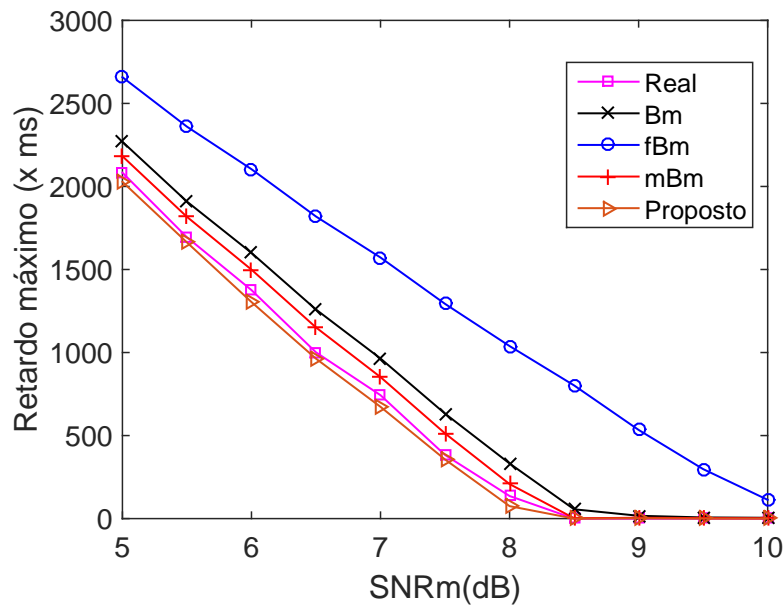


Figura 5.21: Retardo em função da SNR média no sistema OFDM-TDMA - lbl-pkt-5.

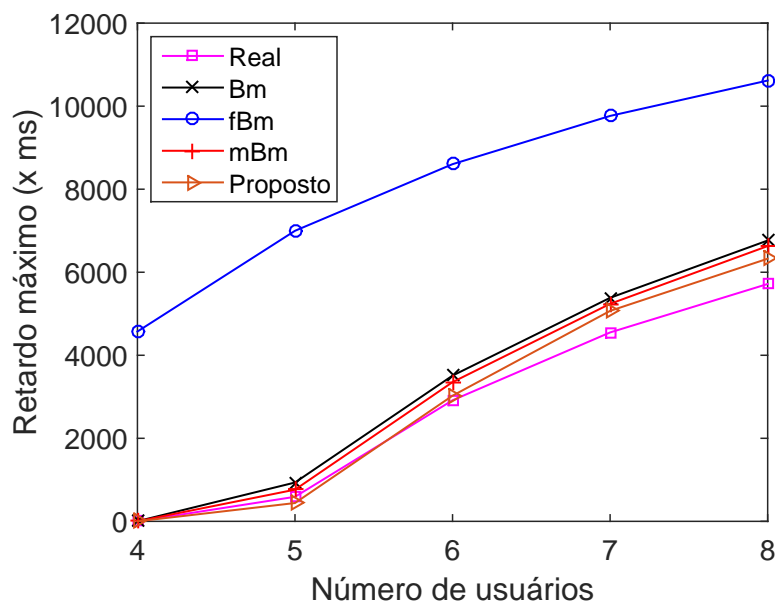


Figura 5.22: Retardo em função do número de usuários no sistema OFDM-TDMA - Waikato1.

experimentado pelos usuários da rede. Para tanto, foi utilizada a teoria de Cálculo de Rede introduzida no Capítulo 3. Os resultados apresentados mostraram que a abordagem proposta pode ser considerada mais acurada que outras abordagens presentes na literatura, visto que esses resultados estão mais próximos aos valores reais do que aqueles obtidos por meio de outros métodos comparados.

As abordagens utilizadas neste capítulo são aplicadas, de maneira mais especí-

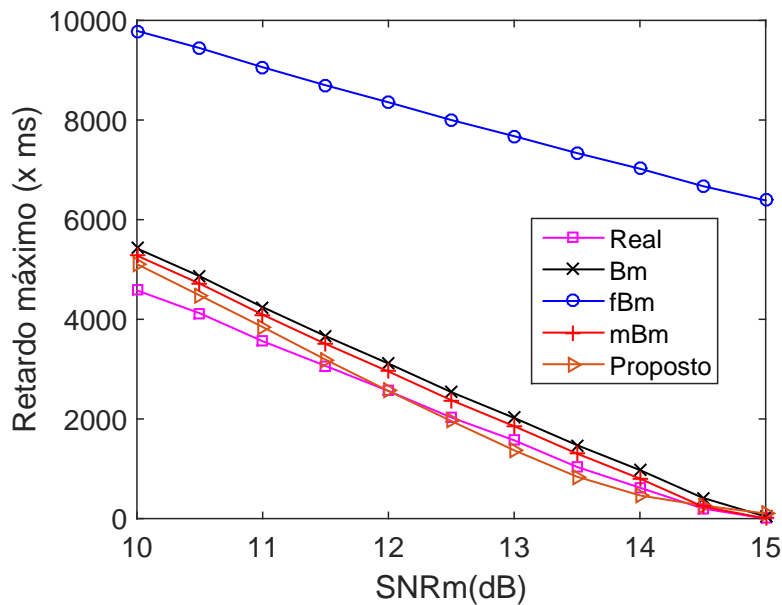


Figura 5.23: Retardo em função da SNR média no sistema OFDM-TDMA - Waikato1.

Tabela 5.5: EQMN para as estimativas de retardo máximo para diferentes séries de tráfego em função da SNR média das subportadoras da rede OFDM/TDMA.

Método	Fig. 5.19	Fig. 5.21	Fig. 5.23
Bm	4.6920×10^{-1}	5.5294×10^{-2}	1.1676×10^{-1}
fBm	$1.5613 \times 10^{+1}$	8.3532×10^{-1}	$1.3986 \times 10^{+1}$
mBm	1.8762×10^{-1}	8.3532×10^{-1}	6.4723×10^{-2}
Proposto	5.0734×10^{-2}	2.8516×10^{-3}	2.2919×10^{-2}

fica, ao capítulo seguinte. Isto é, no próximo capítulo o ambiente de rede utilizado é o LTE. A política de escalonamento não é mais o *round-robin* e sim uma política nova, proposta por esta tese, e baseada nas condições do canal de comunicação e na probabilidade de transbordo do *buffer*. Para essa política de escalonamento de recursos é proposta uma nova curva de serviço mínima. Ela reflete o serviço que pode ser garantido ao usuário. Além disso, o retardo máximo é estimado, por meio do Cálculo de Rede, utilizando o processo envelope proposto e a nova curva de serviço mínima proposta. Assim como esse capítulo, o capítulo seguinte compara os resultados obtidos a outras abordagens presentes na literatura.

Escalonamento de Recursos em Redes LTE

Utilizando Probabilidade de Transbordo do *Buffer* e Curva de Serviço

Neste capítulo, primeiramente é feita uma breve introdução sobre as tecnologias utilizadas em redes LTE (*Long Term Evolution*), com foco na camada física e na forma com que os recursos do canal de comunicação estão organizados. Em seguida, são apresentados algoritmos utilizados para o escalonamento dos recursos de *downlink* das redes LTE. Na seção seguinte, é apresentada uma proposta de algoritmo de escalonamento de recursos sensível às condições do canal e à probabilidade de transbordo do *buffer* dos usuários (CAQA - *Channel-Aware and Queue-Aware*), levando também em consideração a curva de serviço real dos usuários. Em seguida, com objetivo de garantir retardo máximo aos usuários da rede, é proposta uma curva de serviço mínima, a partir da qual deriva-se um novo algoritmo de escalonamento, similar ao anterior, mas com possibilidade de garantia de retardo máximo.

6.1 Introdução às Redes LTE

O LTE (*Long Term Evolution*) e o LTE-A (*Long Term Evolution-Advanced*) são tecnologias de rede de acesso sem fio, geralmente designadas simplesmente como redes LTE. Elas são padronizadas pelo 3GPP (*Third Generation Partnership Project*) como tecnologias de banda larga móvel, e herdaram muitas características dos padrões 3GPP anteriores (como o UMTS (*Universal Mobile Telecommunication System*) e o HSPA (*High Speed Packet Access*)) e, nesse sentido, podem ser consideradas evoluções dessas tecnologias [23].

No entanto, para atender aos requisitos da IMT-Advanced (IMT - *International Mobile Telecommunications*) estabelecidos pela ITU (*International Telecommunication Union*) e para manter competitividade com o padrão WiMAX (IEEE padrão 802.16 [27]),

o padrão LTE precisou sofrer diversas mudanças em relação a tecnologia W-CDMA (*Wideband-Code Division Multiple Access*), empregada em padrões anteriores.

O LTE começou a ser padronizado no início de 2004 e logo tornou-se uma releitura das arquiteturas de redes de comunicações móveis existentes. Após quatro anos de deliberação, e com contribuições de organismos de padronização da Internet e de empresas de telecomunicações de diversos países, o processo de padronização da versão 8 do LTE (3GPP *Release 8*) foi concluída em 2008. O LTE padrão 8 mais tarde evoluiu para a LTE padrão 9, com modificações poucos significativas. Em seguida, o LTE evoluiu para a versão 10 (3GPP *Release 10*), também conhecida como *LTE-Advanced* (LTE-A). A versão 10 do LTE apresenta melhorias na eficiência espectral, no aumento do pico teórico das taxas de transmissão, e no nível de experiência do usuário em relação à versão 8 do LTE. Com uma taxa máxima de 1 Gbps, o LTE-A foi aprovado pelo ITU como uma tecnologia *IMT-Advanced* [109].

Nas redes LTE são especificados tanto protocolos de comunicação de dados no sentido de *uplink* (usuário para a estação base) e de *downlink* (estação base para o usuário). Na nomenclatura do 3GPP, projeto responsável pela padronização das redes com tecnologia LTE, a estação base é formalmente referida como eNodeB (*enhanced Node Base station*) e o usuário ou unidade móvel é referido como UE (*User Equipment*) [20], conforme esquematizado na Figura 6.1.

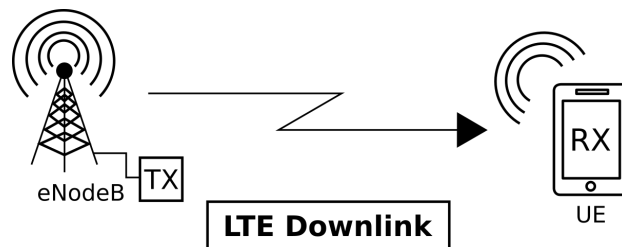


Figura 6.1: Esquema básico de uma célula de uma rede LTE com transmissão no sentido de *downlink*.

Nas redes LTE, a interface do meio sem fio no sentido de *downlink* é baseada no OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*). No sentido de *uplink*, utiliza-se a tecnologia de múltiplo acesso conhecida como SC-FDM (*Single-Carrier Frequency Division Multiplexing*). O foco deste capítulo é a comunicação no sentido de *downlink*.

O uso do OFDM proporciona vantagens significativas sobre outras tecnologias de acesso múltiplo e tem sido empregado em vários padrões de rede sem fio que oferecem altas taxa de dados, como é o caso do LTE (*Long Term Evolution*) [20]. Entre as vantagens do OFDM estão: alta eficiência espectral e estimação adaptativa do número de bits por símbolo para a transmissão de dados em banda larga, resistência à interferência causada pelo desvanecimento devido aos múltiplos percursos, facilidade de implementação de

sistemas MIMO (*Multiple Input Multiple Output*), e suporte ao uso de técnicas no domínio da frequência, como o escalonamento de recursos [34].

Em um sistema OFDM a largura de banda disponível é dividida em muitas subportadoras que podem ser atribuídas aos usuários. Na prática, um par de blocos de recursos (RBs - *Resource Blocks*) constituídos de 12 subportadoras contíguas no domínio da frequência e de até 14 símbolos OFDM no domínio do tempo é a menor unidade de atribuição de recursos do LTE [23]. Idealmente, desconsiderando as bandas de guarda utilizadas para mitigar interferências, um canal de 20 MHz pode oferecer aos usuários de uma célula LTE até 100 RBs por TTI (*Transmission Time Interval*). Um TTI equivale a 1 ms e essa é a menor unidade de tempo utilizada pelos algoritmos de escalonamento de recursos do LTE.

Em princípio, para que a estação base de uma célula LTE possa distribuir RBs entre os usuários de maneira oportunística, cada usuário necessita fornecer informações da qualidade do seu canal de comunicação. Se isso for feito para cada RB e para cada TTI, uma grande quantidade de informações de controle poderá sobrecarregar o canal de *uplink*. Para superar isso, o LTE pode utilizar algoritmos que realizam o *feedback* de informações da qualidade do canal (CQI - *Channel Quality Indicator*) de maneira esparsa, isto é, nem todos os CQIs dos RBs são informados à estação base.

Uma das características das redes LTE é a flexibilidade no uso do espectro, isso leva a um conjunto de canais de comunicação com diferentes larguras de banda, variando de 1.4 a 20 MHz. Os canais de comunicação no LTE são formados pelos encadeamentos dos RBs no domínio do tempo e no domínio da frequência, formando o que é conhecido como malha de recursos.

No domínio da frequência, cada RB é formado por 12 subportadoras e cada subportadora tem largura de banda de 15 kHz, logo a largura de banda total de um RB é de 180 kHz. A largura de banda total é normalmente dividida em sub-bandas, constituídas de um conjunto de recursos, tipicamente de 1 a 3 RBs [7]. A Tabela 6.1 mostra a relação entre a largura de banda do canal e o número de RBs transmitidos ao longo de um TTI. Para larguras de banda de 3 a 20 MHz, a quantidade de RBs na largura de banda de transmissão ocupa cerca de 90% da largura de banda total do canal. Para o canal com menor largura de banda, isto é 1.4 MHz, a porcentagem cai para cerca de 77%. Para esse canal, a menor eficiência espectral ajuda a reduzir as transmissões indesejadas de símbolos fora da largura de banda [109].

No domínio do tempo, o padrão para redes LTE organiza a transmissão como uma sequência de quadros (*frames*) de comprimento de 10 ms. Cada quadro é então subdividido em 10 subquadros (*subframes*) com comprimento de 1 ms (equivalente a um TTI). Cada subquadro é composto de dois *slots*, cada um com comprimento de 0.5 ms. Finalmente, cada *slot* consiste de um número de símbolos OFDM, podendo ser sete

ou seis símbolos, condicionado ao tipo de prefixo cíclico utilizado, normal ou estendido, respectivamente.

O prefixo cíclico é uma redundância inserida durante a geração de um sinal OFDM. Ele é utilizado para evitar a interferência de símbolos OFDM recém-transmitidos, conhecida como interferência inter-simbólica – uma consequência da propagação do sinal por múltiplos percursos do meio sem fio. Dentre outros benefícios, o prefixo cíclico ajuda a manter a ortogonalidade entre as subportadoras, o que é um dos fundamentos de uma transmissão baseada no OFDM [37].

A Figura 6.2 apresenta o esquema de uma malha de recursos de uma rede LTE.

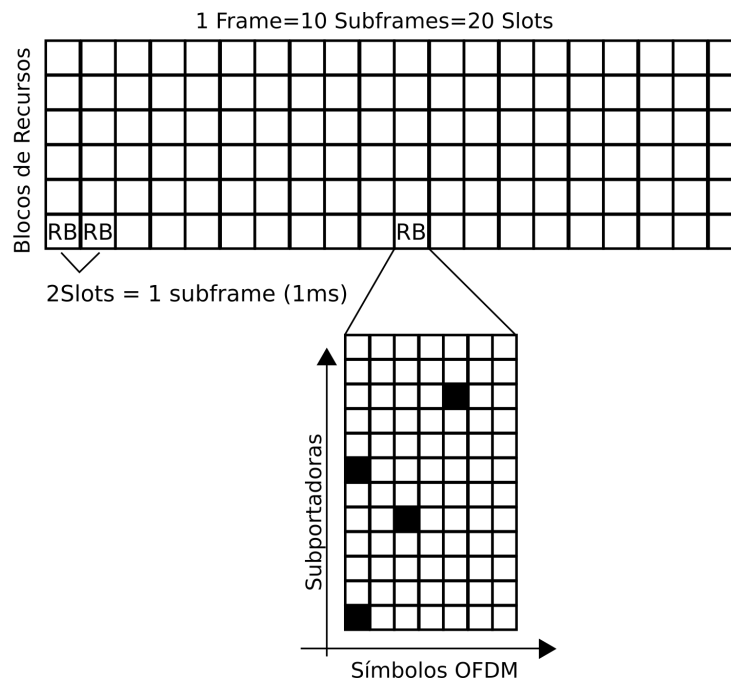


Figura 6.2: Malha de recursos de uma rede LTE.

Tabela 6.1: Largura de banda e Número de RBs de uma rede LTE.

Largura de banda	Número de RBs
1.4 MHz	6
3.0 MHz	15
5.0 MHz	25
10 MHz	50
15 MHz	75
20 MHz	100

Para fazer o melhor uso do espectro disponível e ao mesmo tempo diminuir a taxa de erros na transmissão, o LTE utiliza um método adaptativo de modulação e codificação chamado de AMC (*Adaptive Modulation and Coding*). No AMC, para cada CQI relativo

a um RB que o usuário informar à estação base, haverá um esquema de modulação e codificação correspondente, chamado de MCS (*Modulation and Coding Scheme*).

Os esquemas de modulação utilizados pelo padrão LTE incluem o QPSK (*Quadrature Phase Shift Keying*), o 16QAM (*Quadrature Amplitude Modulation*), e o 64QAM. Na modulação QPSK, cada símbolo pode assumir um de quatro valores diferentes, que são mapeados para quatro diferentes posições em um diagrama de constelação, assim o QPSK precisa de apenas 2 bits para codificar cada um dos seus quatro símbolos diferentes de modulação. A modulação 16QAM envolve o uso de 16 níveis diferentes e, portanto, utiliza 4 bits para codificar cada símbolo de modulação. Por fim, na modulação 64QAM existem 64 valores possíveis e, portanto, utiliza 6 bits para representar um único símbolo de modulação. Quanto maior o número de bits por símbolo, maior é a eficiência espectral da modulação utilizada e, conseqüentemente, maior é a SNR (*Signal-to-Noise Ratio*) necessária para evitar interferência inter-simbólica.

A disponibilidade de vários esquemas de modulação é fundamental na implementação da modulação adaptativa com base nas condições de canal. Quando o canal de comunicação entre usuário e estação base possui uma relação sinal-ruído (SNR) relativamente alta, pode-se usar esquemas de modulação de constelações mais densas, como a 64QAM. Nesse caso, o envio de um único símbolo resulta na transmissão de 6 bits e, portanto, a taxa de transferência aumenta. No entanto, quando o canal se torna mais ruidoso, menor SNR, deve-se recorrer ao uso de esquemas de modulação com maior separação entre os símbolos, como é o caso do QPSK. Isso torna o canal mais robusto, mas reduz o número de bits por amostra e, conseqüentemente, a taxa de transferência.

Em redes LTE, a principal técnica de codificação utilizada é a codificação turbo [109]. Ela é uma evolução da tecnologia de codificação convolucional (utilizada com sucesso em outras tecnologias). A codificação turbo já foi utilizada em sistemas 3G UMTS e HSPA. Entretanto, nesses padrões ela sempre foi utilizada como uma técnica opcional para aumentar o desempenho do sistema. Já nas redes LTE, a codificação turbo é o mecanismo principal utilizado na codificação do canal.

O bom desempenho dos codificadores turbo é bem conhecido, mas geralmente associado a alta complexidade computacional. Os codificadores turbo do LTE possuem diversas melhorias, visando torná-los mais eficientes do que aqueles das implementações tradicionais. Por exemplo, no LTE o CRC (*Cyclic Redundancy Check*) é utilizado na entrada do codificador turbo, permitindo que na etapa de decodificação o decodificador seja interrompido tão logo a qualidade do código obtido alcance níveis pré-definidos, em vez de seguir um número fixo de iterações [109].

As Tabelas 6.2 e 6.3 mostram as relações existentes entre o CQI e o MCS, isto é, a relação entre a qualidade do canal informada pelo usuário (CQI) e os esquemas de modulação e codificação (MCS) escolhidos pela estação base para transmissão no

downlink.

A Tabela 6.2 foi utilizada em [40] e está relacionada a um CQI de 3 bits. Já a Tabela 6.3 possui mais níveis de discretização da SNR. Essa tabela está relacionada a um CQI de 4 bits e foi utilizada, por exemplo, em [109].

Utilizando AMC, o número de bits por símbolo, e consequentemente a taxa de transmissão, de um usuário de um sistema LTE pode ser calculado adaptativamente a cada TTI, com base nas informações de CQI informadas pelos usuários. Considere uma célula LTE com transmissão de dados no sentido de *downlink* e com J blocos de recursos por TTI, onde a potência total de transmissão é igualmente distribuída entre os blocos de recursos. Um bloco de recurso possui N_s símbolos OFDM consecutivos no domínio do tempo e N_{sc} subportadoras consecutivas no domínio da frequência. Das N_{sc} subportadoras, apenas $N_{sc}^{(d)}$ são utilizadas para transmissão de dados, outras são utilizadas para fins de controle. $R_k^{(c)}$ é a taxa de codificação associada ao MCS $k \in \{1, 2, \dots, K\}$, onde K é o número total de diferentes tipos de codificação e modulação (MCS) suportada pelo sistema de transmissão, M_k é o tamanho da constelação do MCS k e T_s é a duração de um símbolo OFDM. Assim, a taxa de bit $r^{(k)}$ possível para o MCS k em um bloco de recurso pode ser calculada por meio de [36]:

$$r^{(k)} = \frac{R_k^{(c)} \log_2(M_k)}{T_s N_s} \sum_{s=1}^{N_s} N_{sc}^{(d)}(s). \quad (6-1)$$

Para que um grupo de usuários ativos que acessam simultaneamente uma célula de uma rede LTE possa ter a melhor experiência de acesso e assim utilizar ao máximo a malha de recursos disponível, a estação base deve escalonar os RBs de maneira eficiente com o objetivo de atender ou melhorar métricas de qualidade de serviço (QoS), tais como: retardo, taxa de perda de *bytes* e vazão. Para tanto, algoritmos de escalonamento de recursos foram propostos na literatura. Na seção seguinte, é feita uma breve revisão de alguns desses algoritmos e na, seção subsequente, três deles são apresentados com maiores detalhes.

6.2 Trabalhos Relacionados ao Escalonamento de Recursos em Redes LTE

O problema de escalonamento de recursos de redes que utilizam a tecnologia OFDM, dentre elas estão as redes LTE, tem sido estudado em diversos trabalhos da literatura. Em [53], os autores propõem variações do algoritmo conhecido como PF (*Proportional Fair* [49]) para maximizar vazão e atender critérios de justiça (*fairness* [44]) em redes sob diversas condições de funcionamento. Em [41], os autores propõem uma

Tabela 6.2: *Largura de banda e número de RBs de redes LTE para um CQI de 3 bits [40]*

SNR	Índice do CQI	Modulação	Taxa de codificação	Eficiência espectral
1.7	1	QPSK	1/2	0.9333
3.7	2	QPSK	2/3	1.2444
4.5	3	QPSK	3/4	1.4000
7.2	4	16QAM	1/2	1.8667
9.5	5	16QAM	2/3	2.4889
10.7	6	16QAM	3/4	2.8000
14.8	7	64QAM	2/3	3.7333
16.1	8	64QAM	3/4	4.2000

Tabela 6.3: *Largura de banda e número de RBs de redes LTE para um CQI de 4 bits [109]*

SNR	Índice do CQI	Modulação	Taxa de codificação	Eficiência espectral
-6.7	1	QPSK	0.0762	0.1523
-4.7	2	QPSK	0.1172	0.2344
-2.3	3	QPSK	0.1885	0.3770
0.2	4	QPSK	0.3008	0.6016
2.4	5	QPSK	0.4385	0.8770
4.3	6	QPSK	0.5879	1.1758
5.9	7	16QAM	0.3691	1.4766
8.1	8	16QAM	0.4785	1.9141
10.3	9	16QAM	0.6016	2.4063
11.7	10	64QAM	0.4551	2.7305
14.1	11	64QAM	0.5537	3.3223
16.3	12	64QAM	0.6504	3.9023
18.7	13	64QAM	0.7539	4.5234
21.0	14	64QAM	0.8525	5.1152
22.7	15	64QAM	0.9258	5.5547

solução sub-ótima considerando, assim como em [53], vazão e critérios de justiça para o escalonamento de recursos de redes baseadas no OFDM. Já em [94], os autores levam em consideração a probabilidade de interrupção (*Outage Probability*) devido aos erros de informação de CQI por parte dos usuários. Os trabalhos em [41, 53, 94], supracitados, assumem que a estação base possui pleno ou quase pleno conhecimento da SNR dos usuários para cada uma das sub-bandas disponíveis no canal de comunicação.

Em [36], com o objetivo de reduzir a quantidade de informações no sentido de transmissão *uplink*, os autores consideram um cenário em que apenas os RBs com SNR acima de um limiar pré-estabelecido são informados. O algoritmo proposto em [36]

estabelece prioridades para os usuários com base na razão entre a taxa mínima requerida e o ganho do canal.

Em [110], os autores propõem um algoritmo com alocação oportunística de recursos, com restrições de atendimento a critérios de justiça (*fairness*) e, para tanto, apresentam uma solução baseada no algoritmo húngaro (um algoritmo utilizado para resolver problemas de otimização [52]).

Em [95], os autores propõem o atendimento a métricas de QoS por meio da maximização total da vazão do sistema, para tanto utilizam um algoritmo de otimização baseado em enxame de partículas [46].

Em [33], é descrito o algoritmo de Max C/I (*Maximum Carrier to Interference Ratio*), que tem por objetivo alocar RBs para o usuário com a melhor condição de canal, independente de outros critérios.

Os trabalhos em [33, 36, 41, 53, 94, 95, 110], supracitados, propõem diversos algoritmos e soluções para o problema de escalonamento de recursos em redes com tecnologia OFDM. Esses trabalhos objetivam principalmente maximizar vazão, atender critérios de justiça e atender critérios de taxa mínima requerida pelos usuários. Entretanto, não consideram o comportamento de fila dos usuários nas decisões de escalonamento.

Em [45], algoritmos gulosos são propostos com o objetivo de reduzir o retardo em redes baseadas no OFDM. Em [7], os autores consideram um cenário de rede LTE em que a estação base possui conhecimento esparsos sobre os CQIs dos usuários e propõem um algoritmo que leva em consideração, tanto o tamanho da fila de cada usuário, quanto a probabilidade de interrupção, caso o algoritmo aloque um RB para um usuário com taxa de transmissão acima de sua capacidade máxima. Os trabalhos em [7, 45] consideram *buffers* de tamanho infinito, e por isso a probabilidade de transbordo do *buffer* não é considerada.

Nas seções seguintes, três algoritmos de escalonamento de recursos são apresentados com maiores detalhes, sendo eles: QoS Garantido [36], PSO [95] e Max C/I [33] – eles foram escolhidos com base em suas diferentes características: um algoritmo com provisão de QoS sem informação plena sobre as condições do canal, um algoritmo de otimização de vazão e um algoritmo oportunístico com informação plena das condições do canal, respectivamente.

6.3 Algoritmo de Escalonamento de Recursos com Garantia de QoS

No algoritmo de escalonamento de recursos com garantia de QoS (QoS Garantido [36]), os blocos de recursos (RBs) são escalonados com base nas condições do ca-

nal de comunicação (*CA-Channel-Aware*) e nos valores de taxa mínima requeridos pelos usuários. Para tanto, considera-se uma célula com N usuários e defini-se R_i como uma taxa de transmissão mínima requerida pelo usuário i .

O CQI (*Channel Quality Indicator*) é definido pela variável $g_{i,j}$, onde i indica o usuário e j indica o bloco de recurso (RB). Assim, cada usuário da célula LTE é capaz de reportar $g_i = [g_{i,1}, g_{i,2}, \dots, g_{i,J}]^T$, o conjunto de valores de CQI dos J blocos de recursos disponíveis no intervalo de tempo de um TTI.

Assume-se que o escalonador conhece qual MCS está relacionado ao CQI informado pelo usuário, assim é possível definir, para o usuário i , o valor máximo de CQI obtido do conjunto de RBs, da seguinte forma:

$$j^* = \arg \max_{j \in J} (g_{i,j}), \quad (6-2)$$

e $q_{i,\max(g_{i,j^*})} \in \{1, 2, \dots, K\}$ é o índice do maior MCS obtido pelo usuário i no j -ésimo RB com valor de CQI igual a g_{i,j^*} .

A taxa de bits por segundo (bits/s) alcançada pelo i -ésimo usuário em um subquadro é dado por:

$$r_i = \sum_{j=1}^J \rho_{i,j} \sum_{k=1}^{q_{i,\max(g_{i,j^*})}} b_{i,k} r^{(k)}, \quad (6-3)$$

onde $\rho_{i,j} = 1$ quando ao i -ésimo usuário é atribuído o j -ésimo bloco de recurso e $\rho_{i,j} = 0$, caso contrário. Além disso, $b_{i,k} = 1$ quando ao i -ésimo usuário é escolhido o MCS de índice k e $b_{i,k} = 0$, caso contrário.

Uma vez assumidas essas premissas, o algoritmo de escalonamento de recursos com Garantias de QoS (QoS Garantido) pode ser subdividido em duas etapas, sendo elas: estimação do número de blocos de recursos requerido por cada usuário e alocação desses blocos de recursos aos usuários. Essas etapas são apresentadas nas subseções seguintes.

6.3.1 Estimação do Número de Blocos de Recursos Requerido pelos Usuários

Para estimar o número de RBs requerido por cada usuário, primeiro é calculada a média do ganho do canal de cada usuário e, em seguida, o número de RBs é calculado com base na razão entre a taxa mínima requerida e a média do ganho do canal.

A) Cálculo da média de ganho de canal de cada usuário

No algoritmo de escalonamento de recursos com garantia de QoS, todos os blocos de recursos (RBs) atribuídos a um usuário recebem o mesmo MCS, por isso a

condição média do canal é uma medida mais importante que a condição do canal de cada RB. Com o objetivo de reduzir o *overhead* de realimentação do usuário para a estação base, é adotado um sistema em que, para cada TTI, apenas os CQIs dos usuários que estão acima de um certo limiar, definido como λ_i , são informados por meio do canal de controle entre usuário e estação base. Os CQIs dos blocos de recursos não informados são definidos como zero. Diferentes usuários podem ter diferentes limiares. Por exemplo, usuários no centro de uma célula podem ter limiares superiores aos usuários da borda da célula [36].

Seja \bar{g}_i o ganho médio do canal do usuário i e α_i o número de RBs cujos CQIs foram informados pelo usuário i . Então, \bar{g}_i pode ser definido como:

$$\bar{g}_i = \frac{1}{\alpha_i} \sum_{j=1}^{\alpha_i} g_{i,j}, \quad g_{i,j} \geq \lambda_i \quad \text{e} \quad \alpha_i \leq J. \quad (6-4)$$

B) Estimação do número de RBs requeridos por usuário

Uma vez obtido o ganho médio do canal de cada usuário, o número de RBs que cada usuário necessita pode ser calculado por meio da razão entre a sua taxa mínima R_i requerida e o seu ganho médio de canal \bar{g}_i . Seja J_i o número de blocos de recursos alocados ao usuário i , então J_i deve satisfazer as seguintes condições:

$$\frac{R_1}{\bar{g}_1} : \frac{R_2}{\bar{g}_2} : \dots : \frac{R_i}{\bar{g}_i} : \dots : \frac{R_N}{\bar{g}_N} = \phi_1 : \phi_2 : \dots : \phi_i : \dots : \phi_N, \quad (6-5)$$

$$\sum_{i=1}^N \phi_i = 1, \quad (6-6)$$

$$J_1 : J_2 : \dots : J_i : \dots : J_N = \phi_1 : \phi_2 : \dots : \phi_i : \dots : \phi_N, \quad (6-7)$$

o que significa que o número de blocos de recursos (RBs) do usuário i é proporcional (indicado pela notação (:)) a sua taxa mínima R_i e inversamente proporcional ao ganho médio do canal \bar{g}_i . Note que quanto melhor a condição do canal, mais dados podem ser transmitidos por unidade de recurso e assim menos recursos são necessários para uma dada requisição de taxa de transmissão. No algoritmo de escalonamento com garantia de QoS, o número de blocos de recursos J_i alocados para cada usuário i é estimado por meio de:

$$J_i = \lfloor J_{\phi_i} \rfloor, \quad (6-8)$$

onde $\lfloor x \rfloor$ é o maior número inteiro menor ou igual a x . Se J_i for igual a zero, então J_i é redefinido como tendo valor unitário, com o objetivo de aumentar o índice de justiça

(*fairness*) do escalonador [36].

6.3.2 Alocação de Blocos de Recursos aos Usuários

Como mencionado anteriormente, todos os blocos de recursos atribuídos a um usuário devem adotar o mesmo MCS. Quando blocos de recursos alocados a um usuário possuem diferentes valores de CQI, o MCS escolhido deve ser aquele referente ao menor CQI informado pelo usuário, garantindo assim que os dados transmitidos por meio de cada um dos blocos de recursos alocados sejam recebidos corretamente. Essa consideração diminui a taxa de dados máxima que um usuário pode obter do canal de comunicação.

No QoS Garantido, o usuário com o melhor canal médio e com menor requerimento de taxa deve ser o primeiro a receber recursos, de maneira que ele possa obter um alto valor de MCS referente aos melhores blocos de recursos, e os demais blocos de recursos são alocados aos demais usuários [36]. Resumidamente, a etapa de alocação de RBs aos usuários por meio do algoritmo de QoS Garantido pode ser subdividido em dois passos: A) cálculo das prioridades dos usuários e, B) alocação de blocos de recursos com base nessas prioridades, conforme apresentado a seguir.

A) Cálculo das prioridades dos usuários

Na primeira etapa, as prioridades dos usuários são calculadas e classificadas em ordem decrescente. A prioridade p dos usuários é definida da seguinte forma:

$$\begin{aligned} & \text{se } \bar{g}_i > \bar{g}_k, \quad \text{então } p_i > p_k \\ & \text{se } \bar{g}_i = \bar{g}_k \quad \text{e } R_i < R_k, \quad \text{então } p_i > p_k \end{aligned} \quad (6-9)$$

onde $p_1 > p_2 > \dots > p_N$ e N é o total de usuários ativos na célula LTE.

B) Alocação de blocos de recursos para cada usuário

Uma vez definidas as prioridades dos usuários, os blocos de recursos são atribuídos usuário a usuário. De maneira que, se para um usuário for atribuído um número de blocos de recursos insuficiente para atender a sua taxa mínima requerida, então mais blocos de recursos lhe serão atribuídos até que a taxa mínima seja alcançada. Por outro lado, se todos os usuários tiverem suas correspondentes taxas mínimas atendidas e ainda assim existirem blocos de recursos remanescentes, esses serão atribuídos aos usuários com maior prioridade.

O Algoritmo 1, enunciado a seguir, apresenta os passos necessários para execução do algoritmo de QoS Garantido para escalonamento de RBs aos usuários de uma

célula em uma rede LTE.

Algoritmo 1 – QoS Garantido [36]

1. Defina as seguintes variáveis de entrada do algoritmo:
 - N - o número de usuários;
 - J - o número total de blocos de recursos;
 - R_i - a taxa de transmissão requerida pelo usuário i ;
 - J_i - a estimativa do número de blocos de recursos requerido pelo usuário i ;
 - G - A matriz com as informações de CQI dos N usuários em relação aos J blocos de recursos;
2. Inicialização:
 - $W = \{1, 2, \dots, J\}$;
 - $S_i = \{\}, i \in \{1, 2, \dots, N\}$;
 - $\rho_{i,j} = 0, i \in \{1, 2, \dots, N\}, n \in \{1, 2, \dots, J\}$;
 - $r_i = 0, i \in \{1, 2, \dots, N\}$;
3. Para $i = 1$ até N , faça:
 - Se $W \neq \{\}$, então vá para o passo 4. Caso contrário, fim de algoritmo.
4. Se $i > N$, aloque os blocos de recursos restantes para o usuário 1. Caso contrário, vá para o passo 5;
5. Escolha os J_i blocos de recursos do usuário i de acordo com (6-2), condicionado a $W \neq \{\}$, e adicione os blocos de recursos alocados ao vetor S_i ;
6. Encontre os blocos de recursos com o menor CQI do grupo S_i , e então determine o maior MCS, dentre os blocos de recursos atribuídos, que pode ser usado pelo usuário i ;
7. Calcule r_i do usuário i com o MCS escolhido no passo 6;
8. Se $r_i \geq R_i$, então faça $i = i + 1$ e vá para o passo 3. Caso contrário, vá para o passo 9;
9. Se $W \neq \{\}$, continue a alocar um bloco de recurso para o usuário i , de acordo com (6-2) e coloque os blocos de recursos alocados no vetor S_i . Vá para o passo 6.

Mais detalhes sobre o algoritmo de QoS Garantido podem ser encontrados em [36].

6.4 Algoritmo de Escalonamento de Recursos Baseado em Otimização PSO

O *Particle Swarm Optimization* (PSO) [46] é um algoritmo de otimização baseado em população, de fácil implementação, geralmente utilizado para resolver problemas estocásticos, apresentando bom desempenho na resolução de problemas de diversas áreas da ciência. No PSO, a população é chamada de enxame e os indivíduos são chamados de partículas [46].

No PSO tradicional, cada partícula possui sua própria posição e velocidade e ainda um histórico de suas melhores posições encontradas até então. A posição de cada partícula no espaço de busca representa uma possível solução do problema de otimização que se deseja resolver.

O PSO é inicializado com um grupo de partículas posicionadas aleatoriamente. A posição e velocidade de cada partícula é atualizada conforme uma função de otimização chamada de Função Objetivo, responsável pela obtenção da melhor solução. As posições e velocidades das partículas são atualizadas até que um critério de parada, pré-estabelecido, seja atingido.

As atualizações de velocidade e posição ocorrem conforme as seguintes equações [95]:

$$v_{t+1} = wv + r_1c_1(P_t - X_t) + r_2c_2(G_t - X_t), \quad (6-10)$$

$$X_{t+1} = X_t + v_{t+1}, \quad (6-11)$$

onde w é o peso de inércia, c_1 e c_2 são dois fatores de aprendizagem, r_1 e r_2 são dois números aleatórios gerados segundo uma distribuição uniforme $[0,1]$, v_t , X_t , P_t e G_t são, respectivamente, a velocidade, a posição, a melhor posição da partícula e a melhor posição global no instante de tempo t .

O Algoritmo 2, descrito a seguir, sintetiza o funcionamento do Algoritmo PSO.

Algoritmo 2 - PSO (*Particle Swarm Optimization*) [46]

1. Para cada partícula, inicialize sua posição X_0 e velocidade v_0 ;
2. Defina o número máximo de iterações a serem utilizadas pelo algoritmo PSO;
3. *Para* cada partícula, faça:
 4. Calcule a Função Objetivo, se o valor encontrado para essa partícula é melhor que seu próprio histórico ($pBest$), defina a partícula atual como $pBest$;
 5. *Fim Para*.
6. Encontre a partícula com melhor Função Objetivo e defina-a como $gBest$.

7. Para cada partícula, faça:
 8. Calcule a sua velocidade conforme (6-10);
 9. Atualize a sua posição conforme (6-11);
 10. Fim Para;
 11. Se o número máximo de iterações não foi atingido, volte para o passo 2.
-

Com o objetivo de aplicar o algoritmo PSO para solucionar o problema de escalonamento de recursos em redes LTE, os autores em [95] propuseram primeiramente um esquema de codificação para mapear soluções em partículas, em seguida propuseram a discretização da posição e da velocidade dessas partículas e, por fim, estabeleceram uma Função Objetivo para qualificar as partículas (possíveis soluções). Cada uma dessas etapas é descrita a seguir.

A) Codificação

Considera-se que cada partícula representa uma solução de alocação de bloco de recurso. Cada bloco de recurso só pode ser atribuído a um usuário, no entanto o índice i utilizado para designar cada usuário não pode ser utilizado como espaço de busca para o algoritmo PSO, visto que o PSO exige que as soluções sejam buscadas em um espaço de busca ordenado. Logo, o primeiro passo da codificação é, para cada bloco de recurso, ordenar os usuários de maneira decrescente, com base em seus valores de MCS.

Assim, considere que para J blocos de recursos e M partículas, a posição da m -ésima partícula pode ser expressa por $x_m = (x_m^1, x_m^2, \dots, x_m^j, \dots, x_m^J)$, $m = 1, 2, \dots, M$ onde x_m^j representa que o bloco de recurso j é alocado ao usuário com ranqueamento x_m^j . J é o número de partículas, que é o mesmo número de blocos de recursos.

Essa codificação reduz o espaço de busca de qual usuário i está associado a qual bloco de recurso j de $N \times J$ para J , onde N é o número de usuários [95].

B) Discretização

O PSO tradicional é apropriado para resolver problemas cuja solução é encontrada em um espaço contínuo de soluções. Para o problema de escalonamento de recursos, um problema com solução discreta, os autores em [95] utilizaram um operador de discretização, chamado de INT, para discretizar as posições e velocidades das partículas do algoritmo PSO. O operador INT é definido como [95]:

$$INT(r) = \begin{cases} \lfloor r \rfloor, & \text{se } rand > r - \lfloor r \rfloor \\ \lceil r \rceil, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (6-12)$$

onde r é o valor a ser discretizado, $\lfloor r \rfloor$ retorna o maior inteiro menor que r , $\lceil r \rceil$ retorna o menor inteiro maior que r e $rand$ designa o valor de uma variável aleatória uniforme no intervalo $[0, 1]$.

C) Função Objetivo

Para obter uma Função Objetivo para o problema de escalonamento de recursos em questão, os autores em [95] primeiro definiram a seguinte função de penalidade:

$$Penalidade = \sum_{i=1}^N \min(0, r_i - R_i)^2. \quad (6-13)$$

A função de penalidade está associada ao percentual da taxa mínima R_i que foi atendido para o usuário i , cuja taxa de transmissão é r_i . Quando as taxas mínimas de todos os usuários são atendidas, a função de penalidade é igual a zero, ou seja, a restrição é atendida.

Com base na função de penalidade, a Função Objetivo foi definida como:

$$Objetivo = \sum_{i=1}^N r_i - Q \times Penalidade. \quad (6-14)$$

onde $Q \in \mathbb{R}^+$ é um fator de penalidade.

O PSO realiza o processo de otimização avaliando os custos de cada solução (partícula) através da Função Objetivo. Os menores custos por partícula são memorizados e utilizados no algoritmo PSO. O algoritmo PSO procura a melhor solução que atenda a essa Função Objetivo, obtendo assim, a cada *slot* de tempo, o valor da taxa r_i a ser alocada ao usuário i [95].

Mais detalhes sobre o algoritmo de escalonamento baseado em otimização PSO podem ser encontrados em [95].

6.5 Algoritmo de Escalonamento Max C/I

O Max C/I (*Maximum Carrier to Interference Ratio*) é um algoritmo simples, oportunístico, que tem por objetivo encontrar o valor máximo de taxa de transmissão (maior número de bits por símbolo) para cada RB [33]. Em outras palavras, para cada RB o Max C/I irá procurar o usuário, ou os usuários, cujo valor de CQI informado para aquele RB é máximo (se mais de um usuário for encontrado, a escolha é aleatória).

O algoritmo Max C/I tem baixa complexidade computacional, aumenta vazão, mas não leva em consideração outros parâmetros da rede, como por exemplo, o estado das filas dos usuários na estação base.

Usuários com condições ruins (baixo SNR) do canal de comunicação podem não receber recursos até que as condições melhorem, por isso no Max C/I o índice de justiça (*fairness*) é geralmente inferior ao obtido a partir de outros algoritmos de escalonamento que consideram essa métrica. O *Algoritmo 3*, apresentado a seguir, sintetiza o funcionamento do algoritmo de escalonamento Max C/I.

Algoritmo 3 - Max C/I (*Maximum Carrier to Interference Ratio*) [84]

1. Constantes:

J é o número de sub-bandas do canal de comunicação;

N é o número de usuários ativos na célula LTE;

2. Para j de 1 a J , faça:

3. Encontre U_j , o vetor constituído pela informação de qualidade do canal $SNR(i, j)$ do usuário i em relação a j -ésima sub-banda;

4. Para a j -ésima sub-banda, encontre o i -ésimo usuário que atenda a seguinte equação:

$$i^* = \arg \max_i (SNR(i, j)), \forall i \in U_j. \quad (6-15)$$

5. Atribua a j -ésima sub-banda ao usuário i^* .

6. Fim Para.

7. Encontre r_i , o número de bits por símbolo do MCS relativo a sub-banda com menor SNR dentre as sub-bandas atribuídas ao usuário i ;

8. Atribua ao usuário i a taxa de transmissão R_i , onde R_i é a taxa de transmissão total relativa ao uso de r_i para todas as sub-bandas atribuídas ao usuário i .

Mais detalhes sobre o algoritmo de escalonamento Max C/I podem ser encontrados em [84].

6.6 Algoritmo de Escalonamento de Recursos Sensível às Condições do Canal e à Probabilidade de Transbordo do *Buffer*

Nesta seção, propõe-se um algoritmo de escalonamento de blocos de recursos (RBs) para os usuários de uma célula de uma rede LTE. Para tomada de decisões de escalonamento, o algoritmo proposto é sensível às condições do canal de comunicação informadas pelos usuários e também sensível à probabilidade de transbordo do *buffer* estimada para cada usuário na estação base.

Considere um sistema de *downlink* de uma rede LTE simplificada (versão 8) com uma célula e N usuários. Essa célula possui uma fila independente para cada usuário. Cada

fila recebe uma carga de tráfego de rede diferente, gerada segundo um processo aleatório ou segundo um processo de tráfego real. O processo de tráfego que chega a cada fila i no *slot* de tempo t é chamado de $A_i(t)$. O comprimento da fila correspondente ao usuário i durante o *slot* de tempo t é definido como $Q_i(t)$. Quando o tamanho da fila excede o comprimento do *buffer* do usuário i , diz-se que ocorreu transbordo do *buffer* e *bytes* são perdidos. A Figura 6.3 ilustra o cenário considerado.

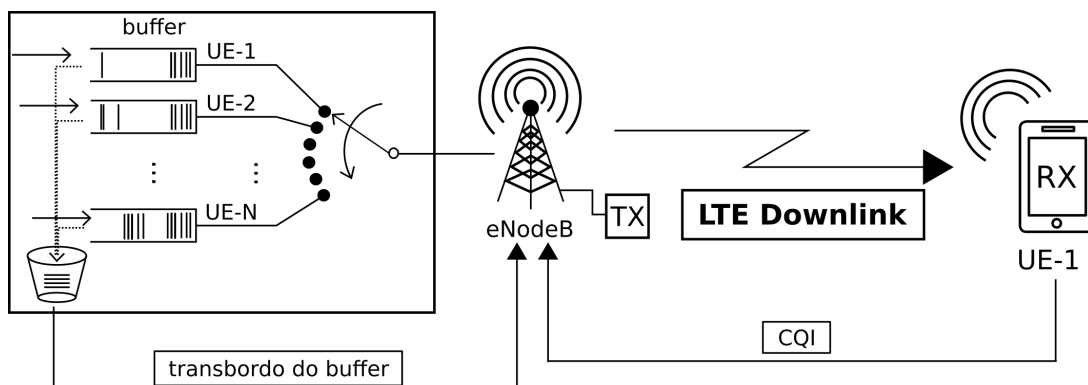


Figura 6.3: Exemplo de cenário para aplicação do algoritmo de escalonamento proposto.

Conforme mencionado na seção 6.1, a transmissão de símbolos OFDM no LTE ocorre em subportadoras e assume-se que um conjunto de 12 subportadoras consecutivas constituem uma sub-banda, de tal maneira que o desvanecimento em cada sub-banda é plano. No intervalo de tempo de um TTI, uma sub-banda possui um RB disponível para a transmissão no sentido de *downlink*. Essa mesma premissa é utilizada para os algoritmos de escalonamento de QoS Garantido, PSO e Max C/I.

No algoritmo proposto, considera-se que para um canal com J sub-bandas, um usuário informa a cada *slot* de tempo t o índice de suas M melhores sub-bandas e um valor de SNR efetivo relativo a essas sub-bandas, onde para um canal com largura de banda B , M é fixo e menor do que J . O valor escolhido para M por largura de banda B é geralmente fixo [96]. Embora existam trabalhos, por exemplo [73], que proponham um valor adaptativo para M . Com o objetivo de diminuir o número de informações de controle no sentido de *uplink* (um dos objetivos da abordagem de *feedback* de M -melhores sub-bandas) e de viabilizar o tratamento analítico das equações propostas, este trabalho assume um valor fixo para M .

Seja $\gamma_i^j(t)$ a SNR da j -ésima sub-banda para o i -ésimo usuário no *slot* de tempo t e $\gamma_i^{(j)}(t)$ a SNR da j -ésima melhor sub-banda para o i -ésimo usuário no *slot* de tempo t . Com a SNR das M melhores sub-bandas calcula-se a EESM (*Effective Exponential Signal-to-noise ratio Mapping* [72]). A EESM traduz diferentes valores de SNR de sub-

bandas de um mesmo canal sob efeito de desvanecimento plano em um valor efetivo de SNR [7]. A EESM, denotada por $\gamma_i^{eff}(t)$, é definida como:

$$\gamma_i^{eff}(t) = -\eta \ln \left(\frac{1}{M} \sum_{j=1}^M e^{-\frac{\gamma_i^j(t)}{\eta}} \right), \quad (6-16)$$

onde η é um parâmetro que depende do esquema de modulação e codificação (MCS).

A cada *slot* de tempo t , o i -ésimo usuário informa à estação base sua EESM $\gamma_i^{eff}(t)$ e o conjunto de índices de suas M melhores sub-bandas, isto é, $I_i = \{i_1, i_2, \dots, i_M\}$.

O funcionamento do escalonador sensível ao canal e a probabilidade de transbordo do *buffer* está descrito no algoritmo proposto, a seguir:

Algoritmo Proposto 2 - Algoritmo para Escalonamento de Blocos de Recursos para Usuários Concorrentes de uma Célula de uma Rede LTE operando no Downlink

1. Determine $I_i = \{i_1, i_2, \dots, i_M\}$, onde I_i representa o vetor de índices das M melhores sub-bandas informadas pelo usuário i ;
2. Determine $\hat{I} = \bigcup_{i=1}^N I_i$, onde \hat{I} é o conjunto de todas as sub-bandas informadas pelo menos por um dos N usuários;
3. Determine $M' = |\hat{I}|$, onde M' é o número de sub-bandas diferentes informado pelos N usuários e $M' \leq J$;
4. Para j de 1 até M' , faça:
5. Determine $U_j = \{i | j \in I_i\}$, onde U_j é a matriz cuja j -ésima linha possui a lista de usuários candidatos a receberem do escalonador os recursos da sub-banda j ;
6. Para cada usuário $i \in U_j$, calcule a probabilidade de transbordo da fila i para cada *slot* de tempo t (para $W = 1$, tem-se $n = t$) utilizando a equação de probabilidade de transbordo de *buffer* proposta no Capítulo 5, transcrita a seguir:

$$P_i\{Q > b\}(n+1) = 1 - \sup_{\forall r} \left\{ 1 - \frac{E[(K_{r,l})](n) \left(\frac{n}{n+1} \right) + \frac{\sum_{i=0}^{2^r-1} \tilde{K}_{r,i}(n+1)}{(n+1)2^r}}{(b + S_i(n))} \right\}, \quad (6-17)$$

onde b é o tamanho do *buffer*, $S_i(n)$ é a curva de serviço real do usuário i , $K_{r,l}$ é o processo agregado do tráfego de chegada $A_i(t)$. A variável n representa o índice na escala r das janelas de tempo para cálculo adaptativo da probabilidade de transbordo do instante inicial $t = 0$ até o instante t atual;

7. Para cada sub-banda j , calcule para cada usuário i tal que $i \in U_j$, a taxa de bits por

símbolo definida pela equação seguinte (6-18):

$$c_{i,j}(t) = \left\lfloor \log_2 \left(1 + \frac{\gamma_i^{eff}(t)}{\Gamma} \right) \right\rfloor. \quad (6-18)$$

8. Calcule a taxa $c_{i,j}^*$ que maximiza a equação a seguir:

$$c_{i,j}^* = \arg \max_c [c_{i,j} P_i\{Q > b\}], \quad \forall i \in U_j. \quad (6-19)$$

9. Encontre $i(j)$, o usuário i para o qual a taxa $c_{i,j}^*$ da j -ésima sub-banda deve ser atribuída, por meio da equação seguinte:

$$i(j) = \arg \max_{i \in U_j} [c_{i,j}^* P_i\{Q > b\}]. \quad (6-20)$$

10. Fim do laço *Para*.

6.7 Curva de Serviço Mínima Baseada no Escalonador Sensível às Condições do Canal e à Probabilidade de Transbordo do *Buffer*

Conforme introduzido no Capítulo 3, uma curva de serviço descreve o serviço oferecido por um sistema de rede a um usuário. O conceito de curva de serviço mínima refere-se ao serviço garantido a esse usuário. As curvas de serviço mínimas podem ser utilizadas na estimação de limitantes para parâmetros de QoS, tais como: *backlog* e retardo.

Em uma rede LTE, a curva de serviço depende da política de escalonamento de recursos utilizada.

Nesta seção, propõe-se uma equação para cálculo da curva de serviço mínima de um usuário de uma rede LTE baseada no escalonador proposto. Apesar da curva de serviço ser enunciada e demonstrada para um canal de comunicação sujeito ao desvanecimento Rayleigh, ela não está limitada a esse cenário.

Proposição 7: *Curva de Serviço Mínima de um Usuário de uma Rede LTE Baseada no Escalonador Sensível às Condições do Canal e à Probabilidade de Transbordo do Buffer.* A curva de serviço mínima do usuário i de uma célula LTE com N usuários ativos e canal

com largura de banda B sujeito ao desvanecimento Rayleigh é calculada por meio de:

$$S_i^{min}(t) \approx B \log_2 \left(1 + \frac{\Omega + \frac{1}{\omega} \ln \left(\sum_{j=1}^J \frac{\lambda_i^j}{\lambda_i^j - \omega} \right)}{\Gamma} \right) \frac{J}{MN} t, \quad (6-21)$$

onde B é largura de banda total do canal de comunicação, Ω é $\ln(J)/\omega$, ω é $-1/\eta$, λ_i^j é o parâmetro da distribuição exponencial que define a SNR do usuário i para a sub-banda j , M é o número de sub-bandas informadas pelo usuário i , N é o número de usuários no sistema, J é o número de sub-bandas do canal e Γ , para o modelo de desvanecimento Rayleigh, é $-\ln(5BER)/1.5$ [22].

Demonstração.

Assume-se que a curva de serviço $S_i(t)$ do usuário i de um sistema de acesso múltiplo com N usuários pode ser calculada em função da taxa de transmissão $R_i(t)$, da seguinte forma [31]:

$$S_i(t) = R_i(t)[t - T_i]_+, \quad (6-22)$$

onde $R_i(t)$ é a taxa de transmissão do usuário i no instante de tempo t e pode ser determinada por meio da equação seguinte:

$$R_i(t) = C_i(t) \frac{\Psi_i(t)}{J}, \quad (6-23)$$

onde $C_i(t)$ é uma estimativa da capacidade do canal de comunicação que o usuário i pode usufruir no tempo t , $\Psi_i(t)$ é o número de RBs recebidos pelo usuário i e J é o número total de RBs do canal de comunicação por TTI.

Assumindo independência entre as variáveis $C_i(t)$ e $\Psi_i(t)$, o valor esperado para a taxa de transmissão do usuário i pode ser definido como:

$$\bar{R}_i = \mathbb{E}[R_i(t)] = \mathbb{E}[C_i(t)] \frac{\mathbb{E}[\Psi_i(t)]}{J}. \quad (6-24)$$

Uma limitante inferior para a capacidade do canal de comunicação com largura de banda $B(Hz)$ pode ser estimado em função da SNR efetiva, da seguinte forma [74]:

$$C_i(t) = B \log_2 \left(1 + \frac{\gamma_i^{eff}(t)}{\Gamma} \right), \quad (6-25)$$

onde Γ é um parâmetro que depende do canal de comunicação, $\gamma_i^{eff}(t)$ é a SNR efetiva do usuário i no tempo t em relação às J sub-bandas do canal de comunicação.

Considera-se a estimativa feita por meio da equação (6-25) um limitante inferior para a capacidade total do canal, pois ao utilizar o conceito de EESM, essa equação fornece uma estimativa conservadora para a capacidade, visto que o valor de EESM calculado a partir das J sub-bandas disponíveis em um canal de comunicação é geralmente próximo à SNR da sub-banda com maior nível de ruído. Por isso, fala-se em valor mínimo para a curva de serviço obtida a partir de (6-25).

A SNR efetiva ($\gamma_i^{eff}(t)$) para o usuário i é calculada da seguinte maneira:

$$\gamma_i^{eff}(t) = -\eta \ln \left(\frac{1}{J} \sum_{j=1}^J e^{-\frac{\gamma_i^j(t)}{\eta}} \right), \quad (6-26)$$

onde $\gamma_i^j(t)$ é a SNR do usuário i em relação a sub-banda j e η é um parâmetro que depende do esquema de modulação e codificação (MCS). O valor de η é geralmente obtido empiricamente, por meio de simulações, de maneira a garantir um ajuste fino que minimize o erro entre o valor calculado e o valor real de γ_i^{eff} . Alguns trabalhos, como em [93], apresentam valores tabelados de η em função do MCS. Outros trabalhos [25, 35], com o objetivo de assegurar o tratamento analítico da equação (6-26), assumem o mesmo valor de η para todas as taxas. A premissa de um valor fixo para η é assumida neste trabalho.

Para simplificar as notações, o índice i não será mostrado nas equações seguintes.

A esperança matemática de $C(t)$ é obtida aplicando o operador $\mathbb{E}[\cdot]$ em (6-25), obtendo:

$$\mathbb{E}[C(t)] = B \mathbb{E} \left[\log_2 \left(1 + \frac{\gamma^{eff}}{\Gamma} \right) \right]. \quad (6-27)$$

A desigualdade de Jensen garante que [19]:

$$\mathbb{E} \left[\log_2 \left(1 + \frac{\gamma^{eff}}{\Gamma} \right) \right] \leq \log_2 \left(1 + \frac{\mathbb{E}[\gamma^{eff}]}{\Gamma} \right). \quad (6-28)$$

A esperança matemática de γ^{eff} é calculada da seguinte forma:

$$\mathbb{E}[\gamma^{eff}] = \mathbb{E} \left[-\eta \ln \left(\frac{1}{J} \sum_{j=1}^J e^{-\frac{\gamma^j}{\eta}} \right) \right]. \quad (6-29)$$

Fazendo $\omega = -1/\eta$, tem-se:

$$\mathbb{E}[\gamma^{eff}] = \mathbb{E} \left[\frac{1}{\omega} \ln \left(\frac{1}{J} \sum_{j=1}^J e^{\omega \gamma^j} \right) \right], \quad (6-30)$$

ou, ainda:

$$\mathbb{E}[\gamma^{eff}] = \frac{1}{\omega} \mathbb{E} \left[(\ln J^{-1}) + \ln \left(\sum_{j=1}^J e^{\omega \gamma^j} \right) \right]. \quad (6-31)$$

Fazendo $\Omega = -\frac{1}{\omega} \ln(J)$, a equação (6-31) pode ser reescrita da seguinte maneira:

$$\mathbb{E}[\gamma^{eff}] = \Omega + \frac{1}{\omega} \mathbb{E} \left[\ln \left(\sum_{j=1}^J e^{\omega \gamma^j} \right) \right]. \quad (6-32)$$

De onde pode-se obter a seguinte desigualdade:

$$\mathbb{E}[\gamma^{eff}] \leq \Omega + \frac{1}{\omega} \ln \left(\sum_{j=1}^J \mathbb{E}[e^{\omega \gamma^j}] \right). \quad (6-33)$$

Quando não for necessário para o entendimento das equações, o índice j será omitido por simplicidade de notação.

Seja γ o valor assumido pela variável aleatória X em (6-33), então se $y = g(x) = e^{\omega x}$, pode-se escrever [77]:

$$x = g^{-1}(y) = h(y) = (\ln y)/\omega, \quad (6-34)$$

e assim obter $f_Y(y)$, a função de densidade de probabilidade (PDF) da variável aleatória Y , utilizando a seguinte equação [77]:

$$f_Y(y) = f_X(x) \left| \frac{dx}{dy} \right| = f_X[h(y)] \left| \frac{d[h(y)]}{dy} \right|. \quad (6-35)$$

Se o canal de comunicação sem fio puder ser descrito por meio do modelo de desvanecimento Rayleigh, então pode-se dizer que o ganho do canal $h_{i,j}$ do usuário i na sub-banda j segue uma distribuição de probabilidade de Rayleigh. Sabe-se que uma variável aleatória exponencial é o quadrado de uma variável aleatória de Rayleigh, e que $\gamma_i^j \sim |h_{i,j}|^2$, então a variável aleatória X pode ser descrita por meio de uma distribuição exponencial com parâmetro λ e PDF definida a seguir [99]:

$$f_X(x) = \lambda e^{-\lambda x}, \quad \text{se } x > 0 \quad \text{e} \quad \lambda > 0. \quad (6-36)$$

Por meio de (6-35), pode-se encontrar a PDF da variável aleatória Y , definida a seguir:

$$f_Y(y) = \frac{\lambda}{\omega} y^{-\left(\frac{\lambda}{\omega} + 1\right)}. \quad (6-37)$$

A esperança matemática de Y é encontrada por meio de:

$$\mathbb{E}[Y] = \int_{-\infty}^{\infty} y f_Y(y) dy = \int_{-\infty}^{\infty} g(x) f_X(x) dx. \quad (6-38)$$

Substituindo (6-34) e (6-36) em (6-38) e resolvendo a integral, tem-se:

$$\mathbb{E}[Y] = \begin{cases} \frac{\lambda}{\lambda - \omega}, & \text{se } \lambda > \omega \\ 0, & \text{se } \lambda = 0 \\ +\infty, & \text{se } 0 < \lambda < \omega \\ -\infty, & \text{se } \lambda < 0 \end{cases} \quad (6-39)$$

Sabe-se que $\omega = -1/\eta$ e que η é sempre positivo, logo ω é sempre negativo. Visto que $\lambda > 0$, conforme equação (6-36), então pode-se reescrever (6-39) como:

$$\mathbb{E}[Y] = \begin{cases} \frac{\lambda}{\lambda - \omega}, & \text{para } \lambda > 0 \end{cases} \quad (6-40)$$

Substituindo (6-40) em (6-33), obtém-se:

$$\mathbb{E}[\gamma^{eff}] \leq \Omega + \frac{1}{\omega} \ln \left(\sum_{j=1}^J \frac{\lambda^j}{\lambda^j - \omega} \right). \quad (6-41)$$

Substituindo (6-41) em (6-28), tem-se:

$$\mathbb{E} \left[\log_2 \left(1 + \frac{\gamma^{eff}}{\Gamma} \right) \right] \leq \log_2 \left(1 + \frac{\Omega + \frac{1}{\omega} \ln \left(\sum_{j=1}^J \frac{\lambda^j}{\lambda^j - \omega} \right)}{\Gamma} \right). \quad (6-42)$$

Substituindo (6-42) em (6-27), obtém-se:

$$\mathbb{E}[C(t)] \leq B \log_2 \left(1 + \frac{\Omega + \frac{1}{\omega} \ln \left(\sum_{j=1}^J \frac{\lambda^j}{\lambda^j - \omega} \right)}{\Gamma} \right). \quad (6-43)$$

Uma relação para $\mathbb{E}[C(t)]$ foi encontrada. Agora, é preciso encontrar $\mathbb{E}[\psi(t)]$. Com essas duas estimativas, encontra-se a taxa \bar{R}_i na equação (6-24).

O número de blocos de recursos (RBs) atribuídos pelo escalonador ao usuário i

para cada TTI, pode ser definido como:

$$\Psi_i = \sum_{j=1}^{M'} m_{i,j}, \quad (6-44)$$

onde M' representa as sub-bandas informadas por pelo menos um usuário e $m_{i,j}$ é definido como:

$$m_{i,j} = \begin{cases} 1, & \text{se } \Phi_{k=i}^j > \Phi_{k \neq i}^j, \quad \forall k \in U_j \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (6-45)$$

onde $\Phi_i^j = c(\gamma_i^j)P_i\{Q > b\}$, a função $c(\gamma_i^j)$ representa o número de bits por símbolo do MCS correspondente ao valor de γ_i^j , a variável γ_i^j designa a SNR da sub-banda j para o usuário i , $P_i\{Q > b\}$ é a probabilidade de transbordo do *buffer* do usuário i e U_j é o conjunto de N'_j usuários que informaram a sub-banda j como uma de suas M melhores sub-bandas.

O valor de $m_{i,j}$ pode ser modelado por meio de uma variável aleatória com distribuição de Bernoulli. A probabilidade de $m_{i,j}$ ser igual a 1 é $p = P[\Phi_{k=i}^j > \Phi_{k \neq i}^j]$ e a probabilidade de $m_{i,j}$ ser igual a 0 é $q = 1 - p$. Como N'_j representa a quantidade de usuários que informaram a sub-banda j como a melhor, então $P[\Phi_{k=i}^j > \Phi_{k \neq i}^j]$ é a probabilidade de $\Phi_{k=i}^j$ ser o valor máximo dos N'_j valores possíveis de Φ_k^j , logo $p = 1/N'_j$.

Para o usuário i , a variável aleatória $m_{i,j}$ representa o j -ésimo evento independente de Bernoulli. Se ψ_i é uma variável aleatória que representa a soma de M' eventos independentes de Bernoulli com probabilidade $1/N'_j$, então ψ_i é uma variável aleatória discreta com função de massa de probabilidade (PMF-*Probability Mass Function*) descrita pela equação a seguir [99]:

$$P[\psi_i = x] = \binom{M'}{x} (1/N'_j)^x (1 - 1/N'_j)^{M'-x}. \quad (6-46)$$

Portanto ψ_i tem uma distribuição binomial com parâmetros M' e $1/N'_j$. A seguinte notação será utilizada para designar que ψ_i tem uma distribuição binomial com PMF dada por (6-46):

$$\Psi_i = \left(\sum_{j=1}^{M'} m_{i,j} \right) \sim b(M', 1/N'_j). \quad (6-47)$$

A esperança matemática de uma variável aleatória discreta com distribuição binomial com parâmetros M' e $1/N'_j$ é dada por:

$$\mathbb{E}[\Psi_i] = M'/N'_j. \quad (6-48)$$

Sabe-se que $M' \leq J$ e é possível observar, por meio de simulação, que $M' \approx J$ para $N \geq 5$. Portanto, assume-se que a seguinte aproximação é válida:

$$M' \approx J. \quad (6-49)$$

Assume-se ainda que uma estimativa média (N') para N'_j pode ser calculada por meio de:

$$N' = \mathbb{E}[N'_j] = \frac{MN}{J}. \quad (6-50)$$

Substituindo (6-43), (6-49) e (6-50) em (6-24), tem-se uma estimativa para a taxa de transmissão \bar{R} :

$$\bar{R} \approx B \log_2 \left(1 + \frac{\Omega + \frac{1}{\omega} \ln \left(\sum_{j=1}^J \frac{\lambda^j}{\lambda^j - \omega} \right)}{\Gamma} \right) \frac{J}{MN}. \quad (6-51)$$

Substituindo (6-51) em (6-22), e assumindo que para o escalonador de recursos no domínio da frequência tem-se $T_i = 0$, obtém-se a estimativa para a curva de serviço mínima, conforme desejava-se demonstrar:

$$S_i^{min}(t) \approx B \log_2 \left(1 + \frac{\Omega + \frac{1}{\omega} \ln \left(\sum_{j=1}^J \frac{\lambda_i^j}{\lambda_i^j - \omega} \right)}{\Gamma} \right) \frac{J}{MN} t.$$

onde B é largura de banda total do canal de comunicação, Ω é $\ln(J)/\omega$, ω é $-1/\eta$, λ_i^j é o parâmetro da distribuição exponencial que define a SNR do usuário i para a sub-banda j , M é o número de sub-bandas informadas pelo usuário i , N é o número de usuários no sistema, J é o número de sub-bandas do canal e Γ , para o modelo de desvanecimento Rayleigh, é $-\ln(5BER)/1.5$ [22].

□

A curva de serviço mínima proposta para o usuário de uma rede LTE assume aproximações. A precisão dessas aproximações são avaliadas a seguir.

A desigualdade de Jensen, por exemplo, foi utilizada como uma aproximação. Para os cenários considerados, verificou-se que o EQM dessa aproximação é da ordem de 10^{-5} , ou inferior.

A Figura 6.4 apresenta os resultados obtidos para a equação (6-28) em função do número de usuários na rede. Note que os valores obtidos utilizando os dois lados da

desigualdade são próximos. O EQM dessas curvas é de 7.0573×10^{-6} .

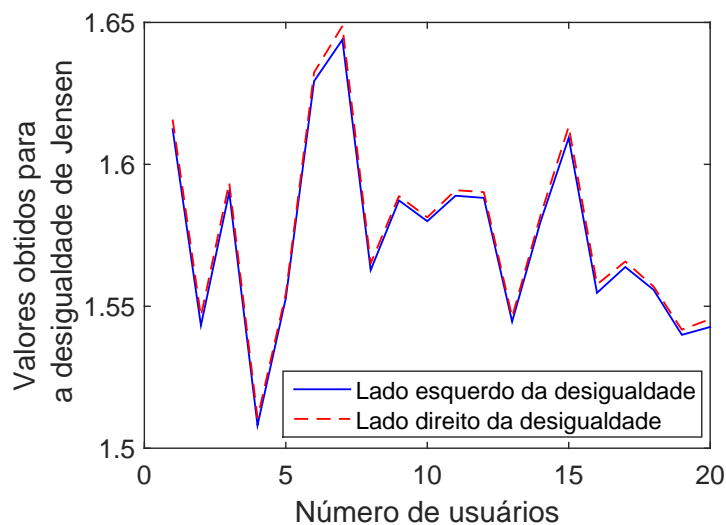


Figura 6.4: Valores obtidos para a desigualdade de Jensen (equação (6-28)) em função do número de usuários em uma célula LTE com canal de 20 MHz.

A Figura 6.5 apresenta os resultados para a equação (6-49). Note os valores de M' (sub-bandas diferentes informadas por pelo menos um usuário ativo da rede LTE) se aproximam dos valores de J (número de sub-bandas do canal). A aproximação é melhor para $N \geq 5$. Para $N = 5$, $M' = 99$ e $J = 100$.

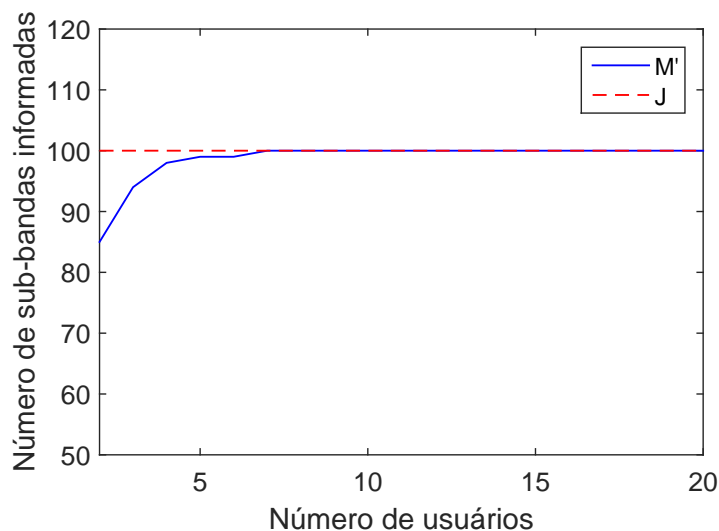


Figura 6.5: Valores obtidos para a equação (6-49) em função do número de usuários em uma célula LTE com canal de 20 MHz.

A Figura 6.6 apresenta os resultados para a equação (6-50) em função do número de usuários N e do valor de M (quantidade de melhores sub-bandas informadas por cada

usuário). Note que a equação (6-50) é precisa em descrever o valor médio de N'_j tanto para $M = 0.2J$, quanto para $M = 0.6J$.

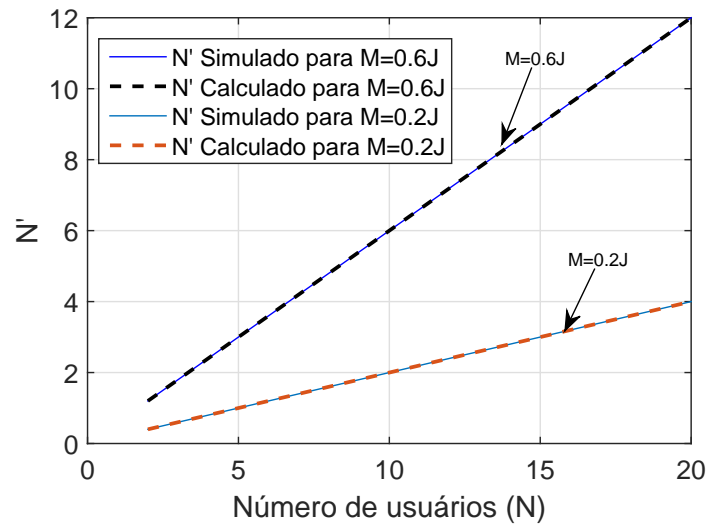


Figura 6.6: Valores obtidos para a equação (6-50) em função do número de usuários em uma célula LTE com canal de 20 MHz para diferentes valores de M .

Os resultados apresentados nas Figuras 6.4, 6.5 e 6.6 mostram que para os cenários considerados as aproximações assumidas podem ser válidas. Na seção 6.9, são apresentados os resultados obtidos para a curva de serviço mínima em comparação à curva de serviço real.

6.8 Garantia de QoS - Limitante Superior para o Retardo

Utilizando Cálculo de Rede, é possível calcular o retardo máximo experimentado por um usuário através da equação (5-24), apresentada no Capítulo 3 e transcrita a seguir:

$$d^{max} = \inf\{d \geq 0 | \forall t \geq 0 : \hat{A}(t-d) \leq S(t)\}.$$

Entretanto, os valores encontrados para d^{max} (retardo máximo) variam em função do processo envelope $\hat{A}(t)$ e da curva de serviço $S(t)$. Se o processo envelope e a curva de serviço forem estocásticas, o valor estimado para d^{max} não poderá ser garantido.

Uma forma de garantir que o retardo máximo não ultrapassará o valor de d^{max} é utilizar uma curva de serviço mínima [65]. Portanto, define-se d_G^{max} como um limitante superior para o retardo, calculado da seguinte forma:

$$d_G^{max} = \inf\{d \geq 0 | \forall t \geq 0 : \hat{A}(t-d) \leq S^{min}(t)\}. \quad (6-52)$$

onde para $S^{min}(t)$, pode-se utilizar a curva de serviço mínima proposta na equação (6-21).

A Figura 6.7 apresenta o valores de d_G^{max} obtidos para cenários com número de usuários ativos variando de 2 a 20, largura de banda de 10 MHz e desvanecimento Rayleigh. Como pode ser observado, por meio dessa figura, a discrepância entre o retardo máximo simulado e garantido é significativa. De fato, para um cenário com 20 usuários ativos, o retardo máximo observado nas simulações é de 49 ms, já o retardo máximo garantido é de 225 ms. Em outras palavras, apesar do valor elevado de d_G^{max} , garante-se que nenhum usuário, para qualquer instante de tempo, experimentará retardo superior a d_G^{max} .

Em uma outra abordagem, o valor d_G^{max} pode ser utilizado por uma estação base para controlar a admissão de novos usuários na célula LTE. Se uma aplicação exige que o retardo máximo não ultrapasse um valor pré-definido ($d_{definido}^{max}$), a estação base pode não admitir novos usuários com o objetivo de não mitigar a Qualidade de Serviço (QoS) experimentada pelos usuários já ativos na célula. Para uma aplicação de voz, onde o retardo máximo desejado ($d_{definido}^{max}$) é de 150 ms, considerando um RTT (*Round-Trip Time*) máximo de 20 ms para o LTE [12], a célula LTE com canal de 10 MHz admitirá no máximo 10 usuários (vide Figura 6.7) e a célula com canal de 20 MHz admitirá até 18 usuários ativos (vide Figura 6.8). Se o retardo máximo aceitável for de 250 ms, então 20 usuários ativos simultâneos serão aceitos para receberem recursos dentro de um intervalo de escalonamento (TTI), tanto para o canal de 10 MHz (Figura 6.7), quanto para o de 20 MHz (Figura 6.8).

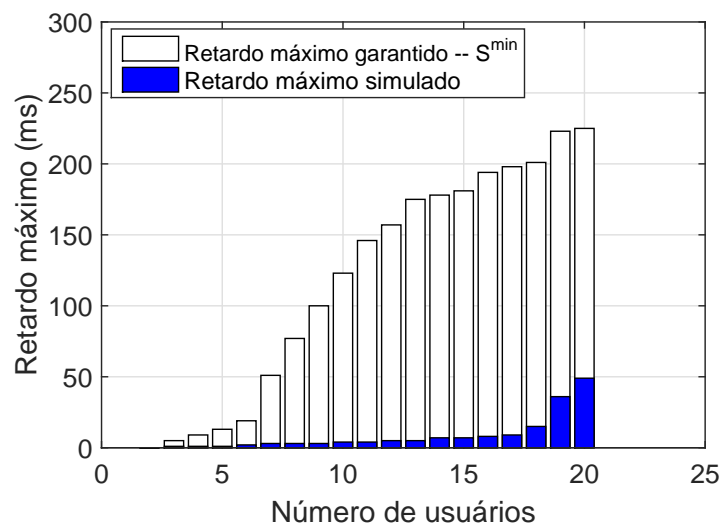


Figura 6.7: Retardo máximo garantido em função do número de usuários ativos em uma célula LTE com canal de 10 MHz e desvanecimento Rayleigh.

Nessa abordagem, pode-se calcular, *a priori*, o número máximo de usuários ativos (N^{max}) que podem ser admitidos em uma célula LTE e que não experimentarão

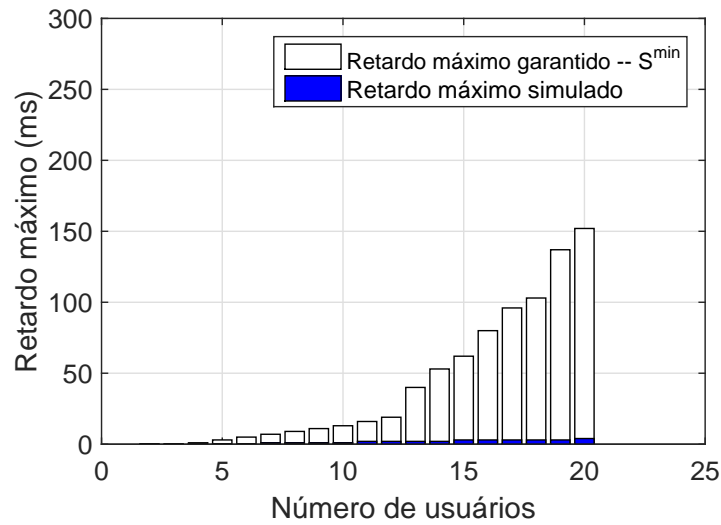


Figura 6.8: Retardo máximo garantido em função do número de usuários ativos em uma célula LTE com canal de 20 MHz e desvanecimento Rayleigh.

retardo superior ao solicitado ($d_{definido}^{max}$), por meio da seguinte equação:

$$N^{max} = \sup\{N \geq 0 | d_G^{max}(N) \leq d_{definido}^{max}\}, \quad (6-53)$$

onde N^{max} é o número máximo de usuários ativos que podem ser admitidos; $d_G^{max}(N)$ é o retardo máximo garantido para o escalonador proposto, calculado por meio da equação (6-52); e $d_{definido}^{max}$ é o retardo máximo pré-definido, isto é, o retardo máximo que poderá ser experimentado por um usuário para que a qualidade de serviço (QoS) pré-definida em um contrato de serviço (*SLA – Service Level Agreement*) não seja violada.

Com base na equação (6-53), propõe-se o seguinte algoritmo de escalonamento (baseado no *Algoritmo Proposto 2*). Esse algoritmo utiliza a curva de serviço mínima proposta, com o objetivo de proporcionar a possibilidade de garantia de retardo para os usuários de uma rede LTE.

Algoritmo Proposto 3 - Algoritmo para Escalonamento de Blocos de Recursos para Usuários Concorrentes de uma Célula de uma Rede LTE operando no Downlink Utilizando Curva de Serviço Mínima e Garantia de Retardo

1. Se desejar oferecer garantia de retardo máximo aos usuários, faça:
2. Defina o valor de $d_{definido}^{max}$, o retardo máximo que os usuários ativos da rede poderão experimentar;
3. Utilize a equação (6-53), transcrita a seguir, para calcular o número máximo de usuários que poderão ser admitidos em uma célula de uma rede LTE para que o retardo máximo não seja superior a $d_{definido}^{max}$;

$$N^{max} = \sup\{N \geq 0 | d_G^{max}(N) \leq d_{definido}^{max}\},$$

onde d_G^{max} é calculado conforme equação (6-52), transcrita a seguir:

$$d_G^{max} = \inf\{d \geq 0 | \forall t \geq 0 : \hat{A}(t-d) \leq S^{min}(t)\}.$$

4. *Senão, faça $N^{max} = N$;*
5. *Fim da condição Se.*
6. *Determine $\hat{I} = \bigcup_{i=1}^{N^{max}} I_i$, onde \hat{I} é o conjunto de todas as sub-bandas informadas pelo menos por um dos N^{max} usuários;*
7. *Determine $M' = |\hat{I}|$, onde M' é o número de sub-bandas diferentes informadas por todos os usuários e $M' \leq N^{max}$;*
8. *Para j de 1 até M' , faça:*
9. *Determine $U_j = \{i | j \in I_i\}$, onde U_j é a matriz cuja j -ésima linha possui a lista de usuários candidatos a receberem do escalonador os recursos da sub-banda j ;*
10. *Para cada usuário $i \in U_j$, calcule a probabilidade de transbordo da fila i para cada slot de tempo t utilizando a equação de probabilidade de transbordo de buffer proposta no Capítulo 5 e a curva de serviço mínima proposta na seção 6.7, transcritas a seguir:*

$$P_i\{Q > b\}(n+1) = 1 - \sup_{\forall r} \left\{ 1 - \frac{E[(K_{r,l})](n) \binom{n}{n+1} + \frac{\sum_{i=0}^{2^r-1} \tilde{K}_{r,i}(n+1)}{(n+1)2^r}}{(b + S_i^{min}(n))} \right\},$$

onde b é o tamanho do *buffer*, $S_i^{min}(n)$ é a curva de serviço mínima do usuário i , $K_{r,l}$ é o processo agregado do tráfego de chegada $A_i(t)$. A variável n representa o índice na escala r das janelas de tempo para cálculo adaptativo da probabilidade de transbordo do instante inicial $t = 0$ até o instante t atual;

$$S_i^{min}(t) \approx B \log_2 \left(1 + \frac{\Omega + \frac{1}{\omega} \ln \left(\frac{\sum_{j=1}^J \lambda_i^j}{\sum_{j=1}^J \lambda_i^j - \omega} \right)}{\Gamma} \right) \frac{M' / N^{max}}{J} t,$$

onde B é largura de banda total do canal de comunicação, Ω é $\ln(J)/\omega$, ω é $-1/\eta$, λ_i^j é o parâmetro da distribuição exponencial que define a SNR do usuário i para a sub-banda j , M' é o número de sub-bandas informado pelos usuários, N^{max} é o número de usuários no sistema, J é o número de sub-bandas e Γ , para o modelo de desvanecimento Rayleigh, é $-\ln(5BER)/1.5$ [22].

11. *Para cada sub-banda j , calcule para cada usuário i tal que $i \in U_j$, a taxa de bits por*

símbolo definida pela equação seguinte:

$$c_{i,j}(t) = \left\lfloor \log_2 \left(1 + \frac{\gamma_i^{eff}(t)}{\Gamma} \right) \right\rfloor. \quad (6-54)$$

12. Calcule a taxa $c_{i,j}^*$ que maximiza a equação a seguir:

$$c_{i,j}^* = \arg \max_c [c_{i,j} P_i\{Q > b\}], \quad \forall i \in U_j. \quad (6-55)$$

13. Encontre $i(j)$, o usuário i para o qual a taxa $c_{i,j}^*$ da j -ésima sub-banda deve ser atribuída, por meio da equação seguinte:

$$i(j) = \arg \max_{i \in U_j} [c_{i,j}^* P_i\{Q > b\}]. \quad (6-56)$$

14. Fim do laço *Para*.

6.9 Resultados e Discussões

O desempenho do *Algoritmo Proposto 2* para escalonamento de recursos em uma célula de uma rede LTE foi avaliado em comparação a três outros algoritmos presentes na literatura: QoS garantido [36], PSO [95] e Max C/I [33]. O desempenho foi avaliado em termos de retardo médio, probabilidade de transbordo do *buffer*, vazão total (*throughput*), critério de justiça (*fairness* [44]) e tempo de processamento dos algoritmos.

Foram simulados 228 cenários diferentes, variando os seguintes parâmetros:

- Tipo de tráfego de entrada gerado pelos usuários;
- Número de usuários ativos na célula;
- Modelo para o canal de propagação;
- Largura de banda do canal.

Primeiramente, foi considerado que os usuários da célula LTE geram tráfego de rede conforme uma série de tráfego sintético gerada por meio do modelo Markoviano MMPP [38]. Posteriormente, foi considerada uma série de tráfego real como tráfego de entrada. Para tanto, foi utilizada a série Waikato1 [4] na escala de 1 ms, subdivida em 20 partes, cada uma delas correspondente a um usuário. Esse mesmo procedimento foi realizado para o tráfego sintético. Por fim, foi utilizada uma série de tráfego real de rede sem fio na escala de 1 ms. Para tanto, foi utilizada a série SNU20100318, subdividida em 20 partes. Maiores informações sobre essa série podem ser encontradas no Apêndice A.

Para os cenários simulados assumiu-se um canal de comunicação sob os efeitos do ruído Gaussiano branco aditivo (AWGN - *Additive White Gaussian Noise*) e, em

seguida, foi considerado um modelo de desvanecimento seletivo de Rayleigh para o meio sem fio.

Para canais de comunicação com largura de banda de 10 MHz e 20 MHz, a quantidade de usuários ativos na célula foi definida entre 2 e 20. O valor de M (número de sub-bandas informado à estação base por usuário e por TTI) foi definido como 60% do total de sub-bandas (J). O valor ótimo para M é uma função do número de usuários no sistema. No entanto, é conveniente para uma abordagem analítica o uso de um valor fixo para M , como feito em outros trabalhos [96].

Para todos os cenários considerados, a taxa de erro de bit foi definida em 10^{-3} e os resultados apresentados são provenientes da média das simulações de 30 *frames*, equivalente a 300 ciclos de escalonamento.

A Tabela 6.4 resume as configurações dos cenários considerados. Os resultados são apresentados nas Figuras 6.17 a 6.72.

Tabela 6.4: *Parâmetros para simulação do escalonador proposto [38]*

Série de tráfego sintético gerada utilizando o modelo MMPP [38]			
Figuras	Largura de banda	Modelo para o canal	Número de usuários
6.17 a 6.23	10 MHz	AWGN	2 a 20
6.24 a 6.30	20 MHz	AWGN	2 a 20
6.31 a 6.37	10 MHz	Rayleigh	2 a 20
6.38 a 6.44	20 MHz	Rayleigh	2 a 20
Série de tráfego real Waikato1 [4]			
6.45 a 6.51	10 MHz	AWGN	2 a 20
6.52 a 6.58	20 MHz	AWGN	2 a 20
6.59 a 6.65	10 MHz	Rayleigh	2 a 20
6.66 a 6.72	20 MHz	Rayleigh	2 a 20
Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318 [2]			
6.73 a 6.79	10 MHz	AWGN	2 a 20
6.80 a 6.86	20 MHz	AWGN	2 a 20
6.87 a 6.93	10 MHz	Rayleigh	2 a 20
6.94 a 6.100	20 MHz	Rayleigh	2 a 20

A taxa mínima R_i utilizada pelo algoritmo de escalonamento baseado em PSO e pelo algoritmo de QoS Garantido pode ser pré-estabelecida [36], escolhida aleatoriamente [95] ou definida por meio de uma curva de serviço mínima para cada usuário i . Na seção 6.7, foi proposta uma equação para estimativa da curva de serviço mínima de um usuário de uma rede LTE. O método de curva de serviço mínima foi utilizado para definição dos valores de R_i (taxa mínima) usados nas simulações deste capítulo.

Para um sistema em que N usuários competem por recursos, tal que o usuário i recebe o recurso x_i , um índice que reflete o nível de justiça com o qual o sistema aloca recursos aos N usuários é chamado de *fairness* ou índice de justiça. Essa medida foi proposta em [44] e é calculada da seguinte maneira:

$$F(t) = \frac{[\sum_{i=1}^N x_i(t)]^2}{N \sum_{i=1}^N x_i^2(t)}, \quad (6-57)$$

O *fairness* estima o grau de igualdade de distribuição de recursos disponíveis entre os usuários. Se todos os usuários recebem a mesma quantidade de recursos no tempo t , então $F(t)$ é igual a 1 e o sistema é dito 100% justo. À medida que a disparidade aumenta, o índice diminui. Um sistema que favorece um ou poucos usuários possui *fairness* próximo de zero.

O *fairness* é utilizado para aferir justiça na distribuição de recursos em diversos tipos de sistemas. Em um sistema onde os usuários possuem uma demanda desigual por recursos, pode-se medir *fairness* com base na razão entre recurso alocado e demanda [44].

Seja V_i o recurso alocado ao i -ésimo usuário e D_i a demanda desse usuário, então x_i da equação (6-57) é V_i/D_i . Nesse caso, o *fairness* é chamado de *fairness* de demanda [44]. Nesta tese, por conveniência, quando não for dito o contrário, a palavra *fairness* indicará *fairness* de demanda

Para o escalonador proposto, $V_i(t)$ é a vazão utilizada pelo usuário i no instante t e $D_i(t)$ é o tráfego gerado pelo usuário i no instante t . O *fairness* de demanda (F_D) do sistema é calculado da seguinte forma:

$$F_D(t) = \frac{[\sum_{i=1}^N V_i(t)/D_i(t)]^2}{N \sum_{i=1}^N [V_i(t)/D_i(t)]^2}, \quad (6-58)$$

onde $F_D(t)$ denota o *fairness* no instante t . O *fairness* total do sistema é calculado de acordo com:

$$F_D = \frac{1}{T} \sum_{t=1}^T F_D(t). \quad (6-59)$$

onde T é o período considerado. Para o escalonador proposto, T é o número de TTIs simulados.

Quando um sistema tem por objetivo oferecer vazão proporcional aos usuários, então o *fairness* é dito *fairness* de vazão F_V [44] e é calculado da seguinte forma:

$$F_V(t) = \frac{[\sum_{i=1}^N V_i(t)]^2}{N \sum_{i=1}^N V_i^2(t)}, \quad (6-60)$$

onde $F_V(t)$ denota o *fairness* de vazão no instante t . O *fairness* de vazão total do sistema

é calculado de acordo com:

$$F_V = \frac{1}{T} \sum_{t=1}^T F_V(t). \quad (6-61)$$

Se para um sistema, o importante é a vazão total oferecida ao usuário i em função do tráfego total gerado por ele, então propõe-se uma medida de *fairness* para esse sistema, chamada nesta tese de *fairness* global e calculada da seguinte forma:

$$F_V^T = \frac{[\sum_{i=1}^N V_i^T / D_i^T]^2}{N \sum_{i=1}^N [V_i^T / D_i^T]^2}, \quad (6-62)$$

onde,

$$V_i^T = \sum_{t=1}^T V_i(t) \quad \text{e} \quad D_i^T = \sum_{t=1}^T D_i(t). \quad (6-63)$$

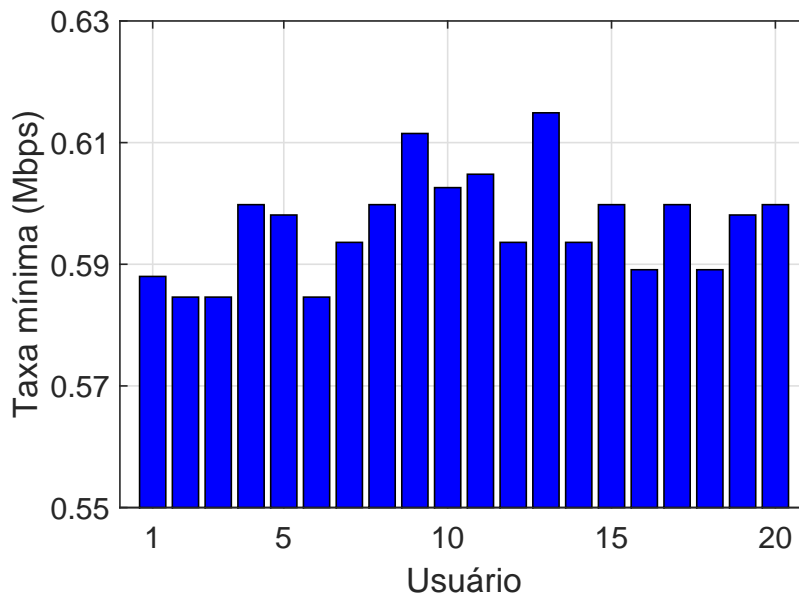


Figura 6.9: Taxa mínima requerida pelos usuários – canal de 10 MHz, Rayleigh e 20 usuários ativos.

As equações (6-59), (6-61) e (6-62) são utilizadas na seção 6.9.2 para aferir os níveis de justiça dos algoritmos de escalonamento QoS Garantido, PSO, Max C/I e *Algoritmo Proposto 2*.

As Figuras 6.9 e 6.10 apresentam as taxas mínimas requeridas por cada um dos usuários de um cenário com canal Rayleigh, 20 usuários ativos e largura de banda de 10 e 20 MHz, respectivamente. Os valores de taxa mínima são utilizados pelos escalonadores QoS Garantido e PSO.

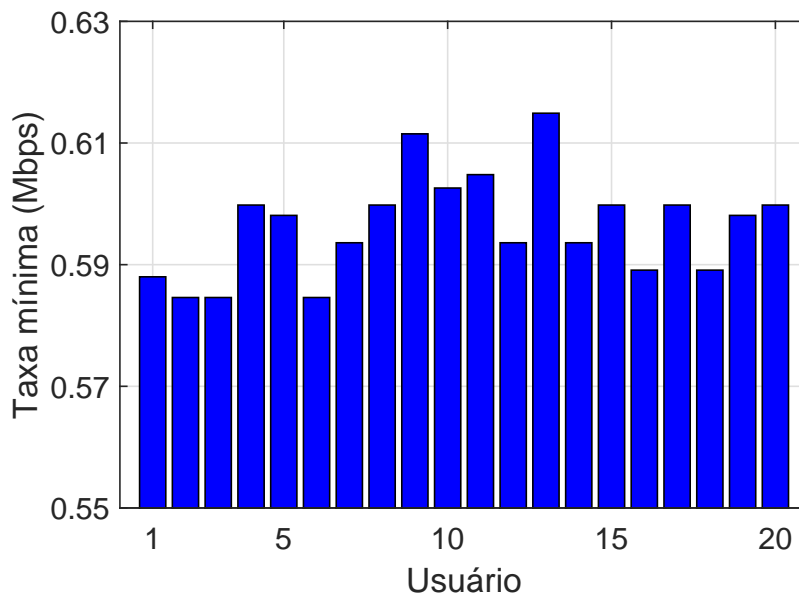


Figura 6.10: Taxa mínima requerida pelos usuários – canal de 20 MHz, Rayleigh e 20 usuários ativos.

6.9.1 Resultados e Discussões para a Curva de Serviço Mínima

Para os resultados apresentados nesta seção, considerou-se $\eta = 1.5$ na equação (6-21). Essa mesma premissa foi utilizada em [7]. Atribuir um valor baixo para η é apropriado para uma análise de curva de serviço mínima.

As figuras seguintes apresentam os resultados das simulações para obtenção da curva de serviço em cenários com diferentes números de usuários, conforme apresentado na Tabela 6.5. Em cada figura são apresentas 3 curvas de serviço, sendo elas:

1. CS-máxima: é a curva de serviço máxima para um usuário de uma célula LTE com largura de banda B , ela independe do número de usuários no sistema e é calculada com base no limite de Shannon ([37]), assumindo que o usuário transmitirá dados no sentido de *downlink* utilizando todos os RBs disponíveis;
2. CS-média: é a curva de serviço média obtida por simulação. A média é feita entre as curvas de serviço dos usuários ativos no cenário – conforme Tabela 6.5, o número de usuários ativos considerados é de 5, 10 e 20 usuários;
3. CS-mínima-proposta: é a curva de serviço mínima proposta, ela estima o serviço mínimo que um usuário de uma célula LTE pode receber, calculada por meio da equação (6-21).

A análise das Figuras 6.11 a 6.16 permite fazer a seguinte constatação: para todo TTI, a curva de serviço mínima é sempre menor ou igual a curva de serviço média que, por sua vez, é sempre menor ou igual a curva de serviço máxima. Essa constatação, apesar

Tabela 6.5: *Curvas de serviço para diferentes números de usuários e de largura de banda – o comportamento dos usuários é determinado pela série de tráfego real Waikato1*

Largura de banda	5 Usuários	10 Usuários	20 Usuários
10 MHz	Figura 6.11	Figura 6.12	Figura 6.13
20 MHz	Figura 6.14	Figura 6.15	Figura 6.16

de intuitiva, fornece segurança a abordagem de garantia de retardo proposta na seção anterior.

Observa-se que a curva de serviço máxima, dependente da largura de banda do canal, é independente do número de usuários no sistema. As curvas de serviço média e mínima diminuem e se aproximam à medida que o número de usuários aumenta.

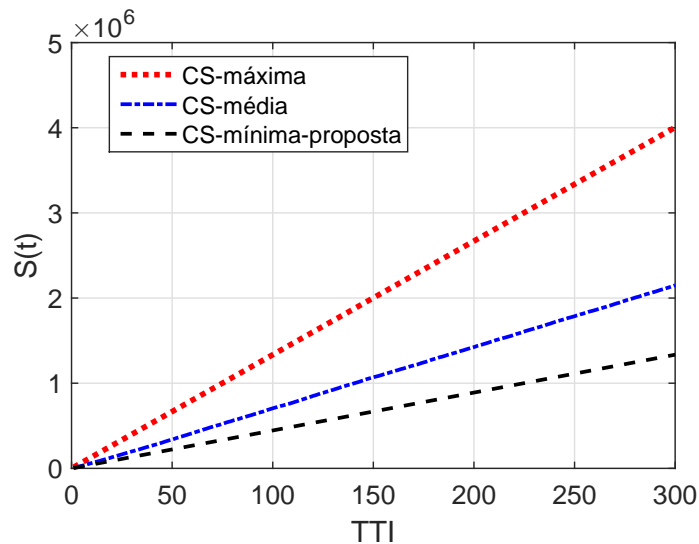


Figura 6.11: *Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 5 usuários e largura de banda de 10 MHz.*

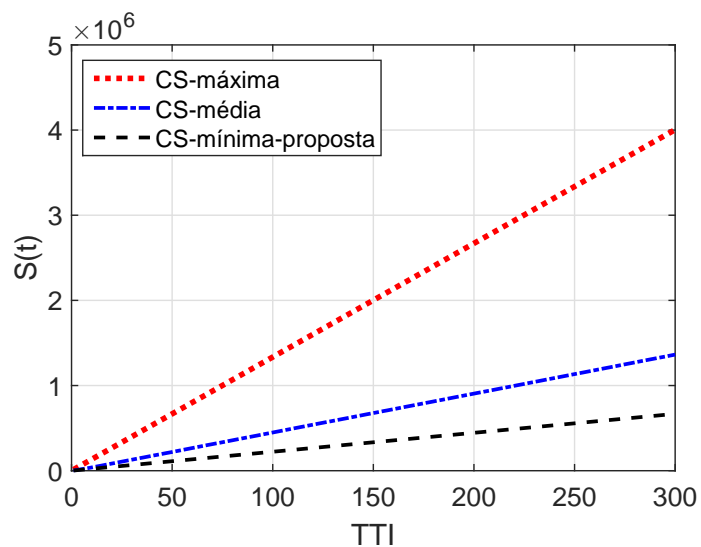


Figura 6.12: Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 10 usuários e largura de banda de 10 MHz.

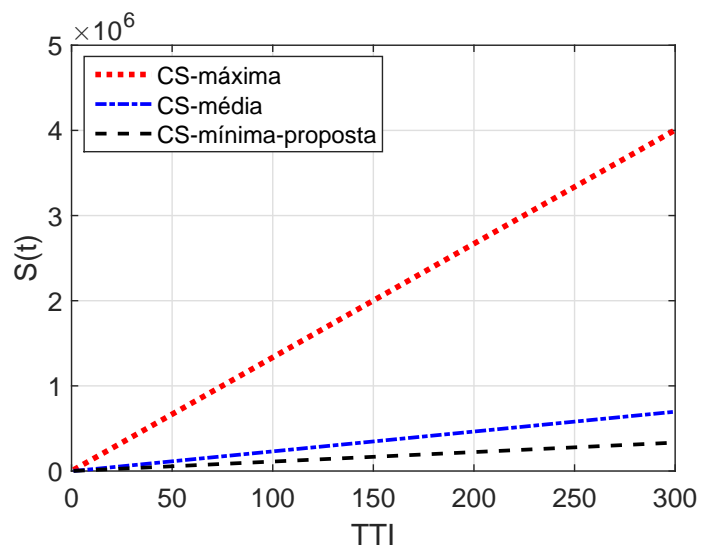


Figura 6.13: Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 20 usuários e largura de banda de 10 MHz.

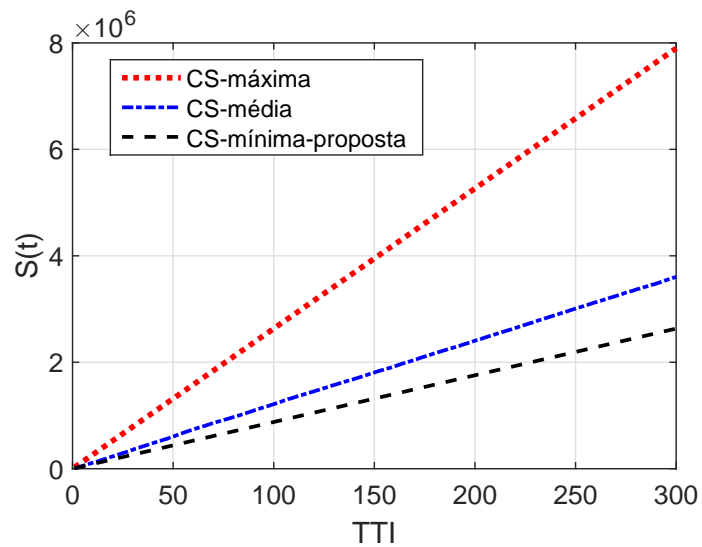


Figura 6.14: Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 5 usuários e largura de banda de 20 MHz.

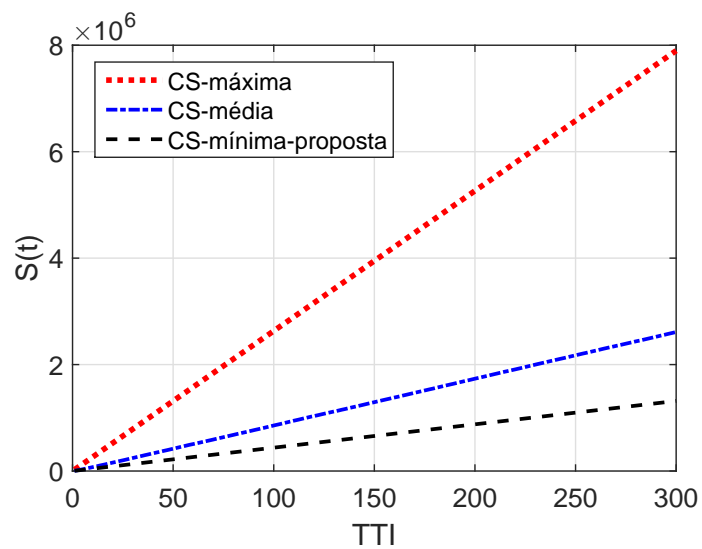


Figura 6.15: Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 10 usuários e largura de banda de 20 MHz.

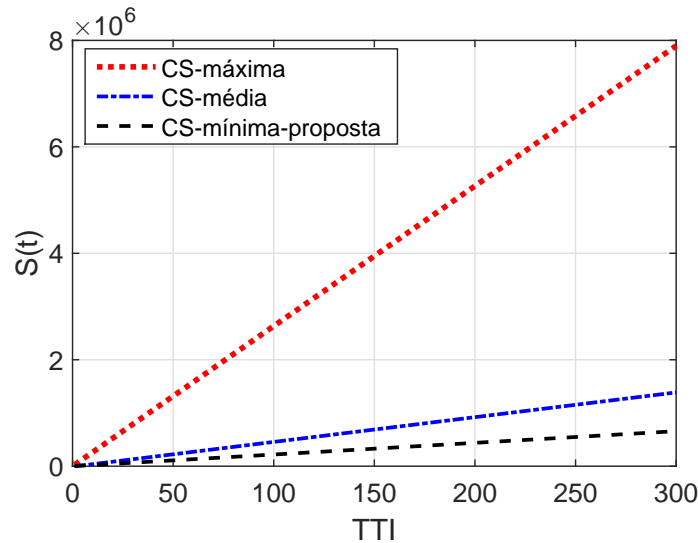


Figura 6.16: Comparativo entre curvas de serviço para uma célula com 20 usuários e largura de banda de 20 MHz.

6.9.2 Resultados e Discussões para o Algoritmo Proposto 2

Os resultados desta seção são apresentados em função do número de usuários ativos em uma célula LTE. Para cada especificação de largura de banda, canal de comunicação e tipo de tráfego, são apresentados 7 gráficos, na seguinte ordem:

1. Retardo médio;
2. Taxa de transbordo do *buffer*;
3. Vazão total;
4. *Fairness*;
5. *Fairness* de vazão;
6. *Fairness* global;
7. Tempo de processamento.

Uma análise rápida dos gráficos permite observar alguns resultados que, apesar de esperados, devem ser pontuados.

Em geral, para todos os algoritmos de escalonamento utilizados, à medida que o número de usuários ativos na célula aumenta, o retardo médio e a taxa de transbordo também aumentam (veja, por exemplo, as Figuras 6.17 e 6.18). Para o mesmo modelo de canal, o retardo médio e a taxa de transbordo são maiores para a largura de banda de 10 MHz do que para o canal de 20 MHz (compare, por exemplo, a Figura 6.17 com a Figura 6.24 e a Figura 6.18 com a Figura 6.25). Fixando a largura de banda, o retardo médio e a taxa de transbordo aumentam quando o canal de desvanecimento Rayleigh é utilizado, em comparação ao canal AWGN (compare, por exemplo, a Figura 6.24 com a Figura 6.38 e a Figura 6.25 com a Figura 6.39).

Para uma mesma largura de banda e para um mesmo modelo de canal, a resposta do algoritmo de escalonamento em função da variação do comportamento do usuário é um pouco menos intuitiva. Os comportamentos dos usuários foram simulados utilizando as séries de tráfego real Waikato1 e SNU20100318 e a série de tráfego sintética gerada por meio do MMPP tendo como base a série Waikato1. Ao serem comparados os resultados para a série Waikato1 e para a série sintética obtida por meio do MMPP, observa-se que os gráficos de retardo médio e de taxa de transbordo são similares (veja, por exemplo, as Figuras 6.17 e 6.45 e as Figuras 6.18 e 6.46). Entretanto, para a série sintética e para o *Algoritmo Proposto 2*, os parâmetros de QoS do usuário (retardo e transbordo) foram ligeiramente degradados. Essa constatação pode ser explicada da seguinte forma: como o tráfego gerado pelo MMPP possui maior probabilidade de assumir valores em torno da média do que a série real, as séries de tráfego geradas para descreverem o comportamento dos usuários são mais similares e resultam em um comportamento de fila mais uniforme. Dessa forma, o algoritmo de escalonamento não se vale das diferenças de ocupações entre as filas dos usuários para priorizar aquele que se destaca com maior taxa de transbordo. De fato, a série sintética gerada a partir da série real apresenta média próxima a média da série real, mas variância e relação pico/média menor, o que corrobora essa constatação.

A vazão total é maior para o canal com maior largura de banda (compare, por exemplo, a Figura 6.19 com a Figura 6.26). No entanto, para um cenário com menos usuários, ela pode até ser mais baixa do que para um cenário com mais usuários (veja a Figura 6.33). Poucos usuários na célula pode significar alocação de vários RBs com baixo SNR. Em outras palavras, como cada usuário no intervalo de um TTI transmite dados com o MCS do RB de menor SNR, o escalonamento de RBs com baixo SNR pode impactar a vazão total.

De uma forma geral, o *fairness* de demanda, ou simplesmente *fairness*, diminui à medida que o número de usuários ativos no sistema aumenta (veja a Figura 6.20). Quanto maior o número de usuários, mais escassos são os recursos de transmissão, com isso o escalonador deve priorizar alguns usuários em detrimento de outros com o objetivo de atender requisitos de QoS. Essa priorização torna desigual a distribuição de recursos entre os usuários, tornando o algoritmo menos justo. Em geral, o algoritmo de escalonamento proposto mostrou-se mais justo que o PSO, comparável ao Max C/I e menos justo que o QoS garantido, conforme a Figura 6.20. De fato, o QoS garantido é constituído de mecanismos que atendem melhor aos critérios de justiça. No QoS garantido, os recursos são primeiramente distribuídos aos usuários com o objetivo de atender requisitos de taxa mínima. Resultados similares a esse também foram observados para o *fairness* de vazão (veja, por exemplo, a Figura 6.21). Por outro lado, o algoritmo proposto foi o que obteve o maior *fairness* global (veja, por exemplo, a Figura 6.22), definido anteriormente. O *fairness* global leva em consideração, para um período T , a vazão total e o processo

acumulado de chegadas.

Para o tempo de processamento, os resultados foram similares para quaisquer cenários (veja, por exemplo, a Figura 6.23). Como esperado, o tempo de processamento do PSO é muito superior aos demais algoritmos, pois trata-se de um algoritmo de otimização baseada em enxames de partículas. O algoritmo proposto tem tempo ligeiramente superior ao do Max C/I, visto que ele possui um processamento adicional para cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer*, EESM e escolha das M melhores sub-bandas. O algoritmo com menor tempo de processamento, para todos os cenários, é o QoS garantido.

A análise dos resultados apresentados, tanto para a série Waikato1 (real e sintética gerada por meio do MMPP), quanto para a série real de rede sem fio SNU20100318, mostra que, quando comparado aos demais algoritmos, o algoritmo proposto diminui o retardo médio e a taxa de transbordo. Além disso, o algoritmo proposto proporciona vazão total superior ao PSO e ao QoS Garantido e comparável ao Max C/I, ao custo de um tempo de processamento maior do que o QoS Garantido e ligeiramente maior do que aquele do Max C/I, mas bem menor do que aquele do PSO. O algoritmo proposto provê também um índice de justiça (*fairness*) inferior ao Max C/I e ao QoS Garantido. Um *fairness* inferior pode ser explicado da seguinte maneira: o algoritmo proposto ao levar em consideração a taxa de transbordo do *buffer* altera prioridades dos usuários com base em um critério (*queue-aware*) não contemplado no cálculo de *fairness*; por outro lado, o algoritmo de QoS Garantido prioriza usuários com base na SNR e na taxa mínima requerida, critérios relacionados a vazão e a demanda, respectivamente, ambos previstos no cálculo de *fairness*.

Resultados para: série MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz

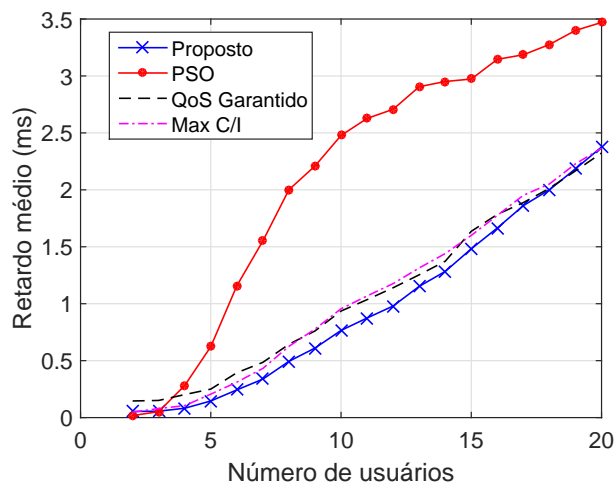


Figura 6.17: Retardo médio x Número de usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

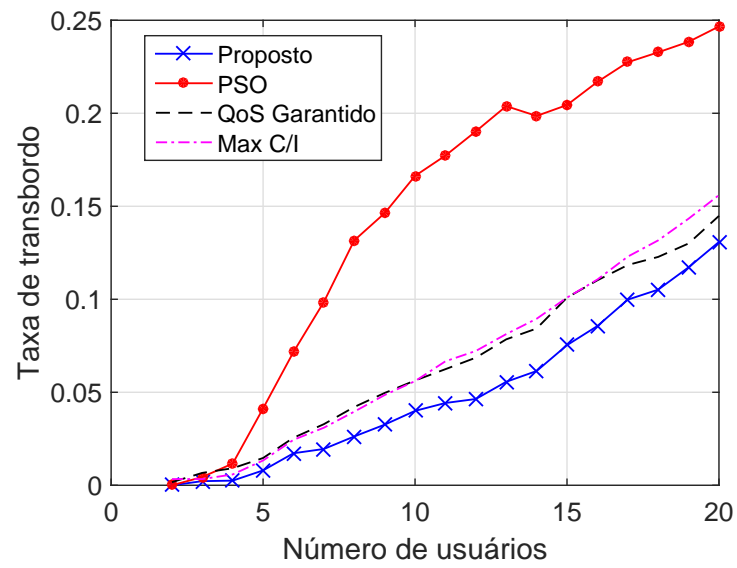


Figura 6.18: Probabilidade de Transbordo do buffer x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

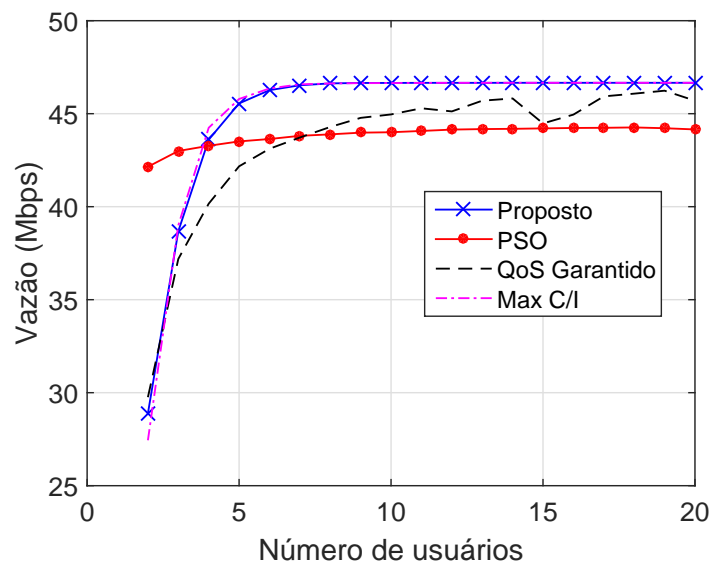


Figura 6.19: Vazão total x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

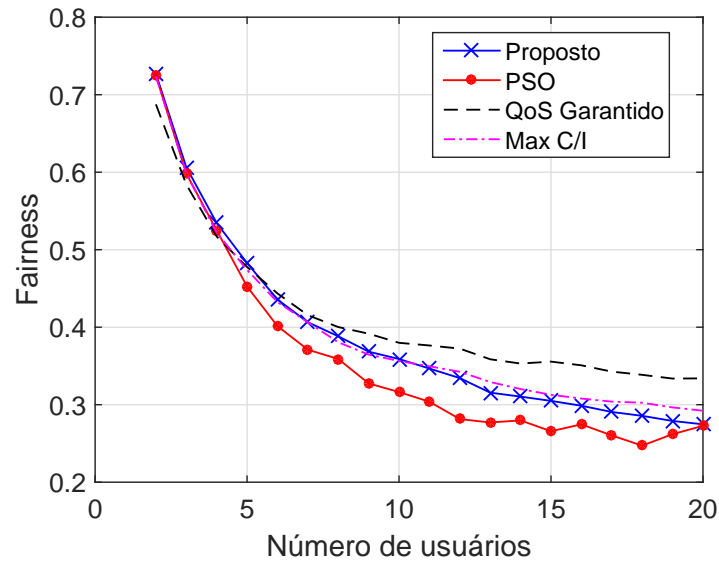


Figura 6.20: Fairness x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

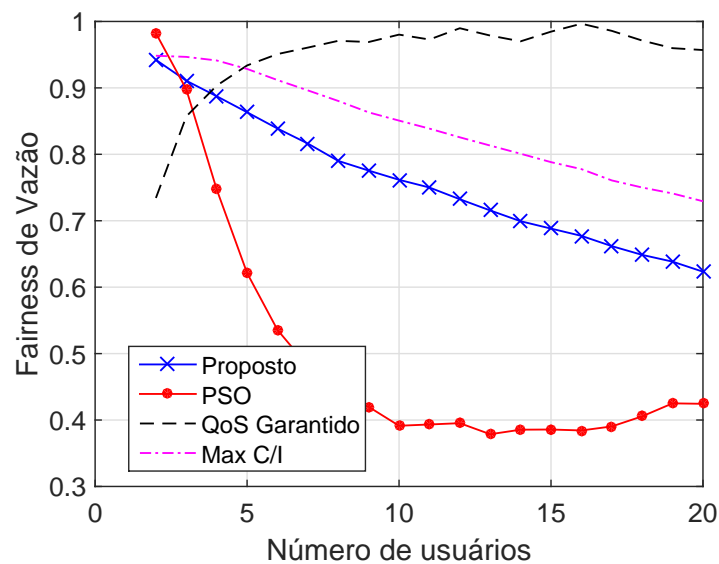


Figura 6.21: Fairness de vazão x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

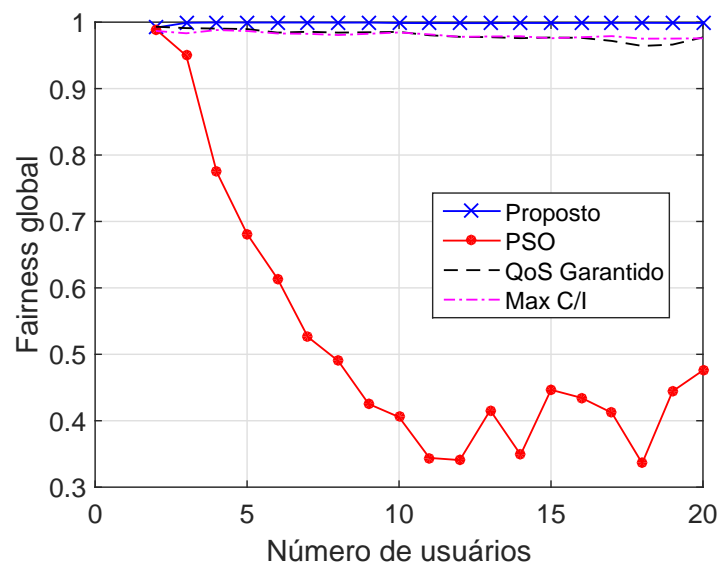


Figura 6.22: Fairness global x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

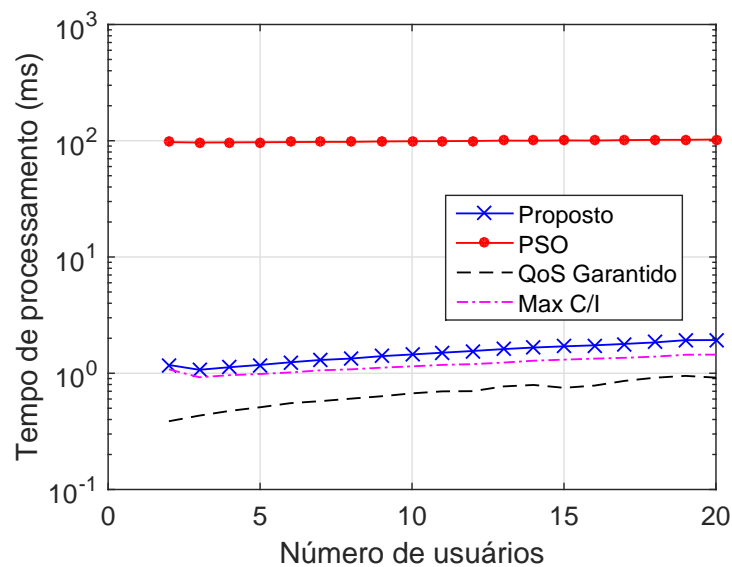


Figura 6.23: Tempo de Processamento x Número de Usuários– Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

Resultados para: série MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz

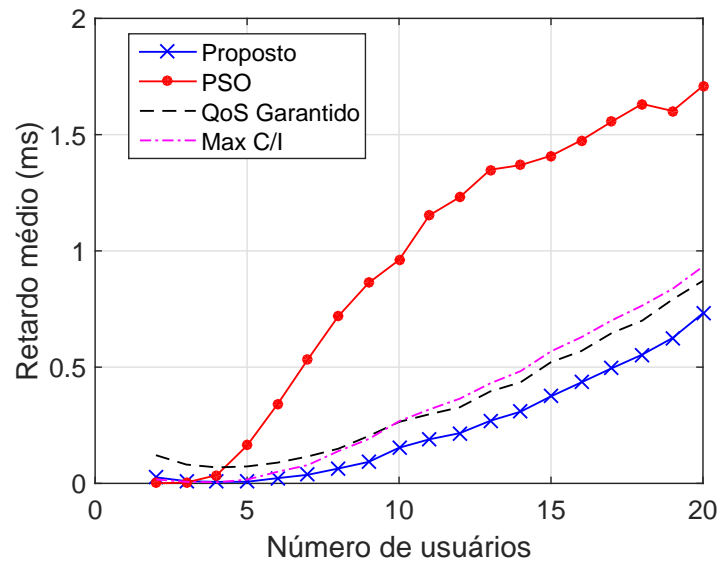


Figura 6.24: Retardo médio \times Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

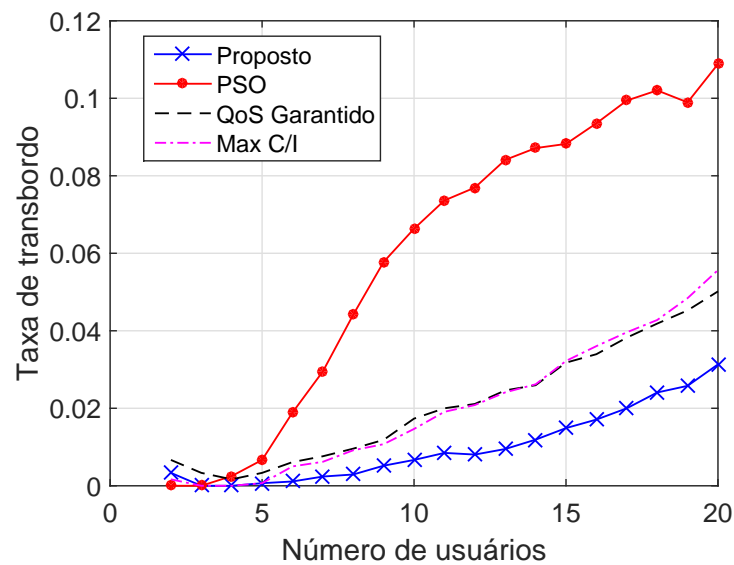


Figura 6.25: Probabilidade de Transbordo do buffer \times Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

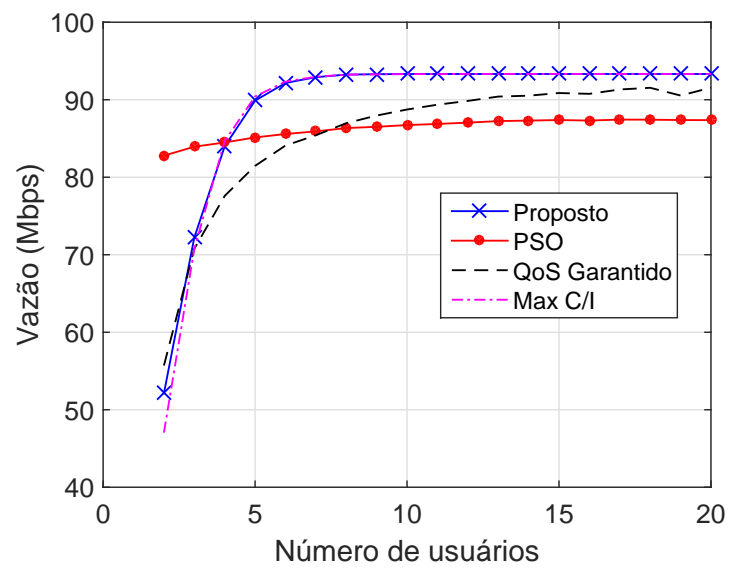


Figura 6.26: Vazão total x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

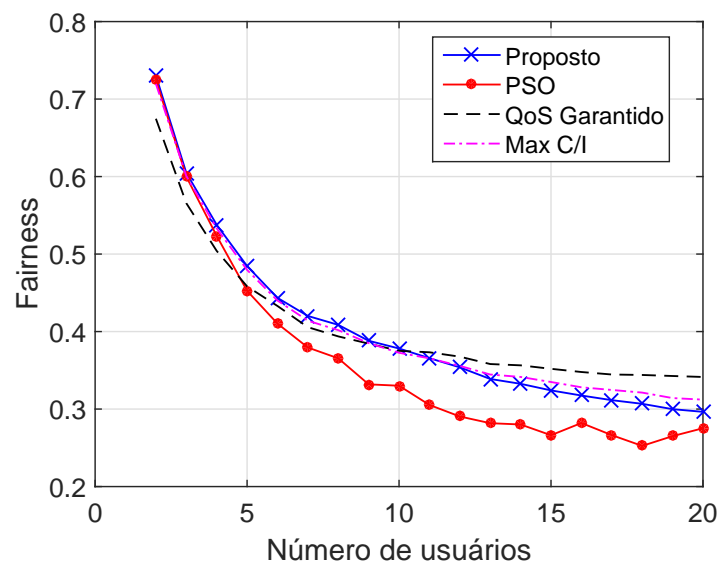


Figura 6.27: Fairness x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

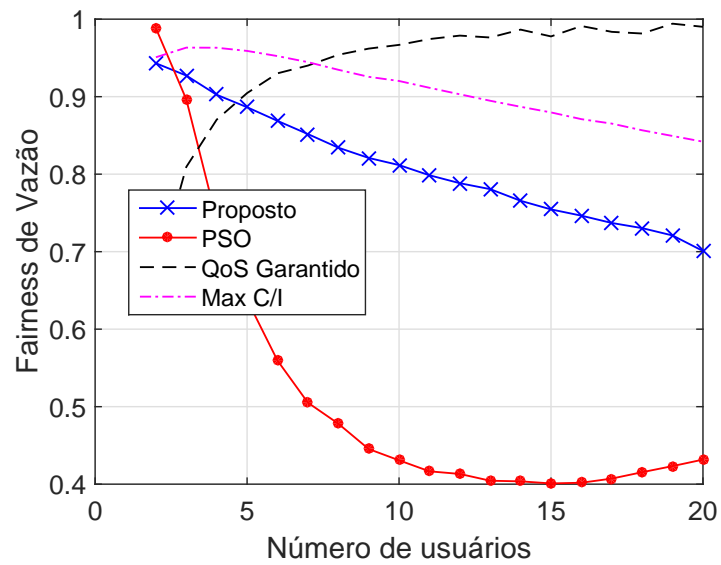


Figura 6.28: Fairness de vazão x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

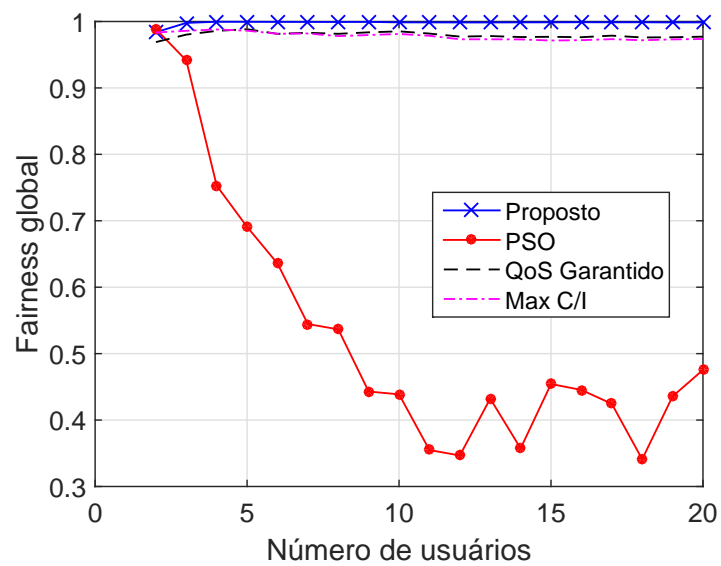


Figura 6.29: Fairness global x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

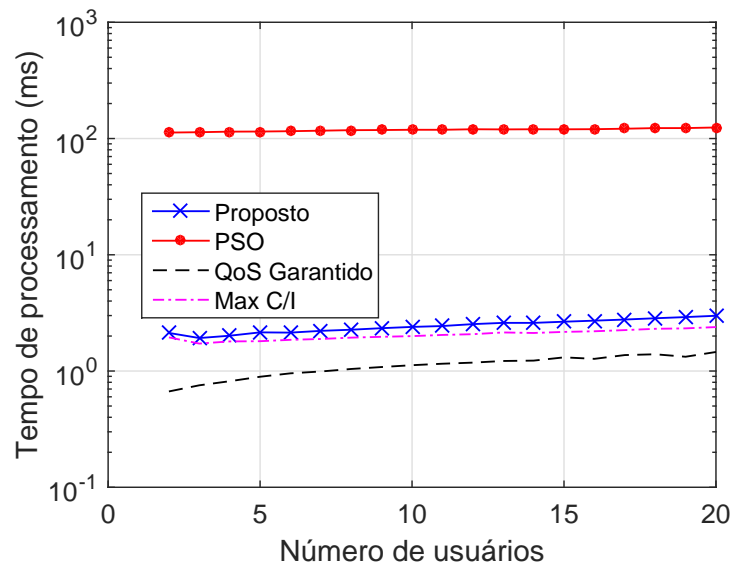


Figura 6.30: Tempo de Processamento x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

Resultados para: série MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz

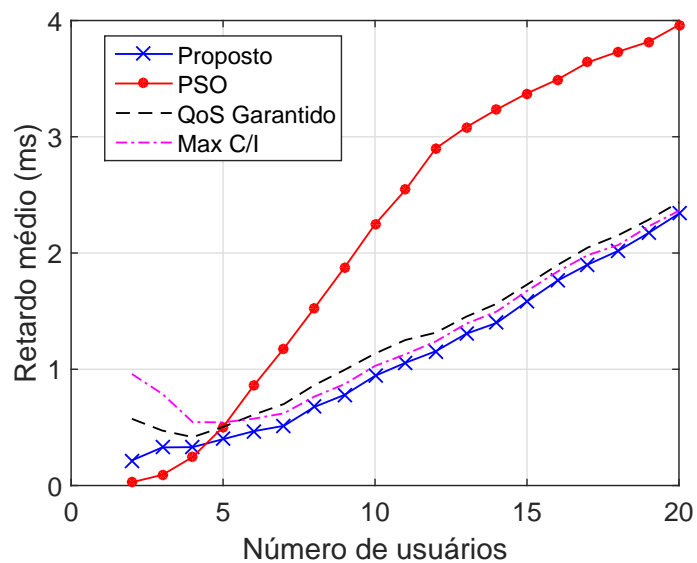


Figura 6.31: Retardo médio x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

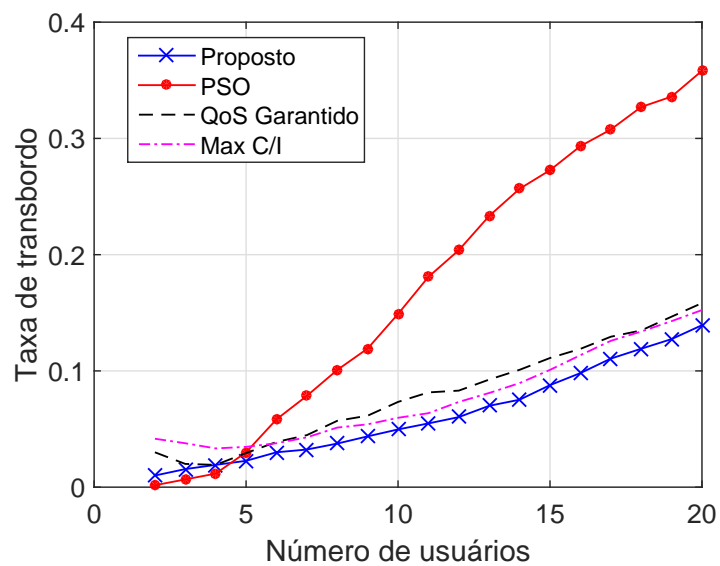


Figura 6.32: Probabilidade de Transbordo do buffer \times Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

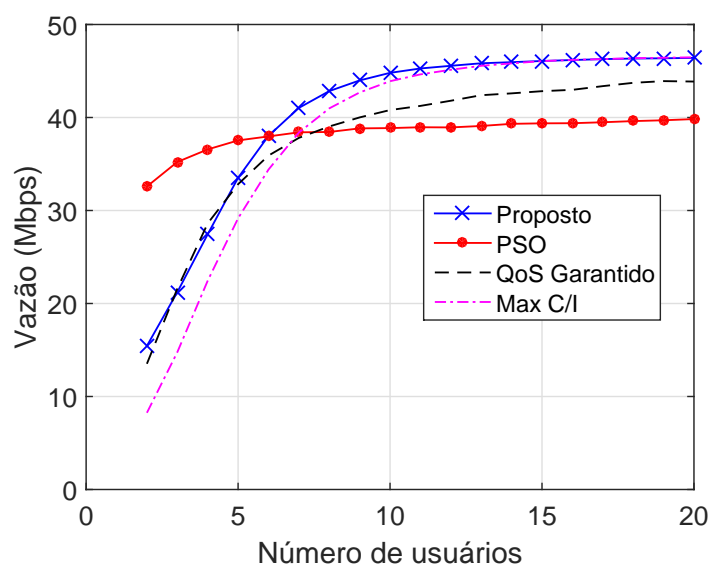


Figura 6.33: Vazão \times Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

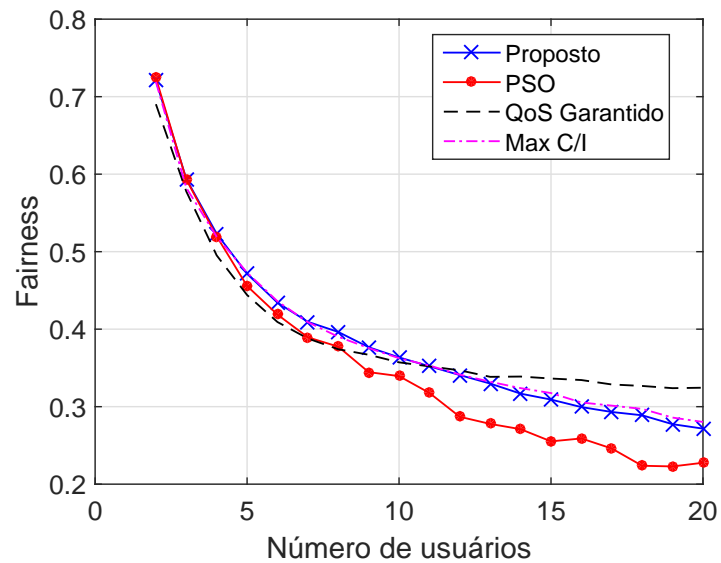


Figura 6.34: Fairness x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

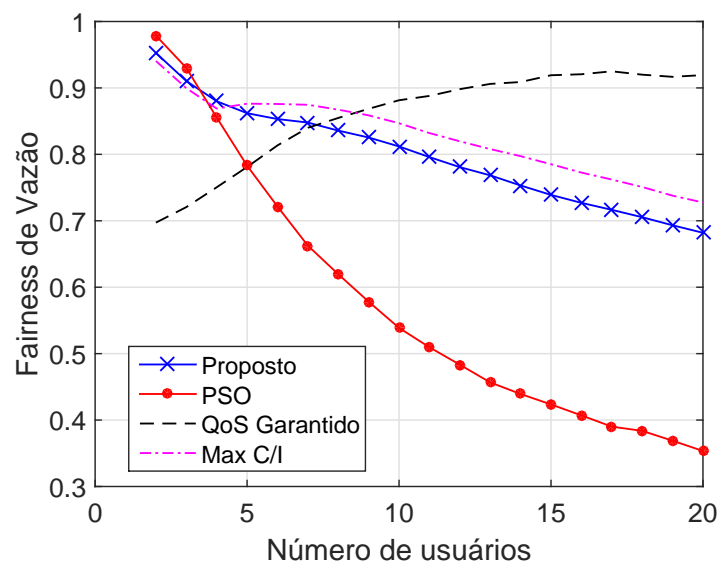


Figura 6.35: Fairness de vazão x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

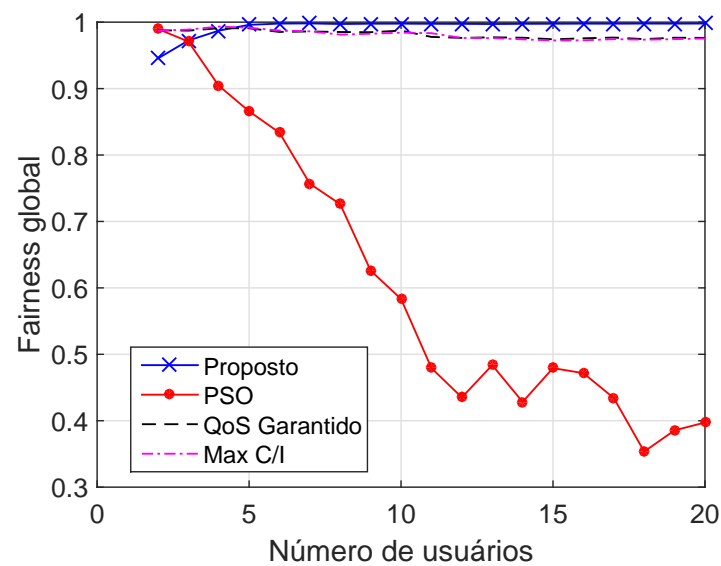


Figura 6.36: Fairness global x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

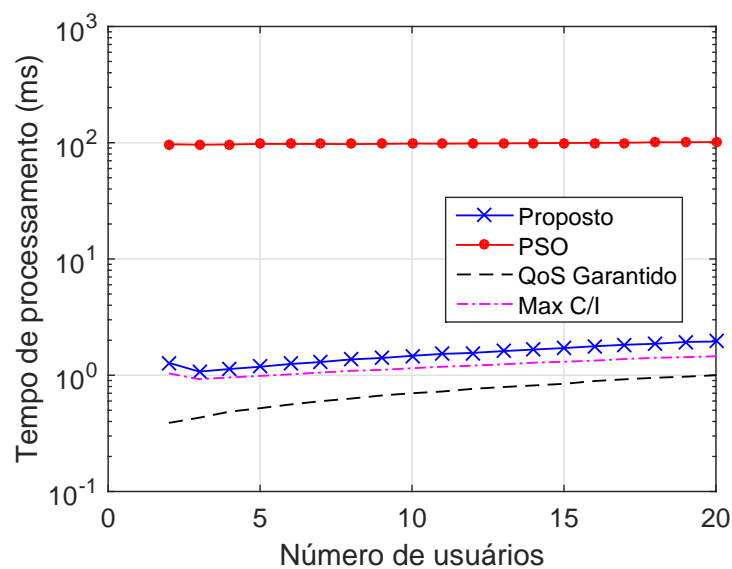


Figura 6.37: Tempo de Processamento x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

Resultados para: série MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz

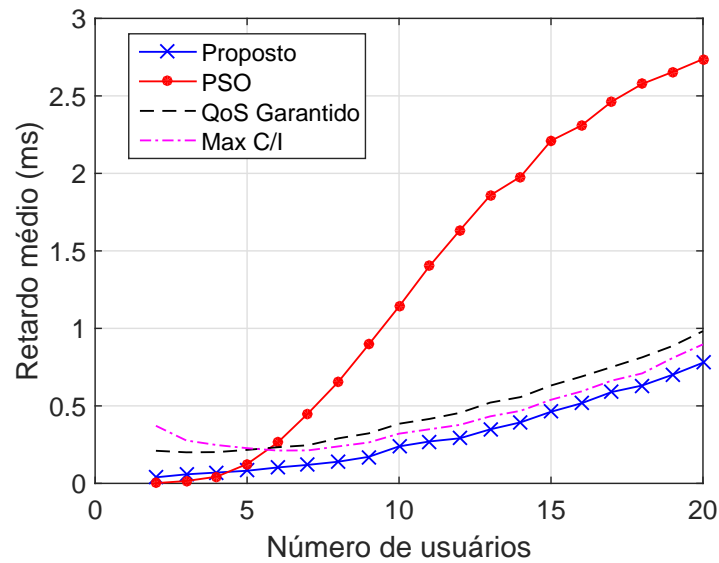


Figura 6.38: Retardo x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

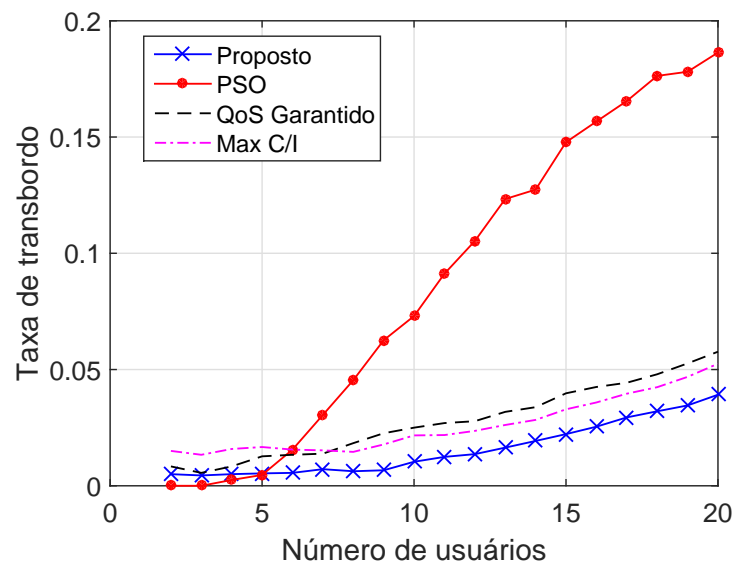


Figura 6.39: Probabilidade de Transbordo do buffer x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

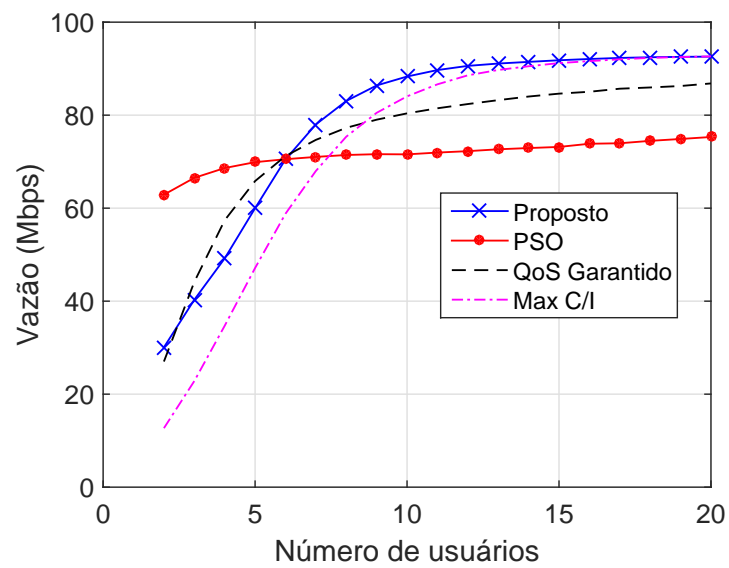


Figura 6.40: Vazão \times Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

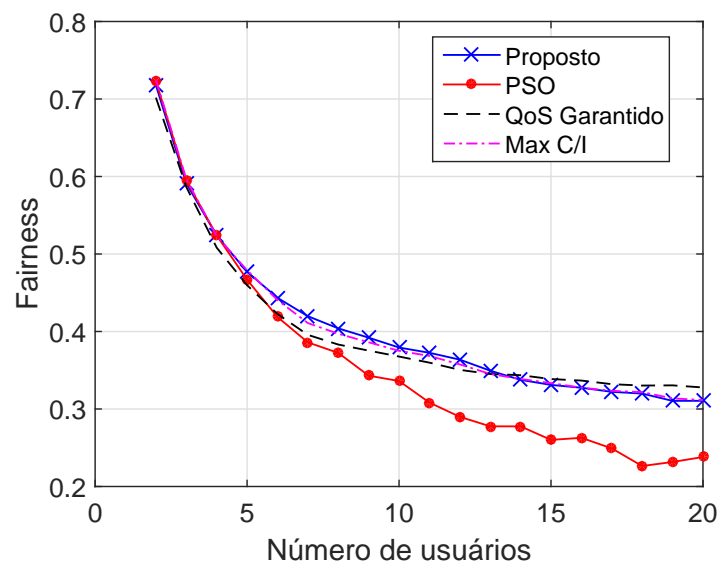


Figura 6.41: Fairness \times Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

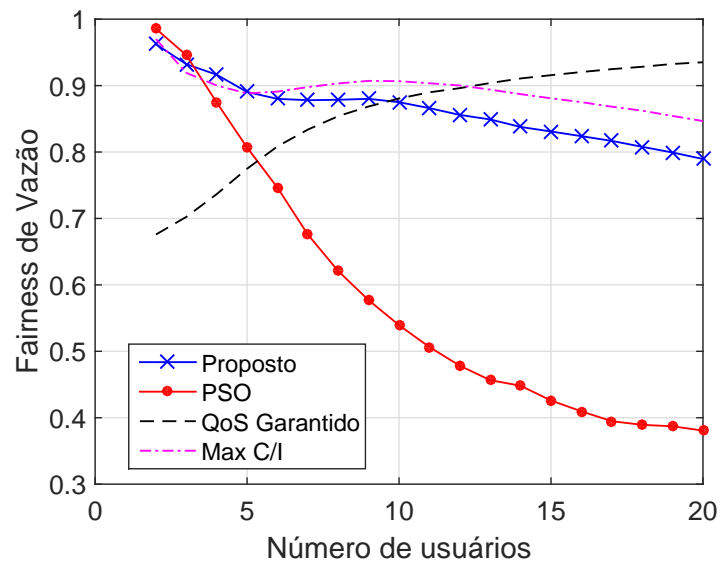


Figura 6.42: Fairness de vazão x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

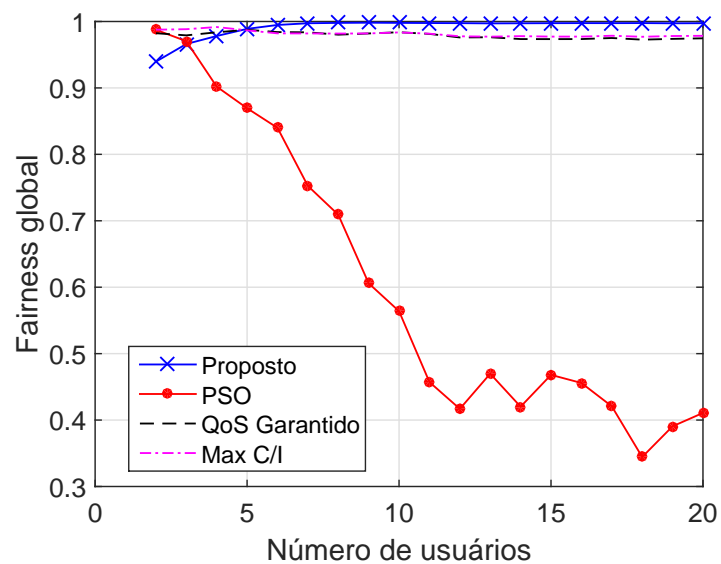


Figura 6.43: Fairness global x Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

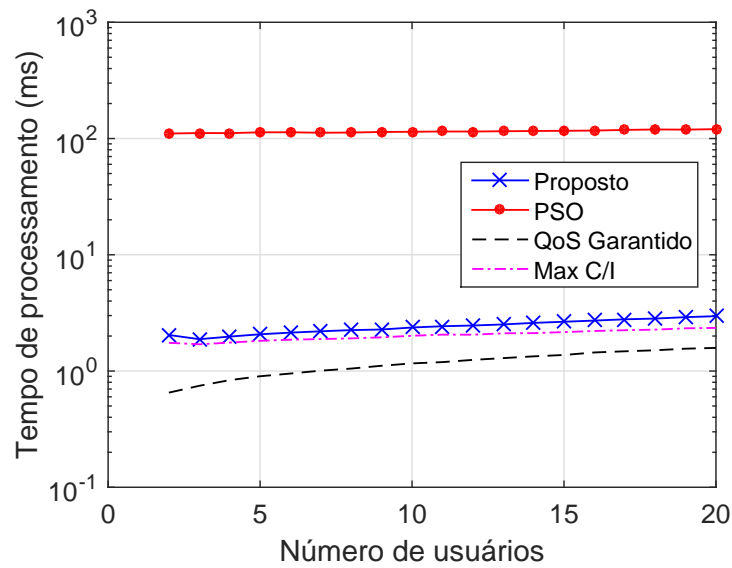


Figura 6.44: Tempo de Processamento \times Número de Usuários – Tráfego sintético MMPP, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

Resultados para: série Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz

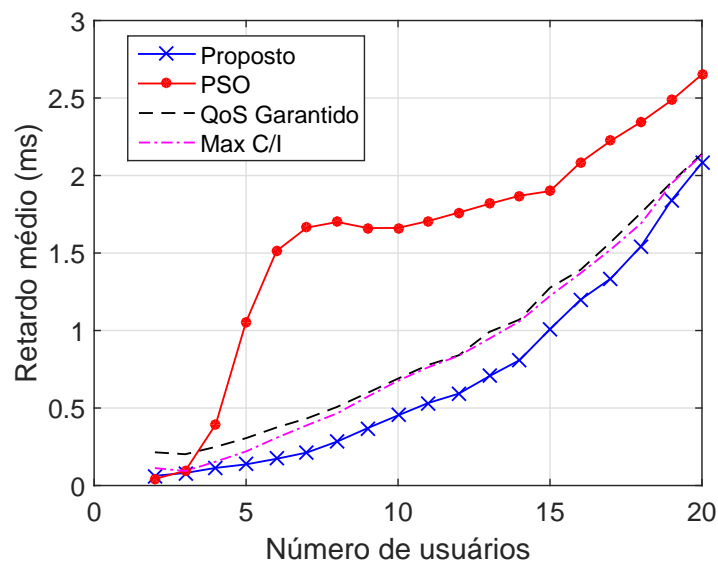


Figura 6.45: Retardo médio \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

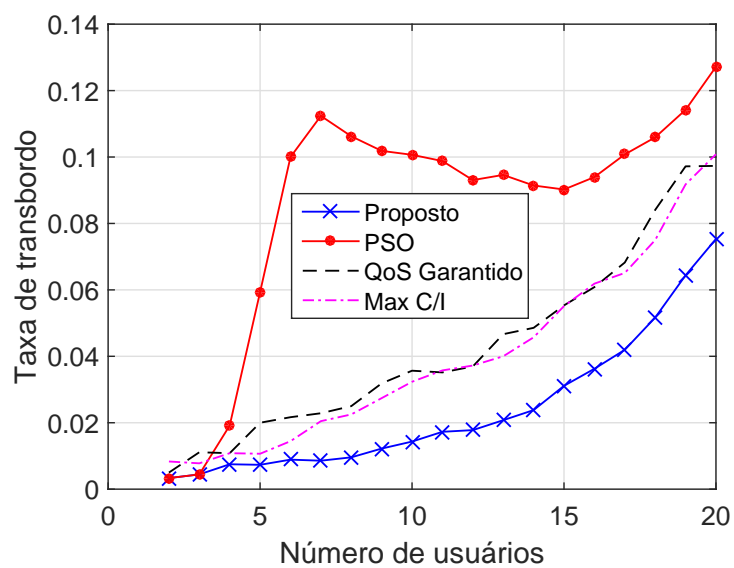


Figura 6.46: Probabilidade de Transbordo do buffer x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

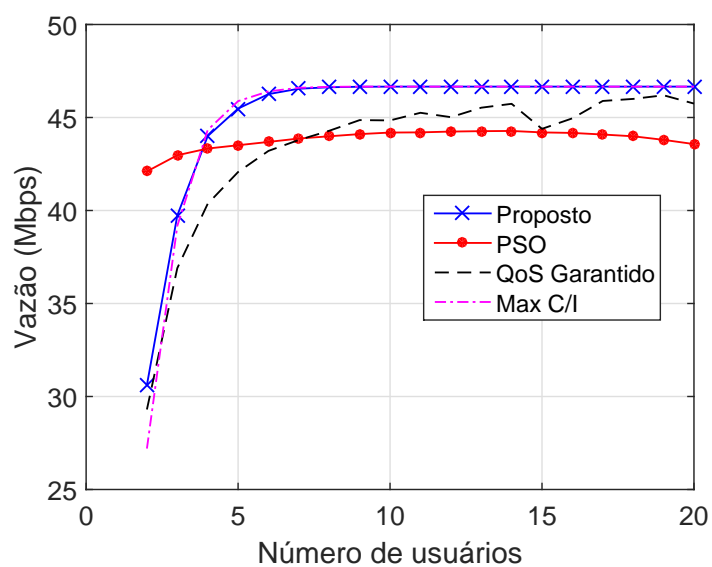


Figura 6.47: Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

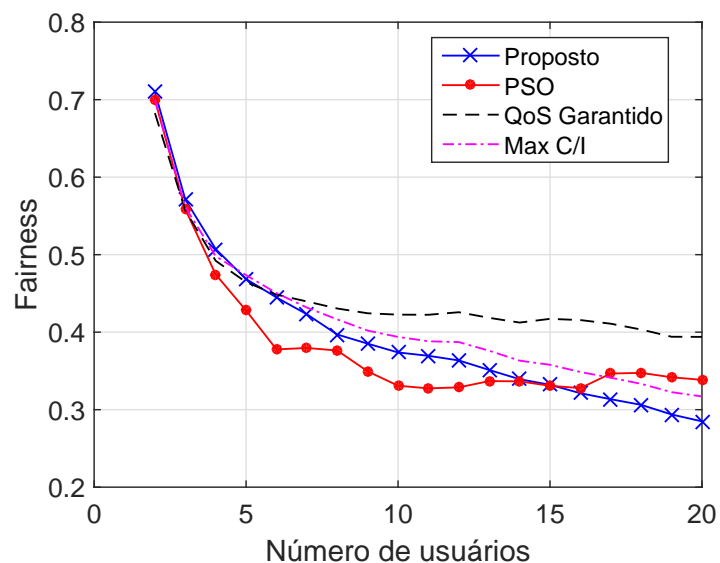


Figura 6.48: Fairness \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

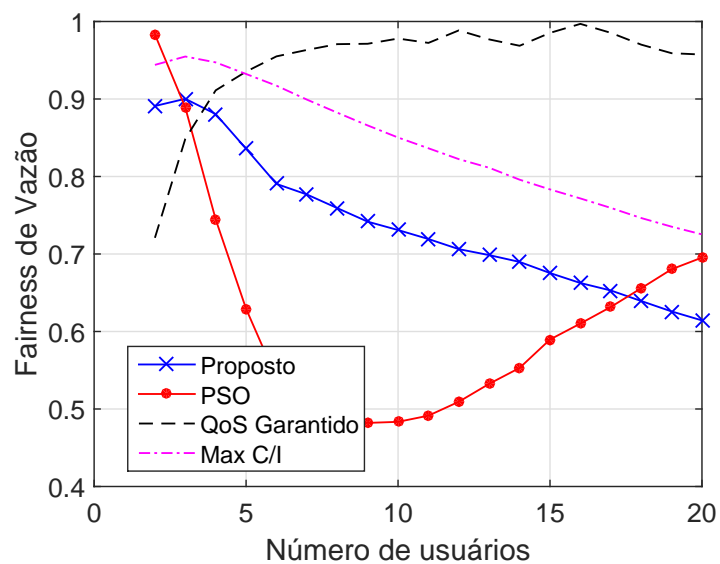


Figura 6.49: Fairness de vazão \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

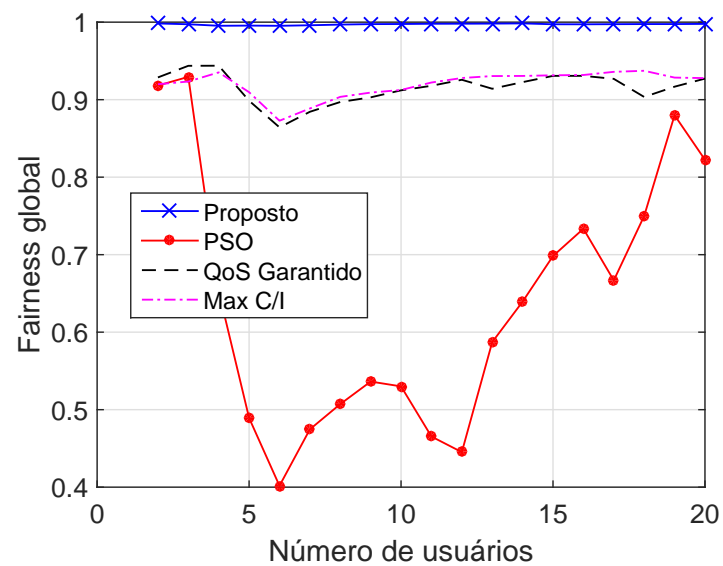


Figura 6.50: Fairness global \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

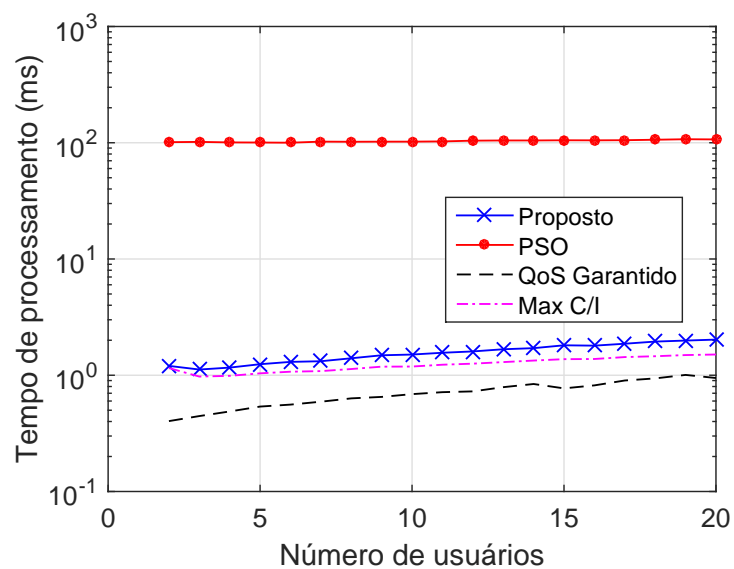


Figura 6.51: Tempo de Processamento \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

Resultados para: série Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz

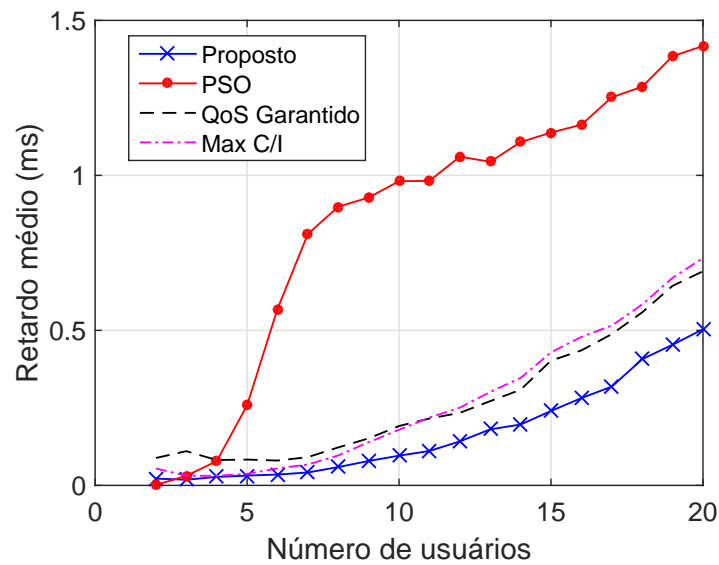


Figura 6.52: Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

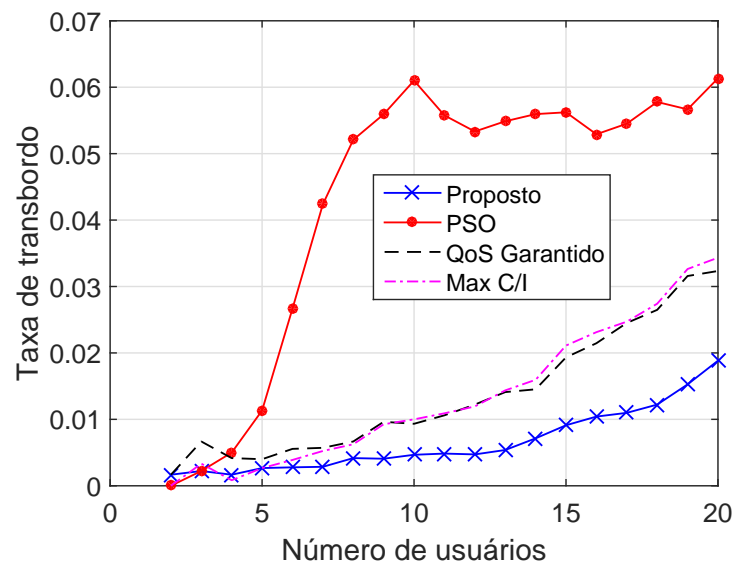


Figura 6.53: Probabilidade de Transbordo do buffer x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

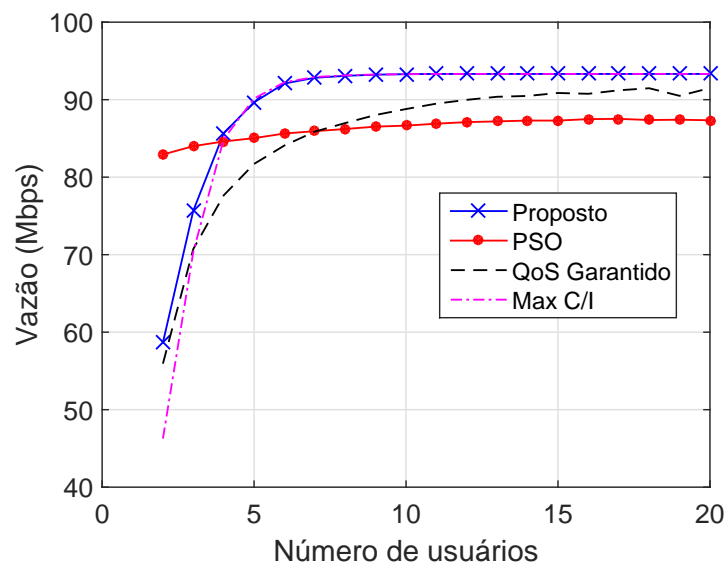


Figura 6.54: Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

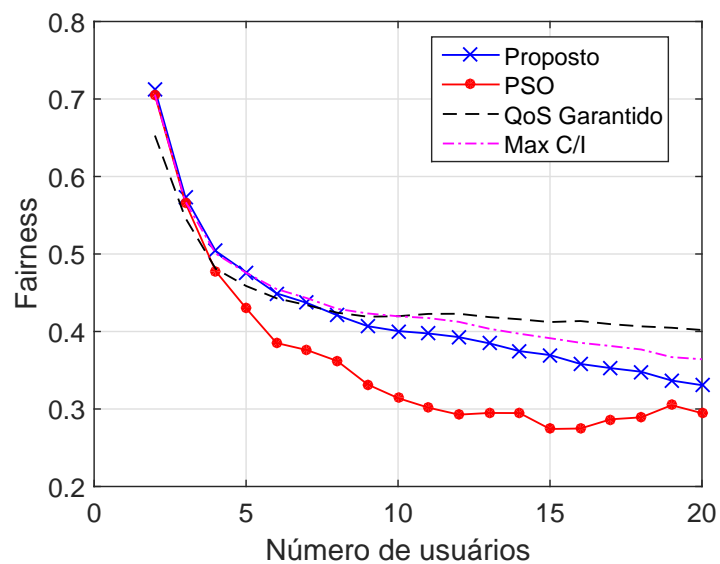


Figura 6.55: Fairness x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

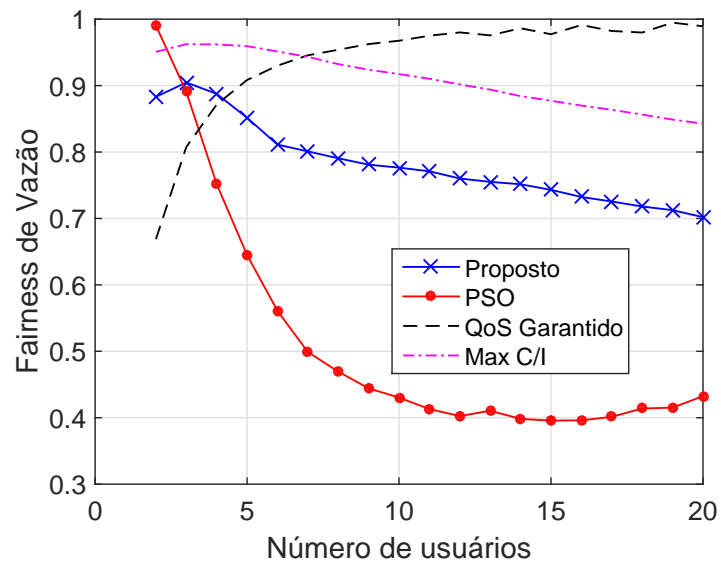


Figura 6.56: Fairness de vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

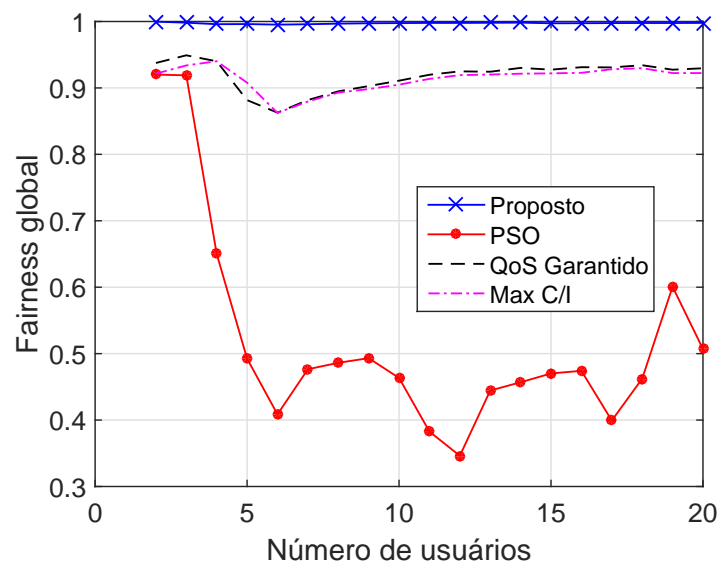


Figura 6.57: Fairness global x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

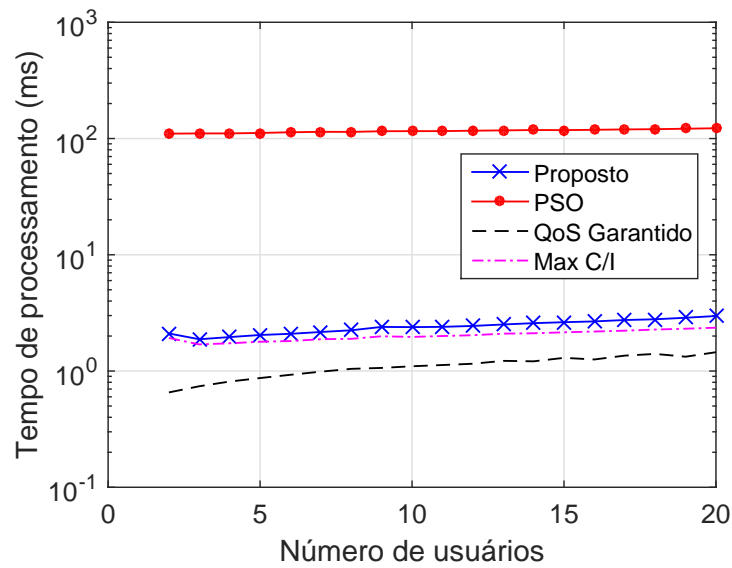


Figura 6.58: Tempo de Processamento x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

Resultados para: série Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz

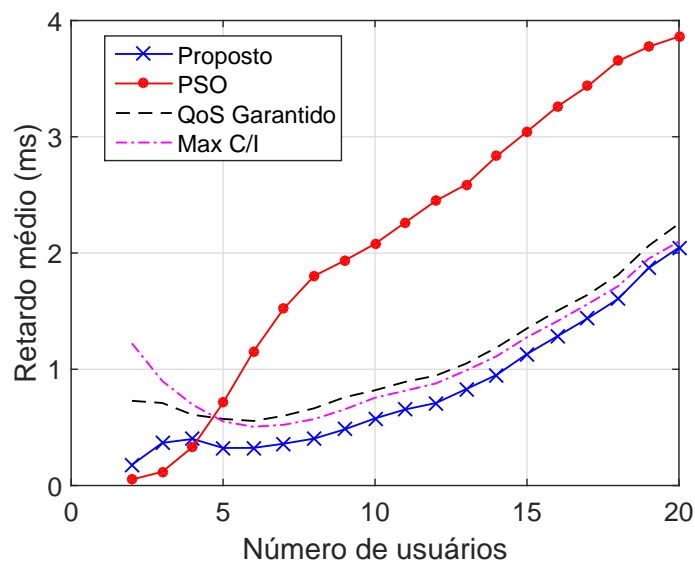


Figura 6.59: Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

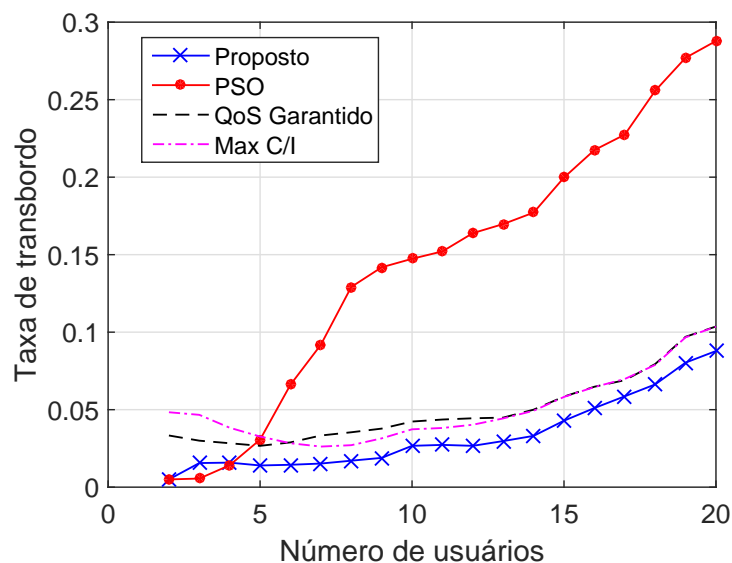


Figura 6.60: Probabilidade de Transbordo do buffer x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

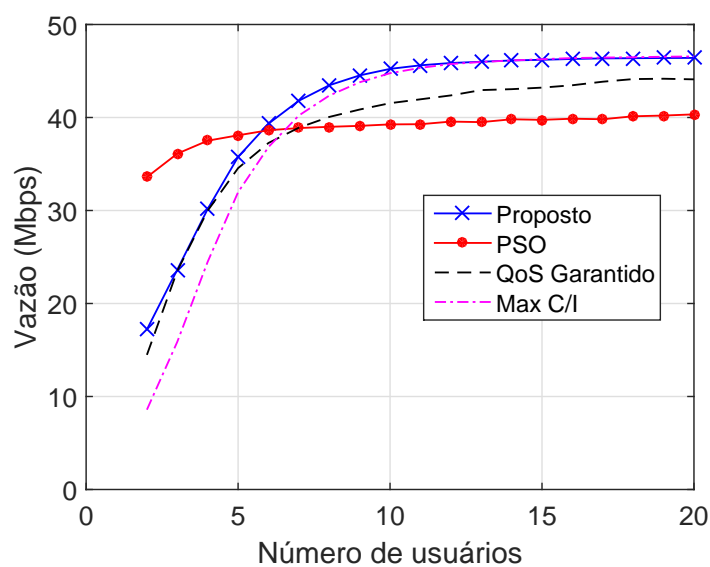


Figura 6.61: Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

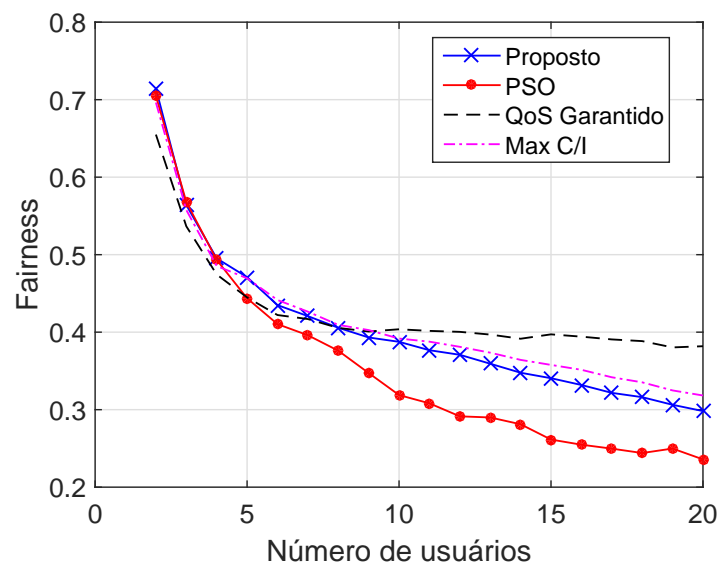


Figura 6.62: Fairness x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

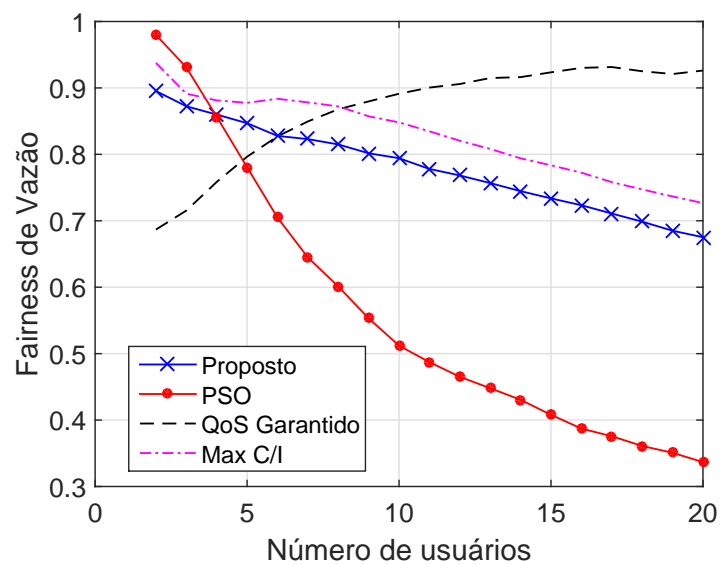


Figura 6.63: Fairness de vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

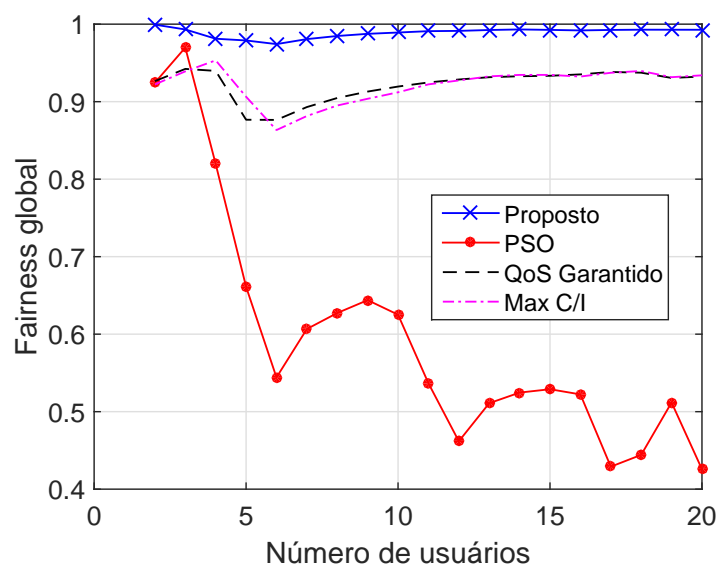


Figura 6.64: *Fairness global x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.*

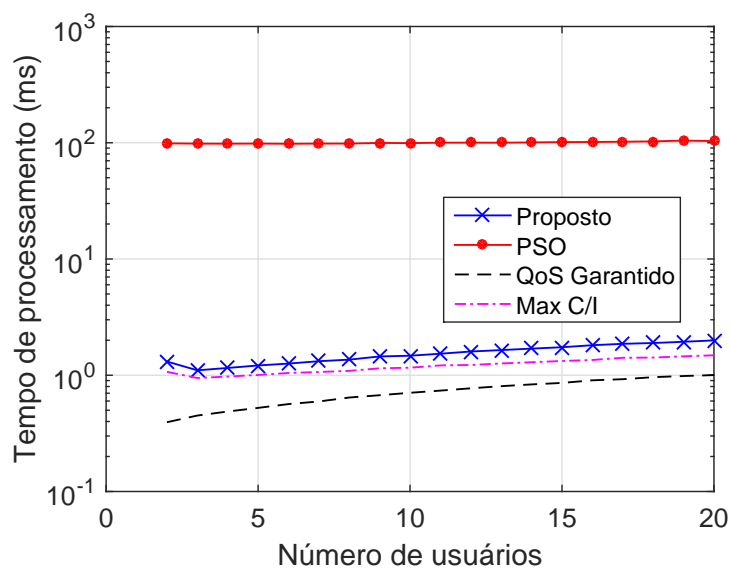


Figura 6.65: *Tempo de Processamento x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.*

Resultados para: série Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz

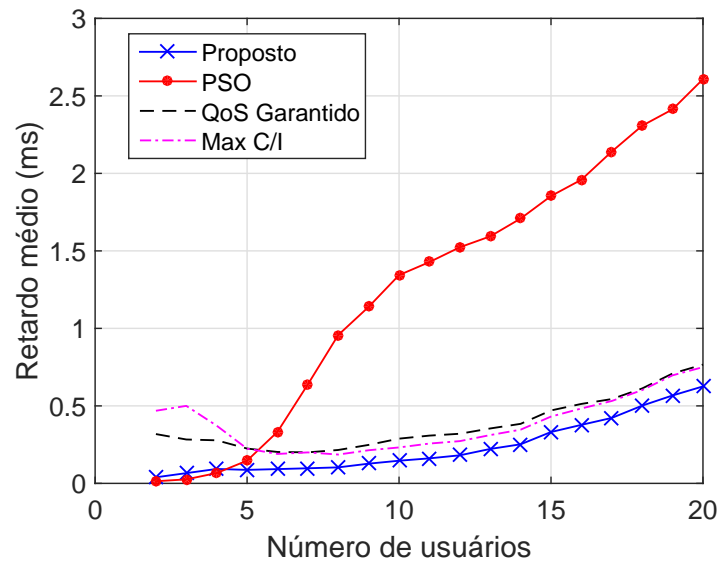


Figura 6.66: Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

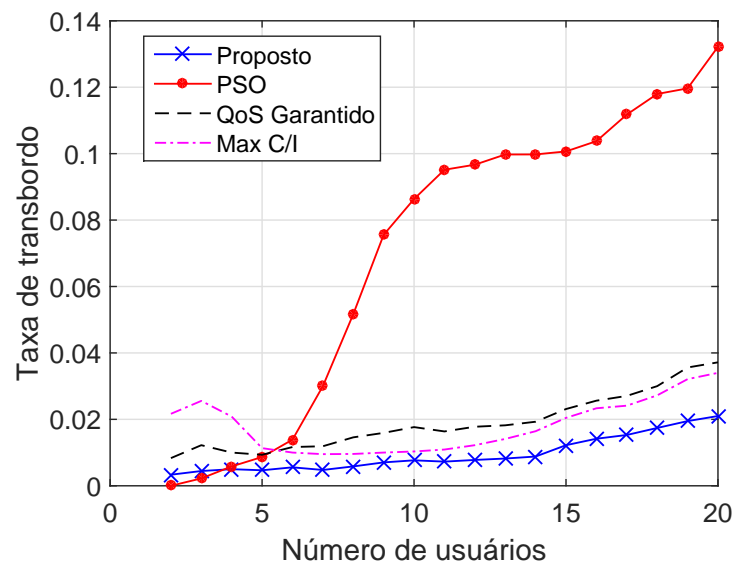


Figura 6.67: Probabilidade de Transbordo do buffer x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

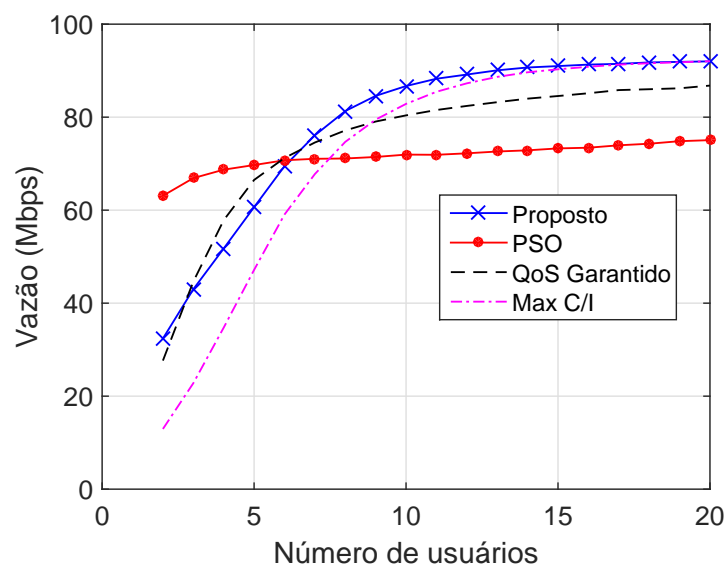


Figura 6.68: Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

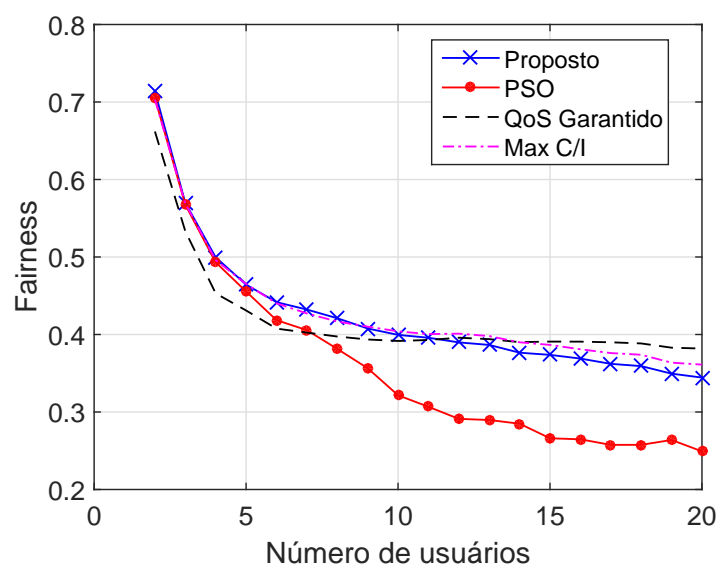


Figura 6.69: Fairness x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

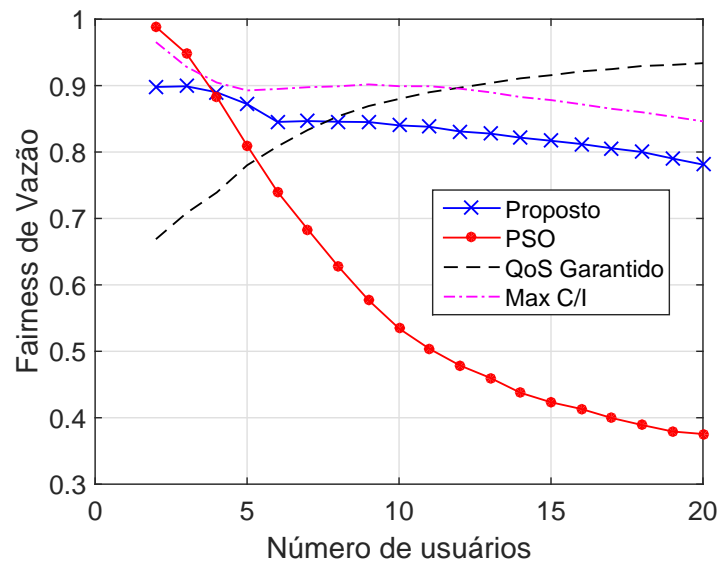


Figura 6.70: Fairness de vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

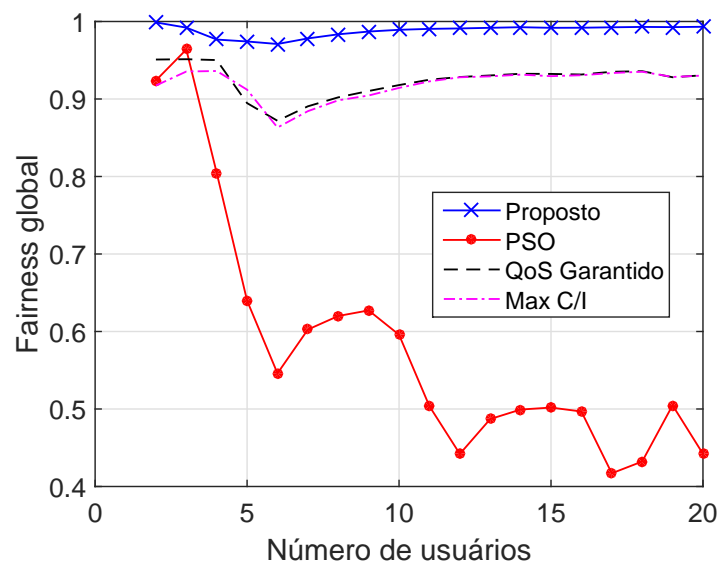


Figura 6.71: Fairness global x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

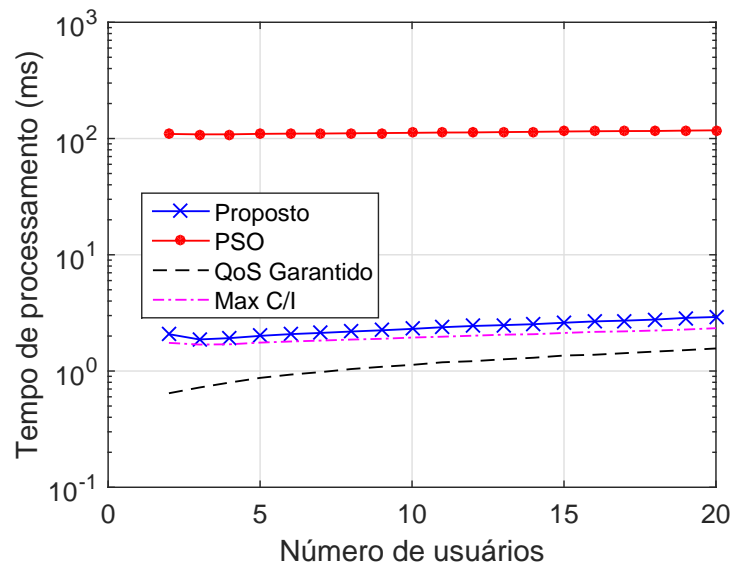


Figura 6.72: Tempo de Processamento x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

Resultados para: série SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz

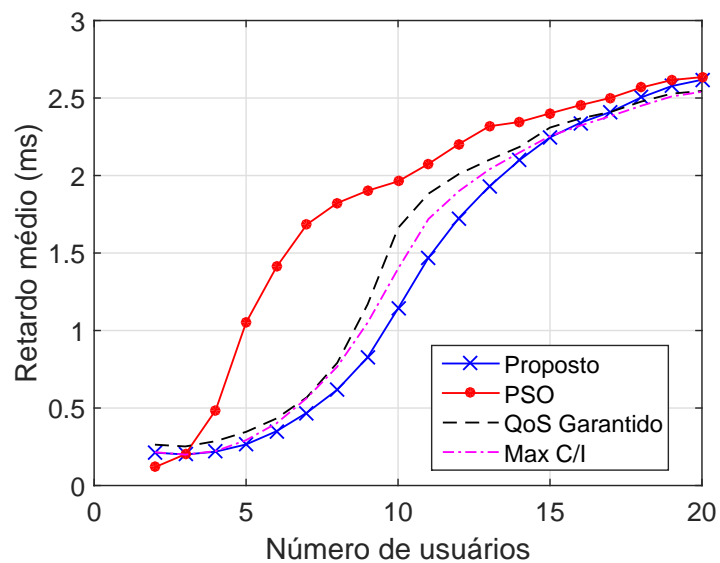


Figura 6.73: Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

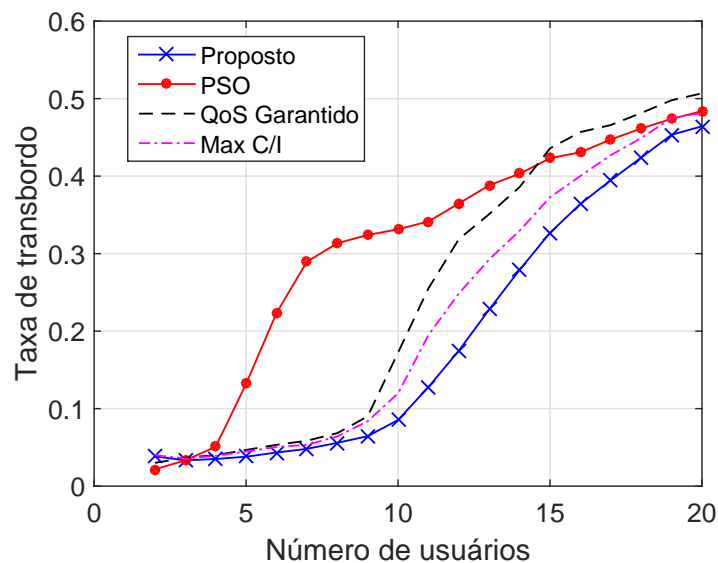


Figura 6.74: Probabilidade de Transbordo do buffer x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

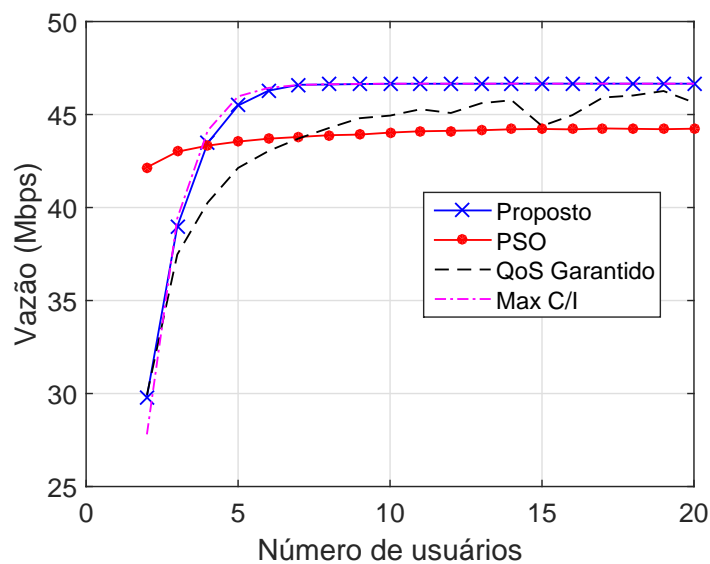


Figura 6.75: Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

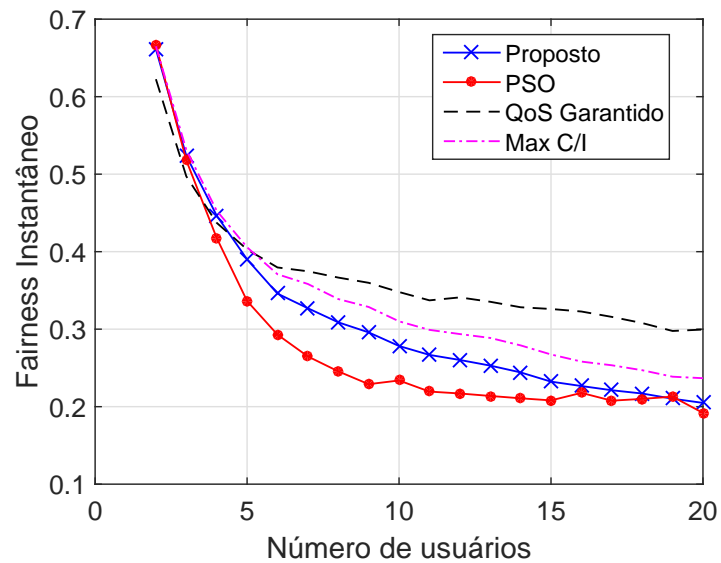


Figura 6.76: Fairness \times Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

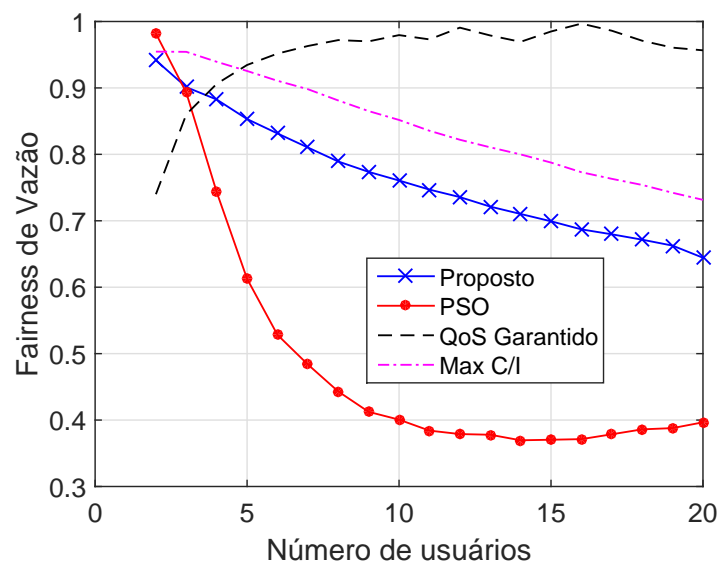


Figura 6.77: Fairness de vazão \times Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

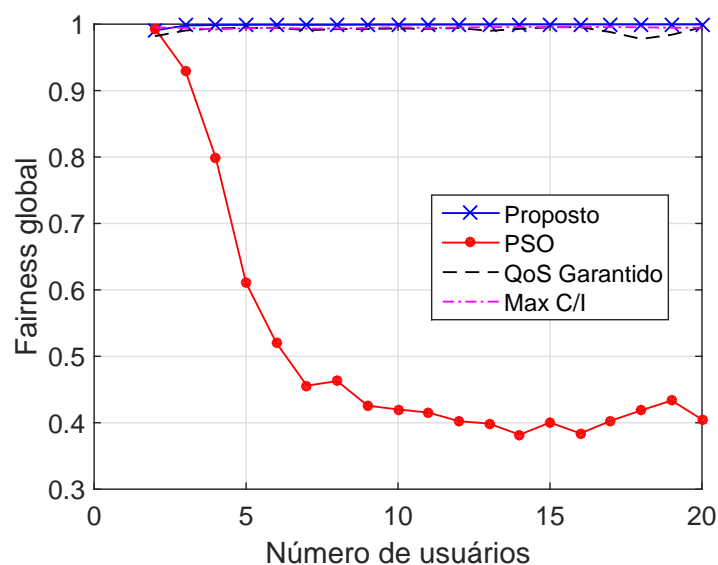


Figura 6.78: Fairness global \times Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

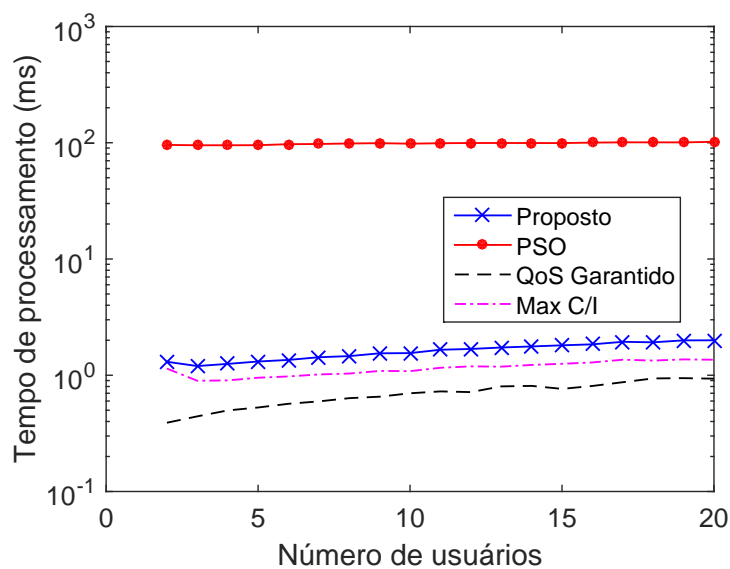


Figura 6.79: Tempo de Processamento \times Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 10 MHz.

Resultados para: série SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz

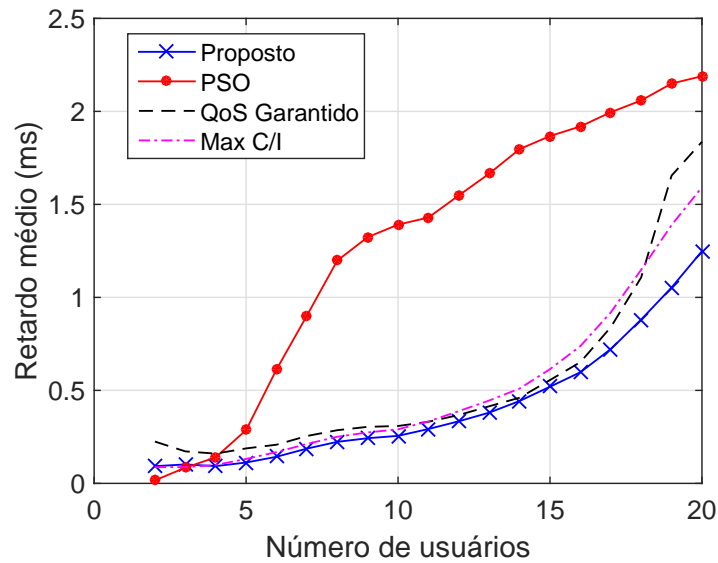


Figura 6.80: Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

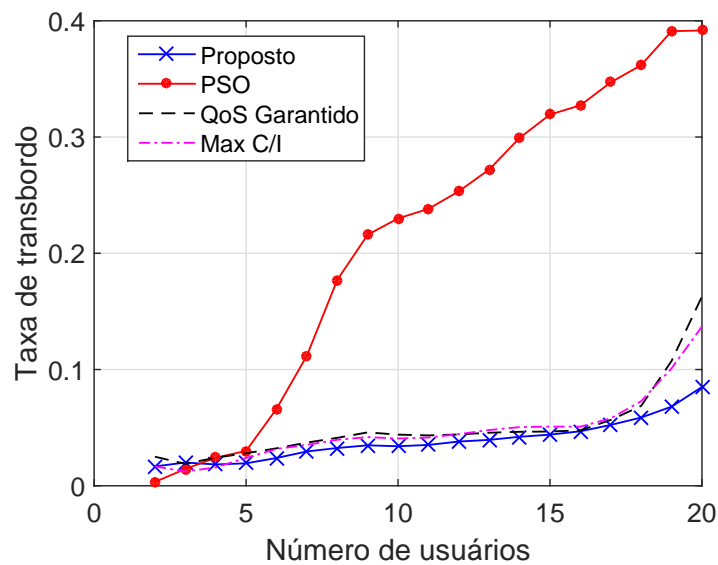


Figura 6.81: Probabilidade de Transbordo do buffer x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

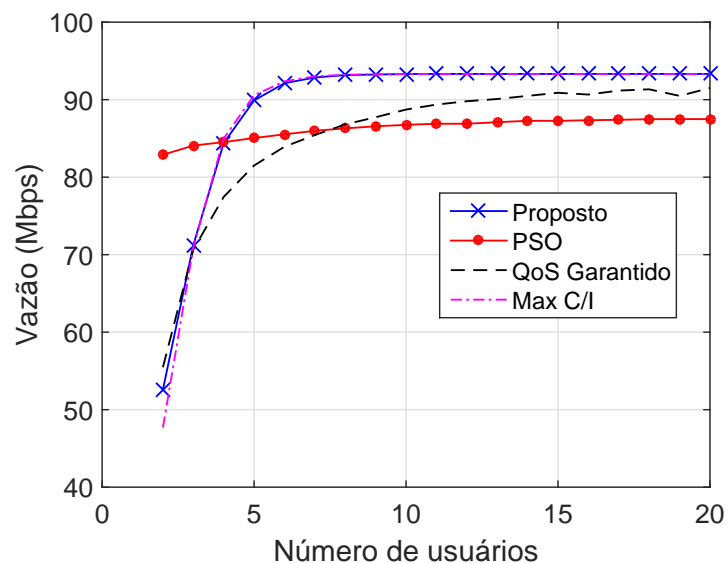


Figura 6.82: Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

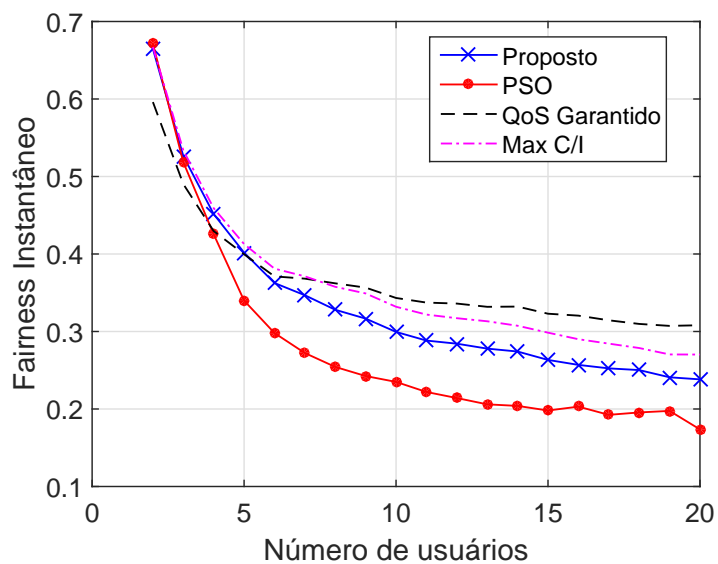


Figura 6.83: Fairness x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

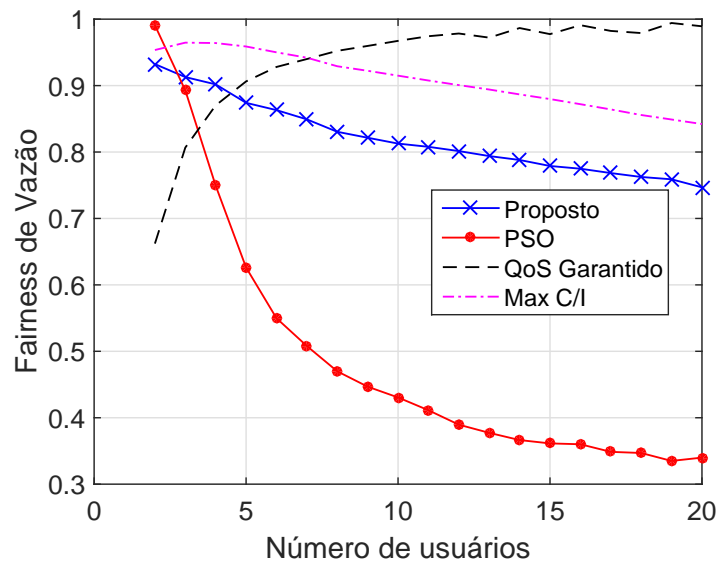


Figura 6.84: Fairness de vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

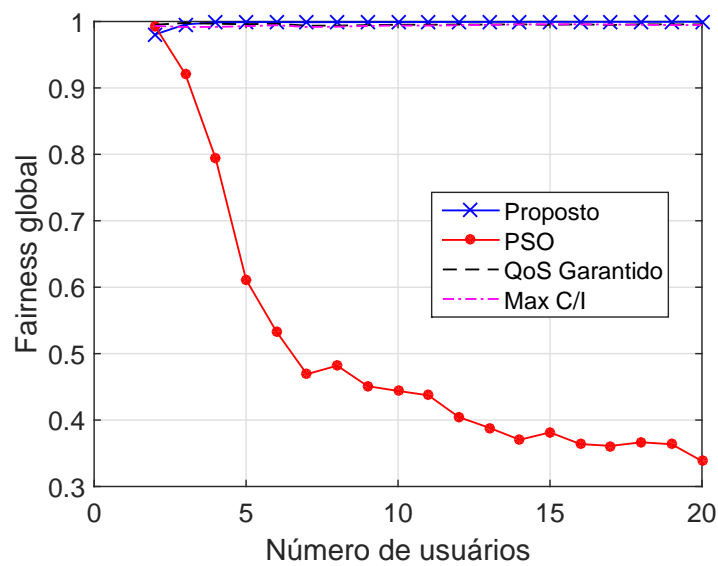


Figura 6.85: Fairness global x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

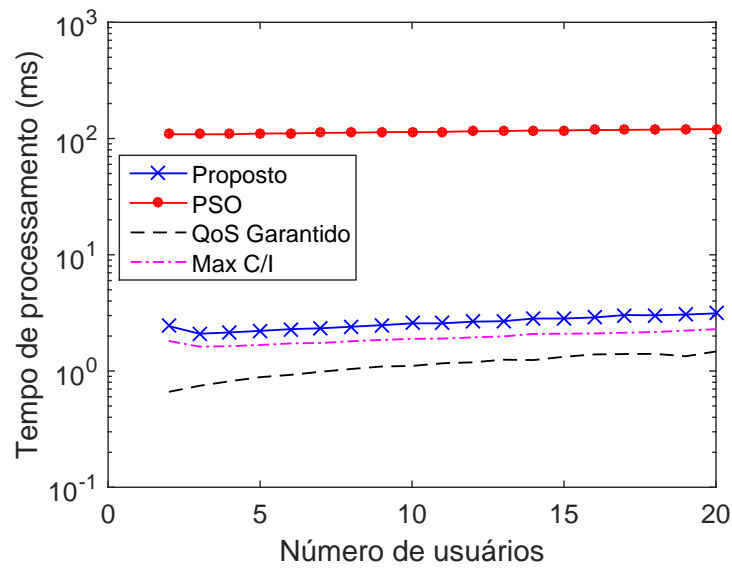


Figura 6.86: Tempo de Processamento x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal AWGN e largura de banda de 20 MHz.

Resultados para: série SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz

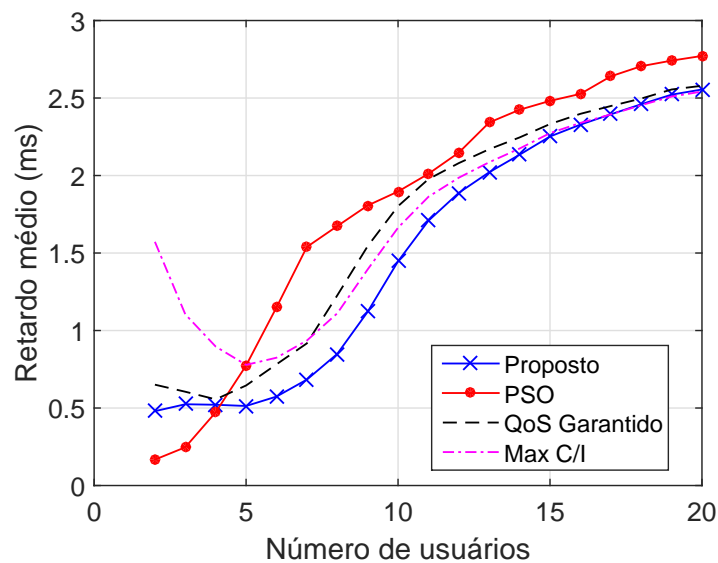


Figura 6.87: Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

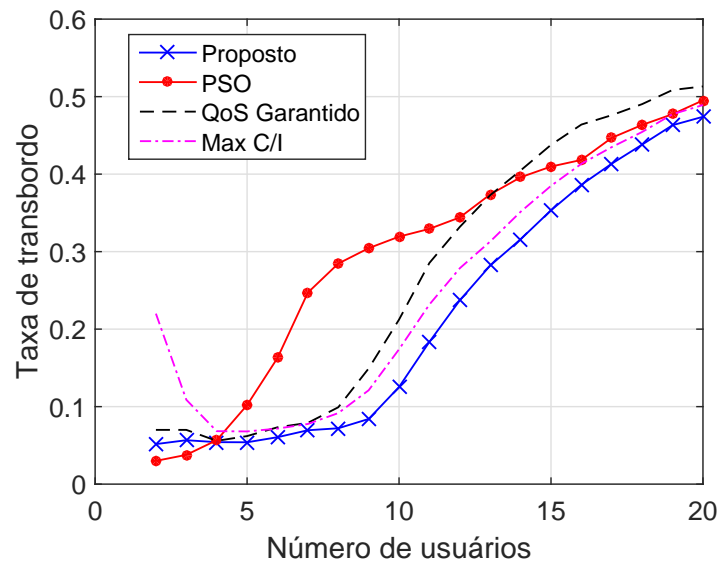


Figura 6.88: Probabilidade de Transbordo do buffer x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

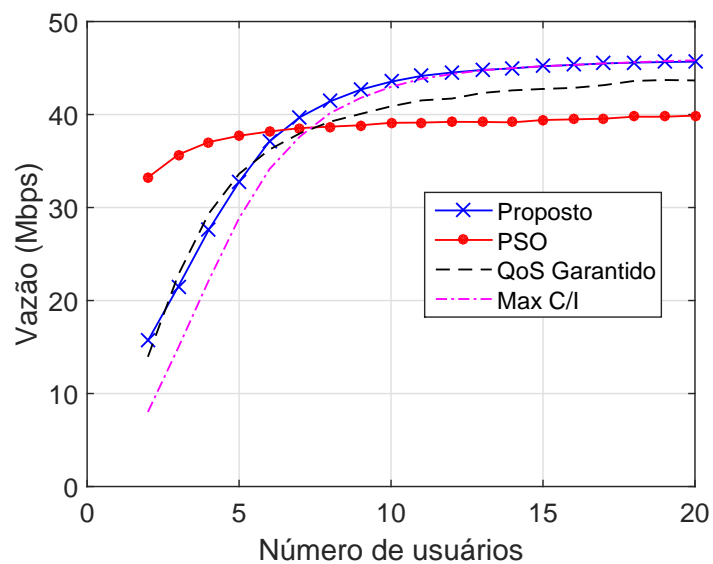


Figura 6.89: Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

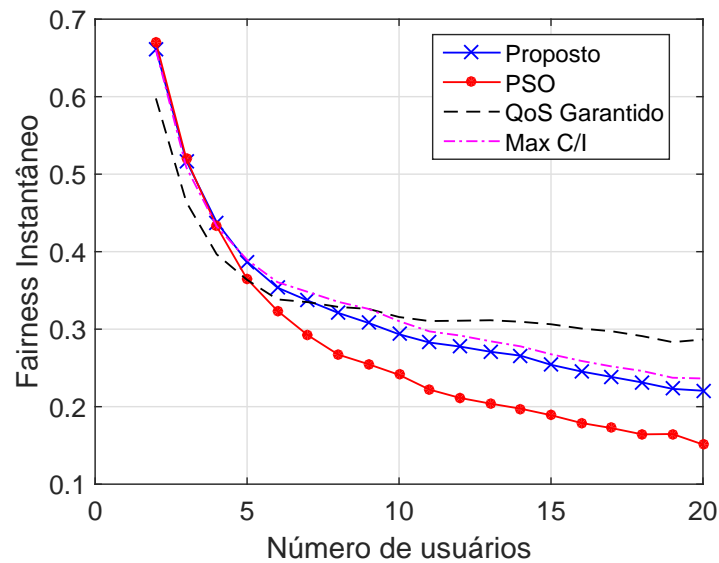


Figura 6.90: Fairness \times Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

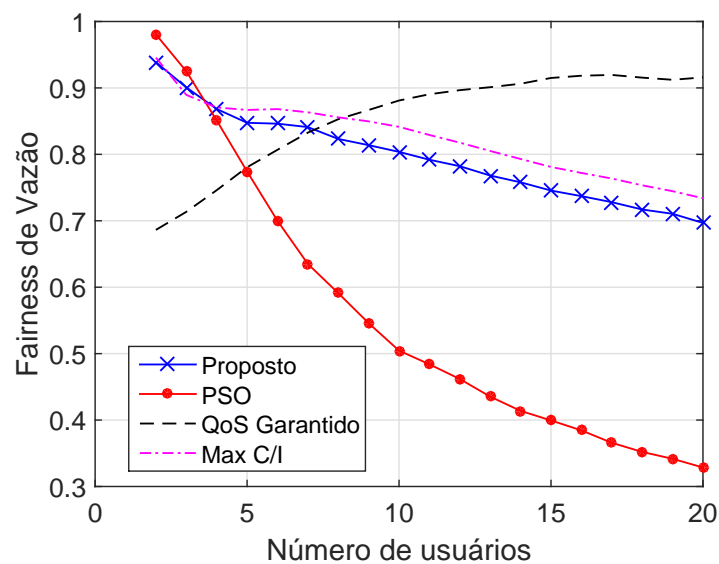


Figura 6.91: Fairness de vazão \times Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

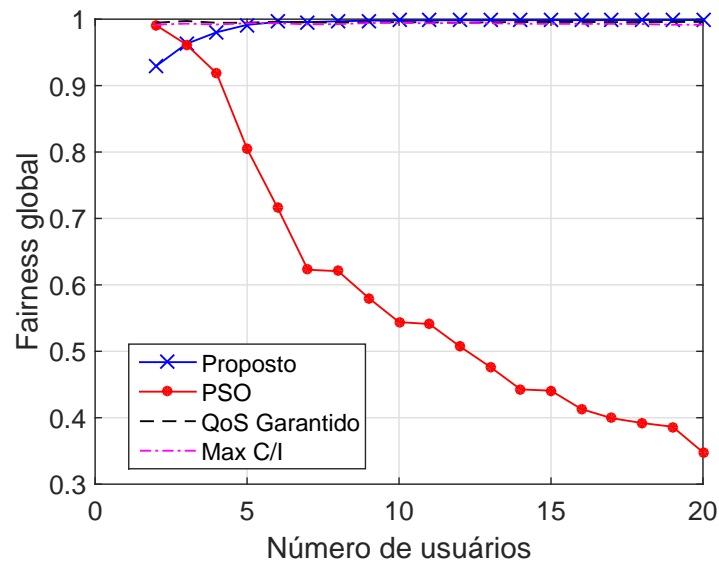


Figura 6.92: Fairness global x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

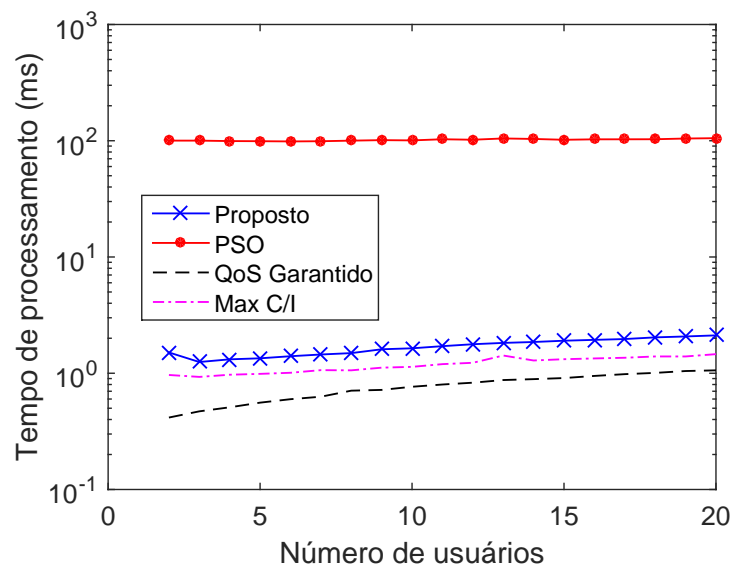


Figura 6.93: Tempo de Processamento x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz.

Resultados para: série SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz

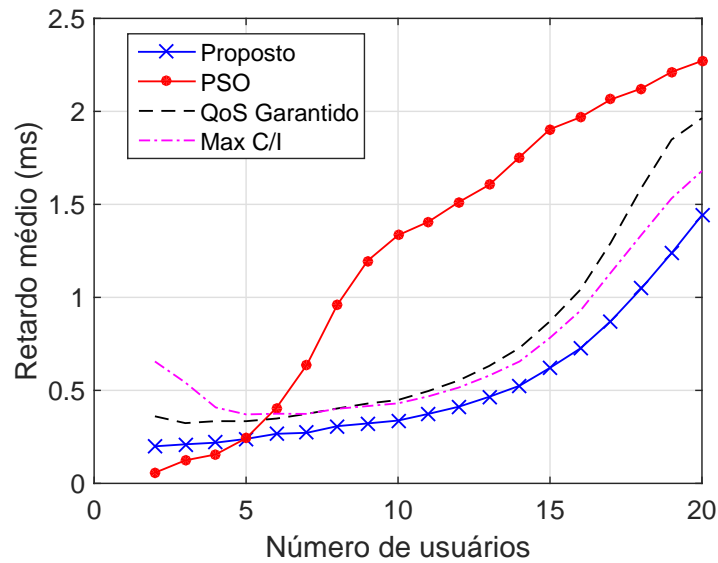


Figura 6.94: Retardo médio x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

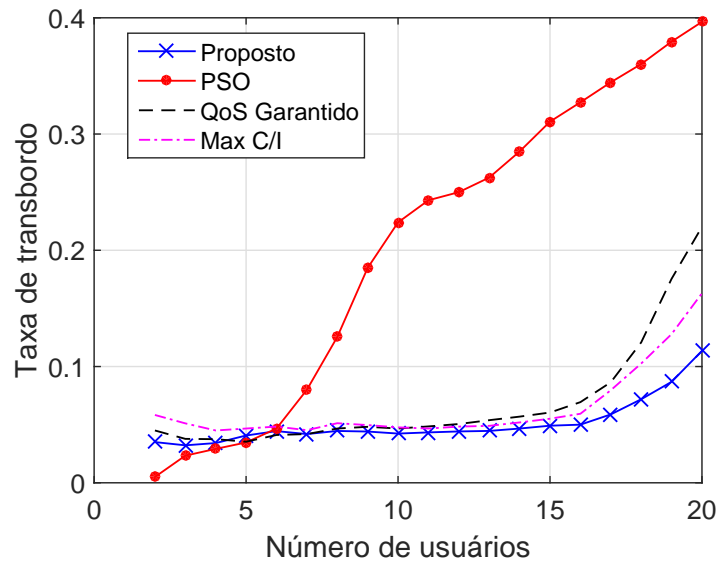


Figura 6.95: Probabilidade de Transbordo do buffer x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

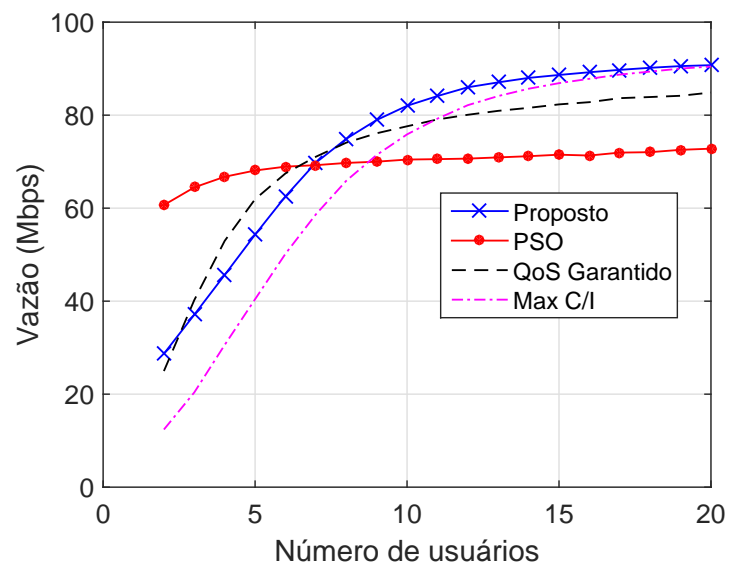


Figura 6.96: Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

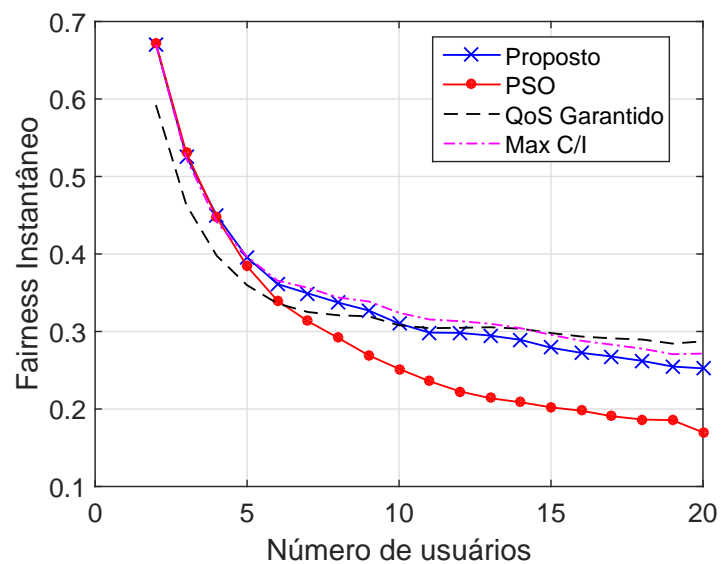


Figura 6.97: Fairness x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

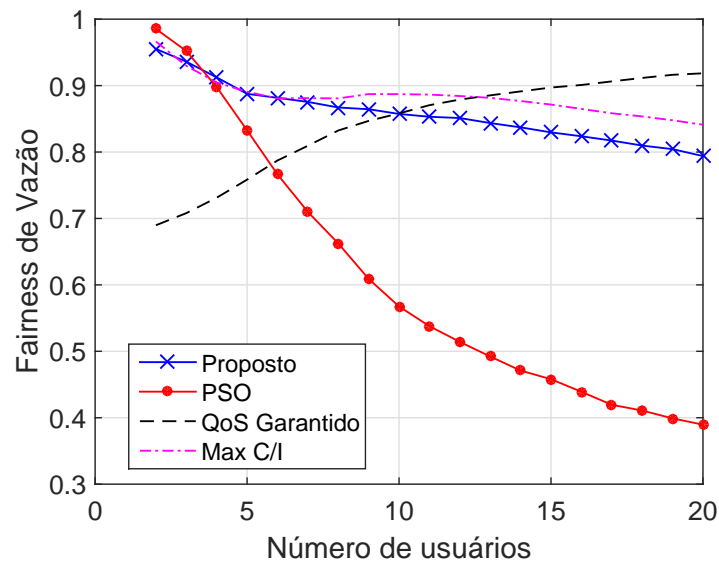


Figura 6.98: Fairness de vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

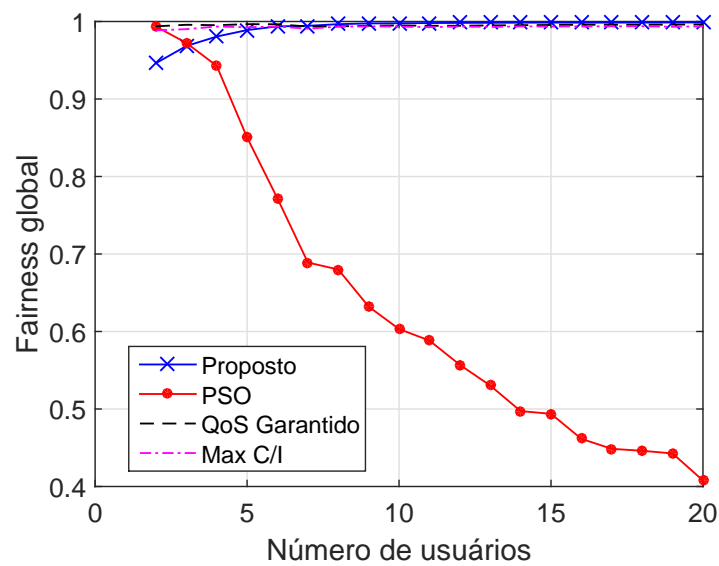


Figura 6.99: Fairness global x Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

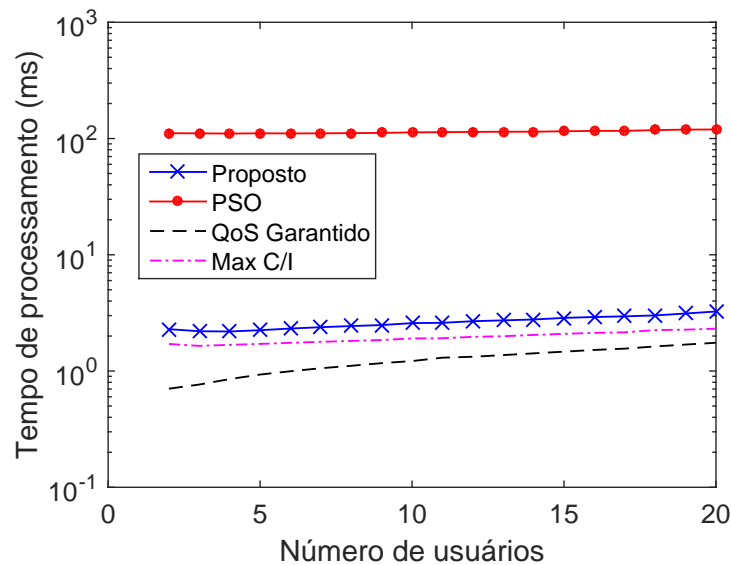


Figura 6.100: Tempo de Processamento \times Número de Usuários – Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

6.9.3 Resultados e Discussões para o Algoritmo Proposto 3

Nesta seção, são apresentados os resultados obtidos utilizando o algoritmo de escalonamento baseado na curva de serviço mínima (*Algoritmo Proposto 3*).

As Figuras 6.101 a 6.107 foram obtidas considerando a série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz. Esses resultados são similares aos resultados obtidos utilizando o *Algoritmo Proposto 2*. Resultados similares a esses foram obtidos para outras configurações de canal e de largura de banda.

A diferença entre o *Algoritmo Proposto 2* e o *Algoritmo Proposto 3* é que esse, ao utilizar o conceito de curva de serviço mínima oferece a possibilidade de garantir retardo, ao passo que aquele não leva em consideração essa possibilidade.

As Figuras 6.108 a 6.111 apresentam os resultados de retardo máximo obtidos por meio de simulação e os valores de retardo máximo que podem ser garantidos pelo *Algoritmo Proposto 3*. Note, por meio dessas figuras, que ao considerar um valor pré-definido para o retardo máximo ($d_{\text{definido}}^{\text{max}}$) o qual não pode ser violado, o número de usuários admitidos pode ser limitado pelo *Algoritmo Proposto 3*. No entanto, as figuras apresentam as simulações para até 20 usuários com o objetivo de verificar a possibilidade de violação de $d_{\text{definido}}^{\text{max}}$, quando mais usuários são admitidos.

Por exemplo, para $d_{\text{definido}}^{\text{max}} = 100$ ms o *Algoritmo Proposto 3* admite 8 usuários para um canal de 10 MHz (Figura 6.108) e 17 usuários para um canal de 20 MHz (Figura 6.108). As Figuras 6.108 e 6.109 apresentam os resultados para o cenário comum. O cenário comum é obtido a partir de uma simulação aleatória para a SNR (média 15 dB e variância 5 dB). As Figuras 6.110 e 6.111 apresentam os resultados para o cenário

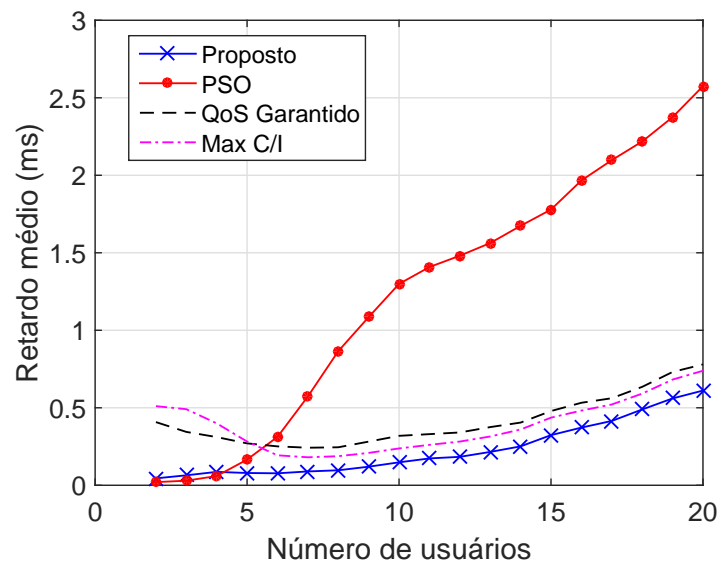


Figura 6.101: Retardo médio \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

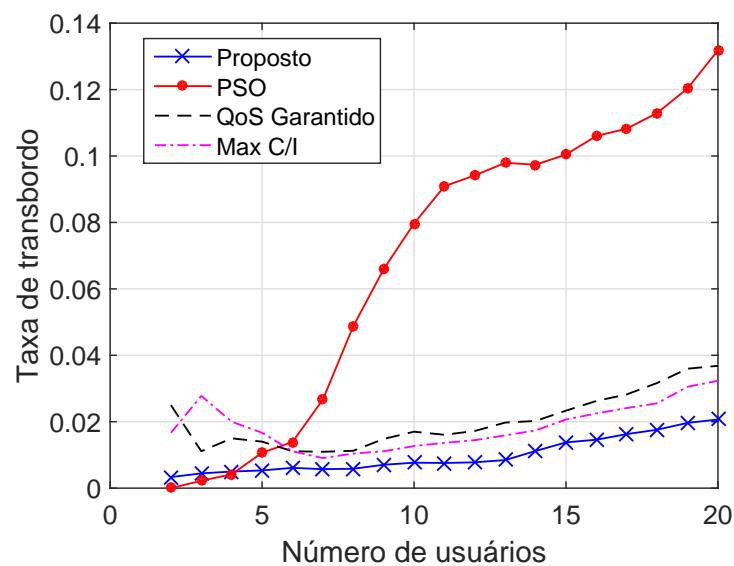


Figura 6.102: Probabilidade de Transbordo do buffer \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

ruidoso. O cenário ruidoso é obtido utilizando os valores mais baixos de SNR encontrados no cenário comum. A simulação com o cenário ruidoso tem por objetivo avaliar a possibilidade de violação do retardo máximo garantido. Os resultados dessas simulações mostram que para $d_{definido}^{max} = 100$ ms, não foram observadas violações no cenário comum (10 e 20 MHz) e no cenário ruidoso com canal de 20 MHz. Entretanto, para o cenário ruidoso com canal de 10 MHz (Figura 6.110) a admissão de 19 ou 20 usuários viola o valor de $d_{definido}^{max}$. Portanto, apesar do retardo máximo garantido apresentar valores

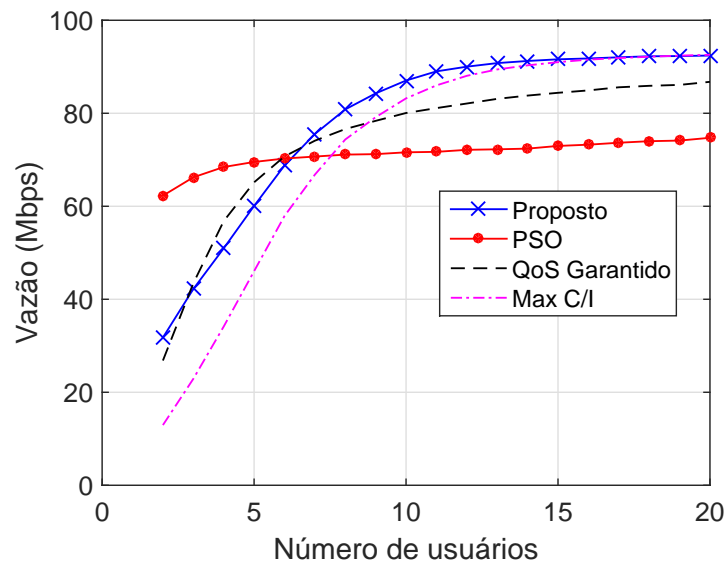


Figura 6.103: Vazão x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

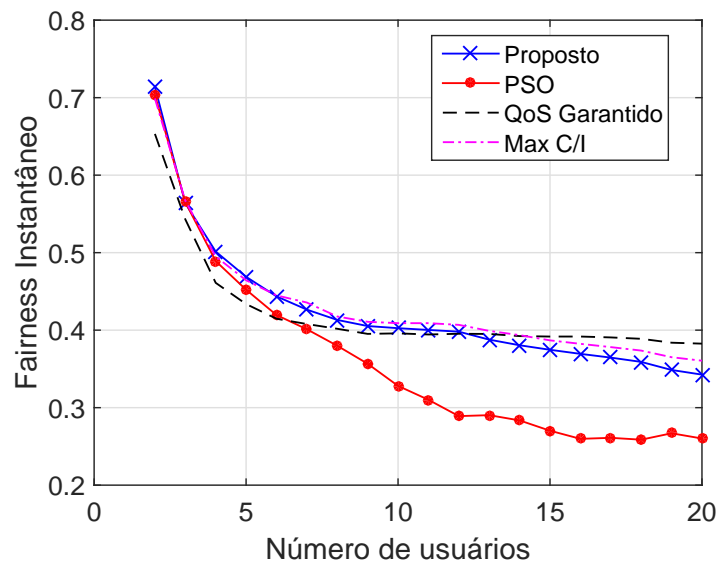


Figura 6.104: Fairness x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

conservadores (bem superiores aos valores observados em geral nas simulações), essa abordagem tem por objetivo garantir que o retardo máximo definido ($d_{definido}^{max}$) não será violado em cenários com baixa qualidade do canal de comunicação.

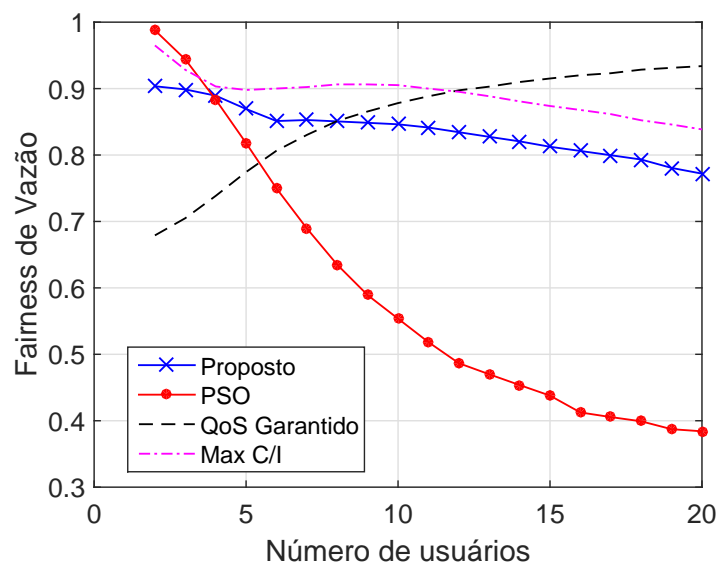


Figura 6.105: Fairness de vazão \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

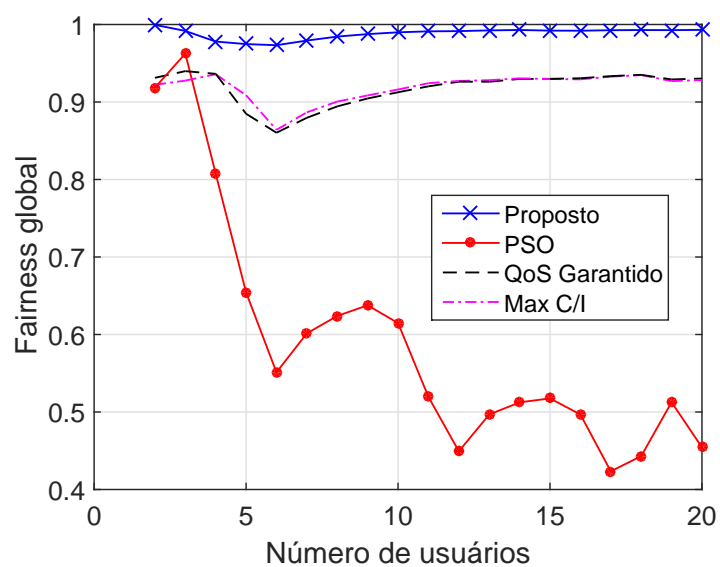


Figura 6.106: Fairness global \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

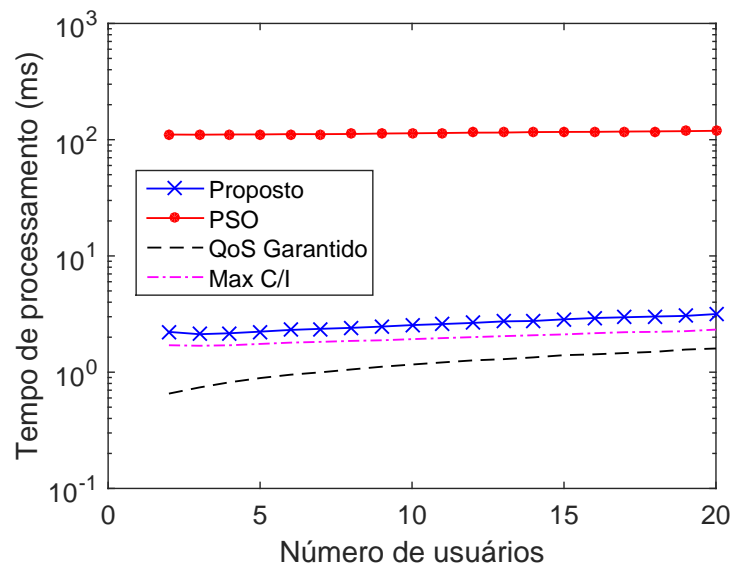


Figura 6.107: Tempo de Processamento \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz.

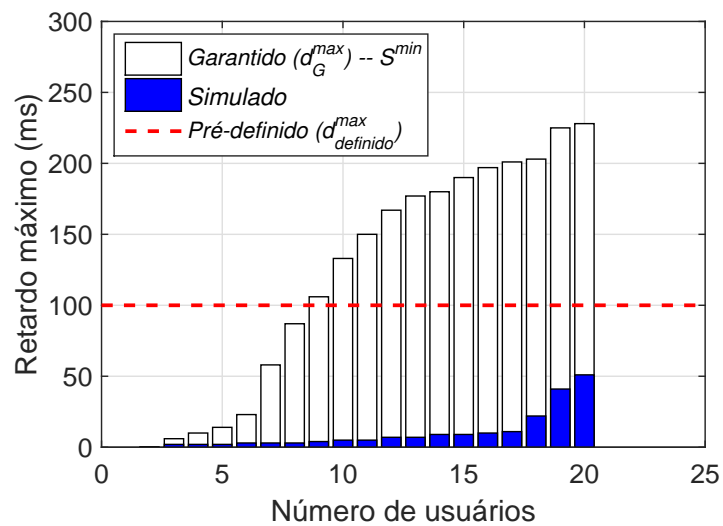


Figura 6.108: Retardo Máximo \times Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz - Cenário comum.

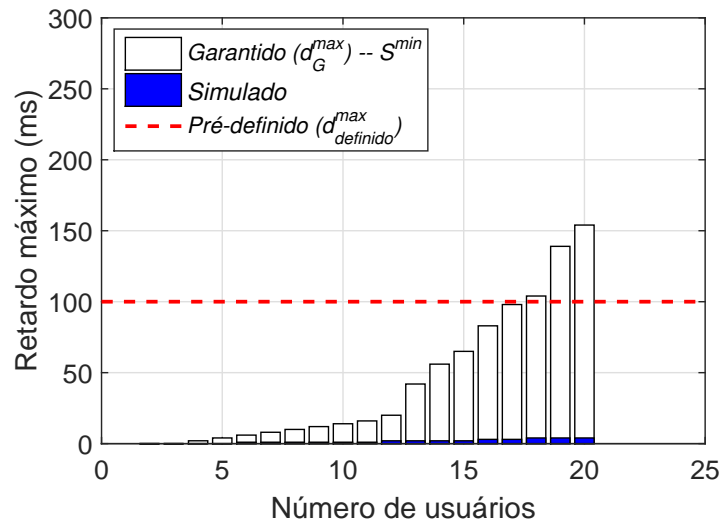


Figura 6.109: Retardo Máximo x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz - Cenário comum.

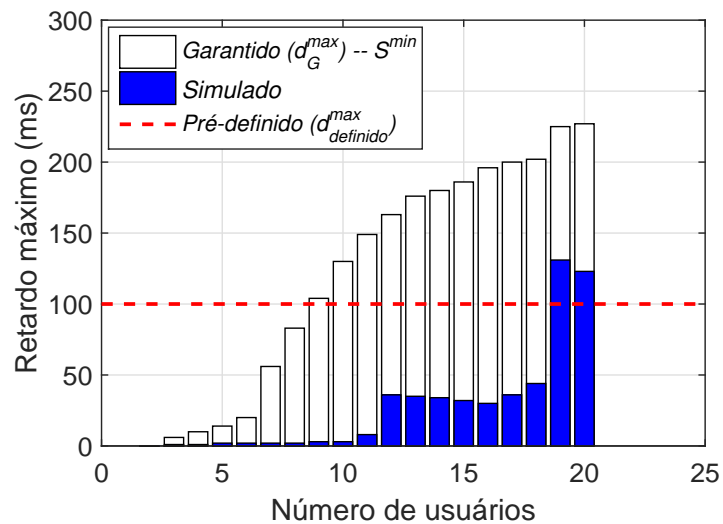


Figura 6.110: Retardo Máximo x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 10 MHz - Cenário ruidoso.

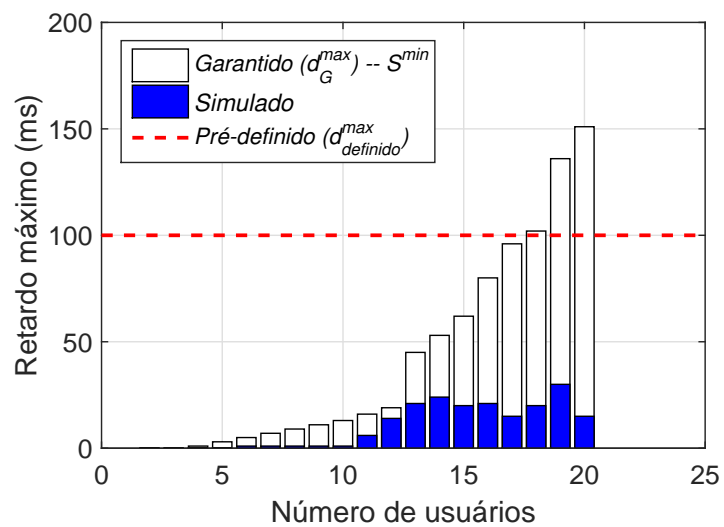


Figura 6.111: Retardo Máximo x Número de Usuários – Série de tráfego real Waikato1, canal Rayleigh e largura de banda de 20 MHz - Cenário ruidoso.

Conclusões e Trabalhos Futuros

Neste trabalho, uma abordagem para modelagem adaptativa do tráfego de redes foi desenvolvida utilizando uma cascata multiplicativa no domínio *Wavelet*. Os resultados das simulações mostraram que o Modelo Multifractal proposto é capaz de caracterizar o comportamento das séries de tráfego de redes analisadas, visto que em geral foram obtidos resultados com desempenho superior aos modelos VVGM, VSCM, MWM e MMPP. Em outras palavras, em geral foram obtidos erros (EQM) menores para a média, variância, função de autocorrelação (ACF) e taxa de transbordo do *buffer* simulada em um sistema com um servidor e uma fila com *buffer* finito alimentado pelas séries de tráfego sintéticas. Esses resultados indicam que o cálculo recursivo dos parâmetros dos multiplicadores de uma cascata no domínio *Wavelet* pode ser feito calculando os momentos dos coeficientes de escala, com ganhos significativos de desempenho.

Para o Modelo Multifractal Adaptativo, foi proposta uma equação para cálculo do processo envelope que leva em consideração o primeiro momento dos coeficientes de escala da cascata multifractal, estimado adaptativamente por meio dos parâmetros α e β . Os resultados apresentados mostraram que, em geral, o processo envelope proposto foi mais eficiente (apresentou menor EQM) em descrever o processo envelope real quando comparado aos processos Bm, fBm e mBm.

Além disso, deduziu-se uma equação para estimação de probabilidade de transbordo do *buffer* em um sistema de servidor único, fila única e *buffer* finito, cuja aplicação foi estendida a um ambiente multiusuário de rede sem fio baseado na tecnologia OFDM, onde os recursos são compartilhados entre os usuários utilizando um algoritmo de escalonamento do tipo *round-robin*. Para tanto, uma curva de serviço foi utilizada. As estimativas de probabilidade de transbordo do *buffer* obtidas utilizando a equação proposta apresentaram menor EQM quando comparadas àquelas obtidas por meio das abordagens MSQ e CDTSQ.

Posteriormente, mostrou-se que para a rede OFDM considerada é possível, por meio do Cálculo de Rede, estimar o retardo máximo experimentado pelos usuários. Para tanto, utilizou-se o processo envelope proposto e a curva de serviço para a rede OFDM. Os resultados apresentados indicam que as estimativas de retardo máximo calculadas

aproximam-se dos valores reais observados nas simulações à medida que o processo envelope utilizado aproxima-se do processo envelope real.

Em seguida, considerou-se uma rede LTE e foi proposto um algoritmo de escalonamento de recursos sensível às condições do canal e ao comportamento de fila. Para tanto, utilizou-se o conceito de EESM para modelar as condições do canal de comunicação e a equação proposta para cálculo da probabilidade de transbordo do *buffer* baseada no Modelo Multifractal Adaptativo. O algoritmo proposto reduziu retardo e taxa de transbordo e apresentou vazão total comparável a outros escalonadores presentes na literatura. Além disso, foi proposta uma curva de serviço mínima para o usuário da rede LTE e baseado nessa curva de serviço, estendeu-se o algoritmo de escalonamento proposto para garantir retardo, isto é, ao utilizar a curva de serviço mínima no algoritmo de escalonamento de recursos da rede LTE, a proposta garante que os usuários não experimentarão retardo superior a um valor pré-definido em um contrato de serviço (SLA - *Service Level Agreement*).

Por fim, ressalta-se que ao serem utilizados os parâmetros do Modelo Multifractal proposto como base para as estimativas de probabilidade de transbordo do *buffer*, processo envelope, tamanho da fila (*backlog*) e retardo, esta tese propõe uma abordagem adaptativa integrada de modelagem e estimativa de parâmetros de QoS para o tráfego de redes. As simulações conduzidas tanto em ambiente genérico de rede sem fio baseado na tecnologia OFDM quanto em um cenário de rede LTE mostraram que o conjunto de ferramentas proposto apresenta estimativas de parâmetros de QoS mais precisas ou comparáveis a outras abordagens presentes na literatura.

As abordagens propostas neste trabalho foram aplicadas a um sistema simplificado de rede sem fio baseado na tecnologia OFDM e em um cenário de rede LTE versão 8. Como trabalho futuro, pretende-se investigar o desempenho das abordagens propostas em um cenário de rede sem fio LTE-A (versão 10), onde recursos como o MIMO (*Multiple-Input Multiple-Output*) são utilizados.

Pretende-se também levar em consideração em trabalhos futuros as características que estarão presentes nas redes de comunicações móveis de quinta geração (5G), dentre as quais estão taxas de transmissão acima daquelas praticadas no 4G e latência na ordem de alguns milissegundos. Ao proporcionarem altas taxas de *download* e *upload* e baixo retardo, as redes 5G poderão impactar o comportamento dos usuários de dispositivos móveis aumentando seu tempo de atividade na rede e tornando mais intenso o tráfego gerado por cada usuário.

De fato, com o aumento do número de dispositivos conectados e da acessibilidade à informação na rede, espera-se que no 5G o conceito de computação ubíqua esteja mais próximo da realidade, tornando as aplicações mais sensíveis ao retardo e com exigências de taxas de transmissão variáveis, o que poderá acarretar rajadas nas redes e

influenciar o grau de autossimilaridade presente nos fluxos de tráfego e na dependência a longo prazo. Para a descrição do tráfego proveniente dessas redes, espera-se que os modelos multifractais apresentem bom desempenho por se mostrarem capazes de capturar o decaimento da função de autocorrelação e o comportamento de fila dos fluxos de tráfego. Portanto, deseja-se investigar a aplicação do Modelo Multifractal Adaptativo e dos algoritmos propostos nesta tese para análise e provisão de Qualidade de Serviço (QoS) para as redes 5G.

Além disso, a avaliação do impacto das variações dos parâmetros do Modelo Multifractal Adaptativo sobre a descrição dos fluxos de tráfego merece um trabalho específico. Isto é, pretende-se medir o quanto as variações dos parâmetros μ , σ , α e β do modelo proposto influenciam a modelagem, por exemplo, da função de autocorrelação, do parâmetro de Hurst e as estimativas de probabilidade de transbordo do *buffer*.

Referências Bibliográficas

- [1] **The internet traffic archive.** <http://ita.ee.lbl.gov>. Último acesso em 23-09-2016.
- [2] **Kim, s. et al. dataset of bittorrent traffic on korea telecom's mobile wi-max network.** <http://crawdad.cs.dartmouth.edu/snu/bittorrent/>. Último acesso em 23-09-2016.
- [3] **The university of kansas - information and telecommunication technology center (ittc).** <http://www.ittc.ku.edu/~frost/NSF-QoS-Project/index3.htm>. Último acesso em 23-09-2016.
- [4] **Waikato university - computer science department - wand network research group.** <http://wand.net.nz/wits/waikato/8/>. Último acesso em 23-09-2016.
- [5] ABRY, P.; BARANIUK, R.; FLANDRIN, P.; RIEDI, R.; VEITCH, D. **Multiscale nature of network traffic.** *IEEE Signal Processing Magazine*, 19(3):28–46, 2002.
- [6] AGRAWAL, R.; CRUZ, R.; OKINO, C. M.; RAJAN, R. **A framework for adaptive service guarantees.** Citeseer.
- [7] AHMED, H.; JAGANNATHAN, K.; BHASHYAM, S. **Queue-aware optimal resource allocation for the lte downlink with best subband feedback.** *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 14(9):4923–4933, 2015.
- [8] ANGRISHI, K. **An end-to-end stochastic network calculus with effective bandwidth and effective capacity.** *Computer Networks*, 57(1):78 – 84, 2013.
- [9] AQUINO, V. A. E BARRIA, J. A. **Multiresolution fir neural-network-based learning algorithm applied to network traffic prediction.** *IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics-Part C: Applications and Reviews*, 36(2):208 – 220, 2006.
- [10] ARSLAN, H.; YARKAN, S. **Real-time measurements for adaptive and cognitive radio systems.** *Eurasip Journal on Wireless Communications and Networking*, 2009:21, 2009.

- [11] BACCELLI, F.; COHEN, G.; OLSDER, G. J.; QUADRAT, J.-P. **Synchronization and linearity: an algebra for discrete event systems**. John Wiley & Sons Ltd, 1992.
- [12] BAKER, M.; SESIA, S.; TOUFIK, I. **Lte-the umts long term evolution from theory to practice**, 2011.
- [13] BALI, S.; FROST, V. S. **An algorithm for fitting mmp to ip traffic traces**. *IEEE Communications Letters*, 11(2):207–209, 2007.
- [14] BRUNEO, D.; DISTEFANO, S. **Quantitative Assessments of Distributed Systems: Methodologies and Techniques**. John Wiley & Sons, 2015.
- [15] CAI, J.; SHEN, X.; MARK, J. W. **Downlink resource management for packet transmission in ofdm wireless communication systems**. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 4(4):1688–1703, 2005.
- [16] CHANG, C.-S. **On deterministic traffic regulation and service guarantees: a systematic approach by filtering**. *IEEE Transactions on Information Theory*, 44(3):1097–1110, 1998.
- [17] CHI, C.; LAM, K. **Content Computing: Advanced Workshop on Content Computing, AWCC 2004, Zhen Jiang, Jiang Su, China, November 15-17, 2004, Proceedings**. Lecture Notes in Computer Science. Springer Berlin Heidelberg, 2005.
- [18] CHUI, C. **An Introduction to Wavelets**. Wavelet analysis and its applications. Academic Press, 1992.
- [19] COSTARELLI, D.; SPIGLER, R. **How sharp is the jensen inequality?** *Journal of Inequalities and Applications*, 2015(1):1, 2015.
- [20] COX, C. **An introduction to LTE: LTE, LTE-advanced, SAE and 4G mobile communications**. John Wiley & Sons, 2012.
- [21] CRUZ, R. L. **A calculus for network delay. i. network elements in isolation**. *Information Theory, IEEE Transactions on*, 37(1):114–131, 1991.
- [22] CZYLWIK, A. **Adaptive ofdm for wideband radio channels**. In: *Global Telecommunications Conference, 1996. GLOBECOM'96. Communications: The Key to Global Prosperity*, volume 1, p. 713–718. IEEE, 1996.
- [23] DAHLMAN, E.; PARKVALL, S.; SKOLD, J.; BEMING, P. **3G Evolution: HSPA and LTE for Mobile Broadband**. 3G Evolution Series. Elsevier Science, 2010.

- [24] DONG, YQ ; FAN, P. . L. K. . M. R. **Performance analysis for buffer-aided communication over block rayleigh fading channels: queue length distribution, overflow probability, and epsilon-overflow rate.** *Wireless Communications Mobile Computing*, 12(18):1581 – 1591, 2012'.
- [25] DONTI, S. N.; MEHTA, N. B. **An accurate model for eesm and its application to analysis of cqi feedback schemes and scheduling in lte.** *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 10(10):3436–3448, 2011.
- [26] DUFFIELD, N. G.; O'CONNELL, N. **Large deviations and overflow probabilities for the general single-server queue, with applications.** *Mathematical Proceedings of the Cambridge Philosophical Society*, 118(2):363–374, Sept. 1995.
- [27] EKLUND, C.; MARKS, R. B.; OTHERS. **IEEE standard 802.16: a technical overview of the wirelessman air interface for broadband wireless access.** *IEEE communications magazine*, 40(6):98–107, 2002.
- [28] EMIRIS, I. Z.; PAN, V. Y.; YU, Y. **Modular arithmetic for linear algebra computations in the real field.** *Journal of Symbolic Computation*, 26(1):71–87, 1998.
- [29] FEI, H.; ZHIMEI, W. **Multifractal analysis and model of the mpeg-4 video traffic.** In: *Performance, Computing, and Communications Conference, 2003. Conference Proceedings of the 2003 IEEE International*, 2003.
- [30] FELDMANN, A.; GILBERT, A. C.; WILLINGER, W. **Data networks as cascades: Investigating the multifractal nature of internet wan traffic.** p. 42–55, 1998.
- [31] FIDLER, M. **Survey of deterministic and stochastic service curve models in the network calculus.** *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, 12(1):59–86, 2010.
- [32] FONSECA, N. L.; MAYOR, G. S.; NETO, C. A. **On the equivalent bandwidth of self-similar sources.** *ACM Transactions on Modeling and Computer Simulation (TOMACS)*, 10(2):104–124, 2000.
- [33] GAVRILOVSKA, L.; TALEVSKI, D. **Novel scheduling algorithms for lte downlink transmission.** In: *Telecommunications Forum (TELFOR), 2011 19th*, p. 398–401. IEEE, 2011.
- [34] GHOSH, A.; RATASUK, R. **Essentials of LTE and LTE-A.** The Cambridge Wireless Essentials Series. Cambridge University Press, 2011.
- [35] GIULIANO, R.; MAZZENGA, F. **Exponential effective sinr approximations for ofdm/ofdma-based cellular system planning.** *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 8(9):4434–4439, 2009.

- [36] GUAN, N.; ZHOU, Y.; TIAN, L.; SUN, G.; SHI, J. **Qos guaranteed resource block allocation algorithm for lte systems**. In: *2011 IEEE 7th International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications (WiMob)*, p. 307–312. IEEE, 2011.
- [37] HAYKIN, S.; MOHER, M.; KOILPILLAI, D. **Modern Wireless Communications**. Pearson, 2011.
- [38] HEFFES, H.; LUCANTONI, D. **A markov modulated characterization of packetized voice and data traffic and related statistical multiplexer performance**. *IEEE Journal on selected areas in communications*, 4(6):856–868, 1986.
- [39] HEYMAN, D. P.; LUCANTONI, D. **Modeling multiple ip traffic streams with rate limits**. *IEEE/ACM transactions on networking*, 11(6):948–958, 2003.
- [40] HUANG, J.-J.; LIN, W.-K.; KO, H.-H. **A resource allocation algorithm for maximizing packet transmissions in downlink lte cellular systems**. In: *TENCON 2011-2011 IEEE Region 10 Conference*, p. 445–449. IEEE, 2011.
- [41] HUANG, J.; SUBRAMANIAN, V. G.; AGRAWAL, R.; BERRY, R. A. **Downlink scheduling and resource allocation for ofdm systems**. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 8(1):288–296, 2009.
- [42] HUANG, J.; XIONG, Z.; LIU, Y.; DUAN, Q.; HE, Y.; LV, J.; WANG, J. **Multi-priority scheduling using network calculus: Model and analysis**. In: *2013 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, p. 1464–1469. IEEE, 2013.
- [43] JAGERMAN, D. L.; MELAMED, B.; WILLINGER, W. **Stochastic modeling of traffic processes**. In: *Frontiers in queueing*, p. 271–320. CRC Press, Inc., 1998.
- [44] JAIN, R.; CHIU, D.-M.; HAWKES, W. R. **A quantitative measure of fairness and discrimination for resource allocation in shared computer system**, volume 38. Eastern Research Laboratory, Digital Equipment Corporation Hudson, MA, 1984.
- [45] JI, B.; GUPTA, G. R.; LIN, X.; SHROFF, N. B. **Performance of low-complexity greedy scheduling policies in multi-channel wireless networks: Optimal throughput and near-optimal delay**. In: *INFOCOM, 2013 Proceedings IEEE*, p. 2589–2597. IEEE, 2013.
- [46] KENNEDY, J. **Particle swarm optimization**. In: *Encyclopedia of machine learning*, p. 760–766. Springer, 2011.

- [47] KIM, H. S.; SHROFF, N. B. **Loss probability calculations and asymptotic analysis for finite buffer multiplexers.** *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 9(6):755–768, 2001.
- [48] KIM, H. S.; SHROFF, N. B. **Loss probability calculations and asymptotic analysis for finite buffer multiplexers.** *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 9(6):755–768, Dec. 2001.
- [49] KIM, H.; KIM, K.; HAN, Y.; YUN, S. **A proportional fair scheduling for multicarrier transmission systems.** In: *Vehicular Technology Conference, 2004. VTC2004-Fall. 2004 IEEE 60th*, volume 1, p. 409–413. IEEE, 2004.
- [50] KNIGHTLY, E. W.; SHROFF, N. B. **Admission control for statistical qos: Theory and practice**, 1999.
- [51] KRISHNA, M.; GADRE, V.; DESAI, U. B. **Multifractal Based Network Traffic Modeling.** Springer US, 2003.
- [52] KUHN, H. W. **The hungarian method for the assignment problem.** *Naval research logistics quarterly*, 2(1-2):83–97, 1955.
- [53] KUSHNER, H. J.; WHITING, P. A. **Convergence of proportional-fair sharing algorithms under general conditions.** *IEEE transactions on wireless communications*, 3(4):1250–1259, 2004.
- [54] KVACKAJ, P.; BARONČIK, I. **Evaluation of three cac methods: Gaussian approximation method, method of effective bandwidth and diffusion approximation method.** 57(6):360–364, 2006.
- [55] LE BOUDEC, J.-Y. **Application of network calculus to guaranteed service networks.** *IEEE Transactions on Information theory*, 44(3):1087–1096, 1998.
- [56] LEE, I. W.; FAPOJUWO, A. O. **Stochastic processes for computer network traffic modeling.** *Computer Communications*, 29(1):1 – 23, 2005.
- [57] LEE, S.; LEVANTI, K.; KIM, H. S. **Network monitoring: Present and future.** *Computer Networks*, 65:84 – 98, 2014.
- [58] LELAND, W. E.; TAQQU, M. S.; WILLINGER, W.; WILSON, D. V. **On the self-similar nature of ethernet traffic (extended version).** *IEEE/ACM Transactions on networking*, 2(1):1–15, 1994.
- [59] LIE, A.; KLAUE, J. **Evalvid-ra: trace driven simulation of rate adaptive mpeg-4 vbr video.** *Multimedia Systems*, 14(1):33–50, 2008.

- [60] LIU, H.-H.; HSU, P.-L. **Design and simulation of adaptive fuzzy control on the traffic network**. In: *SICE-ICASE, 2006. International Joint Conference, 2006*.
- [61] LOISEAU, P.; PRIMET, P. V.-B.; GONCALVES, P. **A long-range dependent model for network traffic with flow-scale correlations**. *Stochastic Models*, 27(2):333–361, 2011.
- [62] MANDELBROT, B. B. **Fractals**. Wiley Online Library, 1977.
- [63] MANDELBROT, B. B.; NESS, J. W. V. **Fractional brownian motions, fractional noises and applications**. *SIAM Review*, 10(4):pp. 422–437, 1968.
- [64] MANDJES, M. **Large deviations for Gaussian queues: modelling communication networks**. John Wiley & Sons, 2007.
- [65] MAO, S.; PANWAR, S. **A survey of envelope processes and their applications in quality of service provisioning**. *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, 8(3):2–20, 2006.
- [66] MARTINEZ, W. L.; MARTINEZ, A.; SOLKA, J. **Exploratory data analysis with MATLAB**. CRC Press, 2010.
- [67] MASSEY JR, F. J. **The kolmogorov-smirnov test for goodness of fit**. *Journal of the American statistical Association*, 46(253):68–78, 1951.
- [68] MAYOR, G.; SILVESTER, J. **Time scale analysis of an atm queueing system with long-range dependent traffic**. In: *INFOCOM'97. Sixteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Driving the Information Revolution., Proceedings IEEE*, volume 1, p. 205–212. IEEE, 1997.
- [69] MELO, C. A.; DA FONSECA, N. L. **An envelope process for multifractal traffic modeling**. In: *IEEE International Conference on Communications, 2004*.
- [70] MIRZAMANY, E.; LASEBAE, A.; GEMIKONAKLI, O. **An efficient traffic engineering based on multi-topology routing for future internet**. *Computer Networks*, 70:170 – 178, 2014.
- [71] MORENO, L. F. E. **Network performance evaluation with real time application ensuring quality of service with ns2**. *International Journal of Next-Generation Networks*, 4(3):1, 2012.
- [72] MUMTAZ, S.; GAMERIO, A.; RODRIGUEZ, J. **Eesm for ieee 802.16 e: Wimax**. In: *Computer and Information Science, 2008. ICIS 08. Seventh IEEE/ACIS International Conference on*, p. 361–366. IEEE, 2008.

- [73] NGUYEN, A. H.; HUANG, Y.; RAO, B. D. **Novel partial feedback schemes and their evaluation in an ofdma system with cdf based scheduling.** In: *2013 Asilomar Conference on Signals, Systems and Computers*, p. 1589–1593. IEEE, 2013.
- [74] NIYATO, D.; HOSSAIN, E. **Queueing analysis of ofdm/tdma systems.** In: *GLOBE-COM '05. IEEE*, p. 3712 – 3716, 2005.
- [75] NORROS, I. **A storage model with self-similar input.** *Queueing systems*, 16(3-4):387–396, 1994.
- [76] OUYANG, Y. C.; YANG, C.-W.; LIAN, W. S. **Neural networks based variable bit rate traffic prediction for traffic control using multiple leaky bucket.** *J. High Speed Netw.*, 15(2):111–122, Jan. 2006.
- [77] PAPOULIS, A.; PILLAI, S. **Probability, random variables, and stochastic processes.** McGraw-Hill electrical and electronic engineering series. McGraw-Hill, 2002.
- [78] PAREKH, A. K.; GALLAGER, R. G. **A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: the single-node case.** *IEEE/ACM Transactions on Networking (ToN)*, 1(3):344–357, 1993.
- [79] PARK, K.; WILLINGER, W. **Self-Similar Network Traffic and Performance Evaluation.** John Wiley & Sons, Inc., New York, NY, USA, 1st edition, 2000.
- [80] PATHAN, A.; MONOWAR, M.; KHAN, S. **Simulation Technologies in Networking and Communications: Selecting the Best Tool for the Test.** CRC Press, 2014.
- [81] PELTIER, R. F.; VEHEL, J. L. **Multifractional brownian motion: definition and preliminary results.** Technical report, 1995.
- [82] PERROS, H.; ELSAYED, K. **Call admission control schemes : A review.** *IEEE Communications Magazine*, 34:82–91, 1996.
- [83] POUZOLS, F.; LOPEZ, D.; BARROS, J. **Mining and Control of Network Traffic by Computational Intelligence.** Studies in Computational Intelligence. Springer Berlin Heidelberg, 2011.
- [84] PRASAD, R.; DAS, S. S.; RAHMAN, M. I. **Adaptive phy-mac design for broadband wireless systems**, volume 10. River Publishers, 2010.
- [85] QI-JIN, J. **Can multifractal traffic burstiness be approximated by markov modulated poisson processes?** In: *Networks, 2004.(ICON 2004). Proceedings. 12th IEEE International Conference on*, volume 1, p. 26–30. IEEE, 2004.

- [86] RIBEIRO, V.; RIEDI, R.; CROUSE, M.; BARANIUK, R. **Multiscale queuing analysis of long-range-dependent network traffic**. In: *INFOCOM 2000*, p. 1026 – 1035, 2000.
- [87] RIEDI, R. H. **An introduction to multifractals**. In: *Rice University ECE Technical Report*, Jan. 1997.
- [88] RIEDI, R. H.; CROUSE, M. S.; RIBEIRO, V. J.; BARANIUK, R. G. **A multifractal wavelet model with application to network traffic**. *IEEE TRANSACTIONS ON INFORMATION THEORY*, 45:992–1018, 1998.
- [89] ROCHA, F. G. C.; VIEIRA, F. H. T. **Modeling of mpeg-4 video traffic using a multifractal cascade with autoregressive multipliers**. *IEEE Latin America Transactions*, 9(5):860 – 867, 2011’.
- [90] SAHINOGLU, Z.; TEKINAY, S. **On multimedia networks: self-similar traffic and network performance**. *IEEE Communications Magazine*, 37(1):48–52, 1999.
- [91] SCHWARZ, G.; OTHERS. **Estimating the dimension of a model**. *The annals of statistics*, 6(2):461–464, 1978.
- [92] SHANG, P.; LU, Y.; KAMAE, S. **Detecting long-range correlations of traffic time series with multifractal detrended fluctuation analysis**. *Chaos, Solitons and Fractals*, 36(1):82 – 90, 2008.
- [93] SONG, H.; KWAN, R.; ZHANG, J. **General results on snr statistics involving eesm-based frequency selective feedbacks**. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 9(5):1790–1798, 2010.
- [94] STEFANATOS, S.; DIMITRIOU, N. **Downlink ofdma resource allocation under partial channel state information**. In: *2009 IEEE International Conference on Communications*, p. 1–5. IEEE, 2009.
- [95] SU, L.; WANG, P.; LIU, F. **Particle swarm optimization based resource block allocation algorithm for downlink lte systems**. In: *2012 18th Asia-Pacific Conference on Communications (APCC)*, p. 970–974. IEEE, 2012.
- [96] SUNG-WON AHN, HAE-SUN JUNG, C. Y. Y.-W. L. **Nars: Network bandwidth adaptive scalable real-time streaming for smart ubiquitous middleware**. *Journal of Internet Technology*, 14(2):217–230, 2013.
- [97] TORAL-CRUZ, H.; PATHAN, A.-S. K.; PACHECO, J. C. R. **Accurate modeling of voip traffic qos parameters in current and future networks with multifractal**

- and markov models.** *Mathematical and Computer Modelling*, 57(11 - 12):2832 – 2845, 2013. Information System Security and Performance Modeling and Simulation for Future Mobile Networks.
- [98] TRAN, H. T.; ZIEGLER, T. **Adaptive bandwidth provisioning with explicit respect to qos requirements.** *Computer Communications*, 28(16):1862 – 1876, 2005.
- [99] TRIVEDI, K. **PROBABILITY AND STATISTICS WITH RELIABILITY, QUEUING, AND COMPUTER SCIENCE APPLICATIONS.** PHI Learning, 1988.
- [100] VAHRENHOLD, J. **Experimental Algorithms: 8th International Symposium SEA 2009, Dortmund, Germany, June 4-6, 2009, Proceedings.** LNCS sublibrary: Theoretical computer science and general issues. Springer, 2009.
- [101] VIEIRA, F. H. T.; LING, L. L. **Performance bounds for a cascade based multifractal traffic model with generalized multiplier distributions.** *Journal of Communication and Information Systems*, 21(1):165–175, 2006.
- [102] VIEIRA, F.; ROCHA, F. **An adaptive fuzzy model using orthonormal basis functions based on multifractal characteristics applied to network traffic control.** *Neurocomputing*, 74(11):1894 – 1907, 2011. Adaptive Incremental Learning in Neural Networks Learning Algorithm and Mathematic Modelling Selected papers from the International Conference on Neural Information Processing 2009 (ICONIP 2009)ICONIP 2009.
- [103] VIEIRA, F. H. T.; ROCHA, F. G. C.; DOS SANTOS, JR., J. A. **Loss probability estimation and control for ofdm/tdma wireless systems considering multifractal traffic characteristics.** *Comput. Commun.*, 35(2):263–271, Jan. 2012.
- [104] VIEIRA, F. H.; LEE, L. L. **An admission control approach for multifractal network traffic flows using effective envelopes.** *{AEU} - International Journal of Electronics and Communications*, 64(7):629 – 639, 2010.
- [105] WON, Y.; CHOI, M.-J.; PARK, B.; HONG, J. W.-K. **An approach for failure recognition in ip-based industrial control networks and systems.** *International Journal of Network Management*, 22(6):477–493, 2012.
- [106] XU, K.; SHANG, P.; FENG, G. **Multifractal time series analysis using the improved 0-1 test model.** *Chaos, Solitons and Fractals*, 70:134 – 143, 2015.
- [107] XU, Z.; WANG, L.; WANG, K. **A new multifractal model based on multiplicative cascade.** *Information Technology Journal*, 10(2):452–456, 2011.

- [108] YEO, J.; AGRAWALA, A. **Multiscale analysis for wireless lan traffic characterization**. 2004.
- [109] ZARRINKOUB, H. **Understanding LTE with MATLAB: From Mathematical Modeling to Simulation and Prototyping**. Wiley Desktop Editions. Wiley, 2014.
- [110] ZHANG, Z.; HE, Y.; CHONG, E. K. **Opportunistic downlink scheduling for multiuser ofdm systems**. In: *IEEE Wireless Communications and Networking Conference, 2005*, volume 2, p. 1206–1212. IEEE, 2005.
- [111] ZHU, R.; YANG, J. **Buffer-aware adaptive resource allocation scheme in lte transmission systems**. *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, 2015(1):1–16, 2015.
- [112] ZOU, D.; ZHANG, X.; WANG, W. **Multi-service traffic models of heterogeneous wireless communication networks**. In: *Intelligent Control and Automation, 2008. WCICA 2008. 7th World Congress on*, p. 495–498. IEEE, 2008.

Séries de Tráfego de Rede

Neste trabalho são utilizadas as seguintes séries reais de tráfego de rede em diferentes escalas de tempo:

1. dec-pkt-1 (escalas de 100 e 512 ms);
2. dec-pkt-2 (escalas de 100 e 512 ms);
3. lbl-pkt-4 (escalas de 100 e 1500 ms);
4. lbl-pkt-5 (escala de 100 ms);
5. Waikato1 (escalas de 1, 50 e 100 ms);
6. Waikato2 (escalas de 10, 50 e 100 ms);
7. SNU20100318 (escalas de 1 e 100 ms).

As séries dec-pkt-1, dec-pkt-2, lbl-pkt-4 e lbl-pkt-5, disponíveis em [1], são séries de tráfego TCP/IP obtidas da *Lawrence Berkeley Laboratory* (LBL) e *Digital Equipment Corporation* [1] nos anos de 1994 e 1995, respectivamente.

As séries WaikatoVIII-20111027-213205-5 e WaikatoVIII-20110921-000000-0, disponíveis em [4], são chamadas neste trabalho de Waikato1 e Waikato2, respectivamente. Essas séries foram obtidas em 2011 no Departamento de Ciência da Computação da Universidade de Waikato.

Foram utilizadas amostras de tráfego bittorrent de uma rede WiMAX (802.16) coletadas em 2010 em Seoul/Coréia do Sul, agregadas na escala de 1 ms e 100 ms. A série é conhecida como SNU20100318 [2] e neste trabalho foram utilizadas as primeiras 20000 amostras da série na escala de 1 ms e as primeiras 1024 amostras agregadas na escala de 100 ms.

A série sintética de Poisson foi gerada utilizando a média da série Waikato1 como parâmetro λ da distribuição de Poisson [77].

A seguir são apresentados gráficos das séries de tráfego supracitadas em função do tempo e tabelas com as estatísticas de cada uma delas.

A.1 Série dec-pkt-1

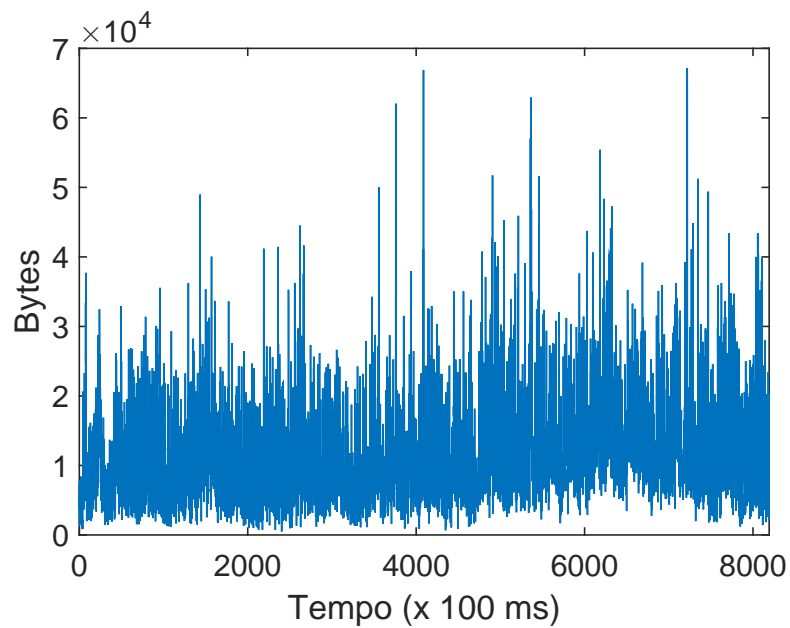


Figura A.1: Série de tráfego de rede *dec-pkt-1* na escala de 100 ms.

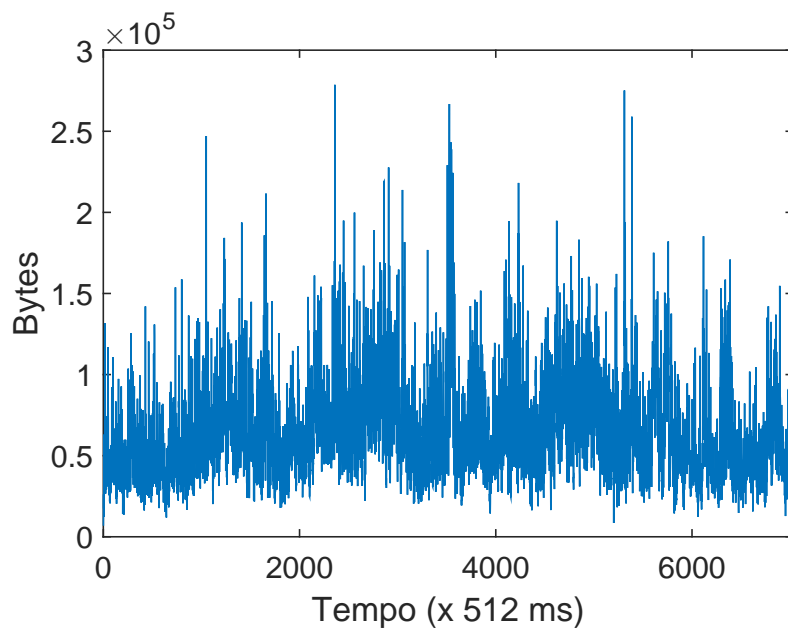


Figura A.2: Série de tráfego de rede *dec-pkt-1* na escala de 512 ms.

Tabela A.1: Estatísticas (bytes) - série *dec-pkt-1*

ESCALA	MÉDIA	VARIÂNCIA	PICO/MÉDIA	HURST
100 ms	1.10×10^4	5.01×10^7	6.10	0.8188
512 ms	6.45×10^4	9.40×10^8	4.32	0.8488

A.2 Série dec-pkt-2

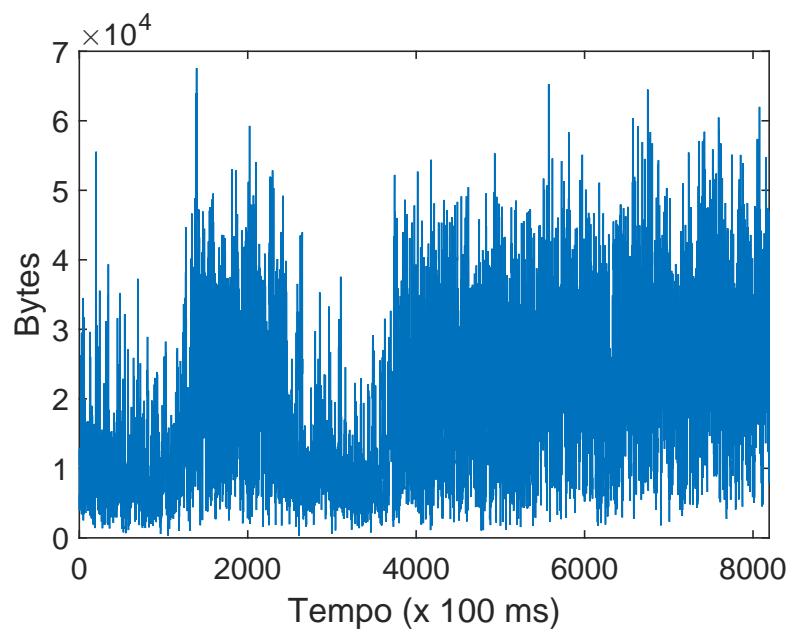


Figura A.3: Série de tráfego de rede dec-pkt-2 na escala de 100 ms.

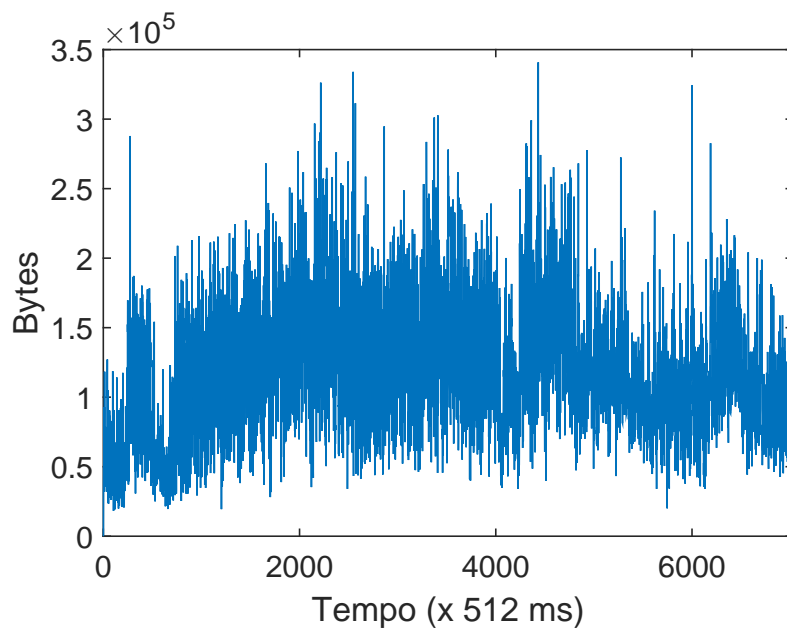
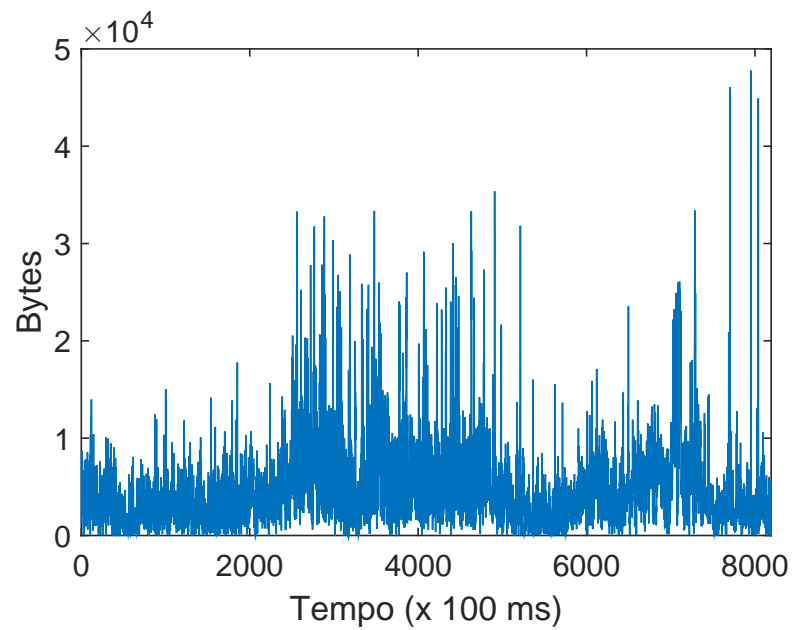


Figura A.4: Série de tráfego de rede dec-pkt-2 na escala de 512 ms.

Tabela A.2: Estatísticas (bytes) - série *dec-pkt-2*

ESCALA	MÉDIA	VARIÂNCIA	PICO/MÉDIA	HURST
100 ms	1.93×10^4	1.51×10^8	3.50	0.8975
512 ms	1.22×10^5	2.30×10^9	2.80	0.9037

A.3 Série *lbl-pkt-4*

**Figura A.5:** Série de tráfego de rede *lbl-pkt-4* na escala de 100 ms.**Tabela A.3:** Estatísticas (bytes) - série *lbl-pkt-4*

ESCALA	MÉDIA	VARIÂNCIA	PICO/MÉDIA	HURST
100 ms	4.77×10^3	1.84×10^7	10.0	0.8655
1500 ms	5.72×10^4	1.94×10^9	5.80	0.7631

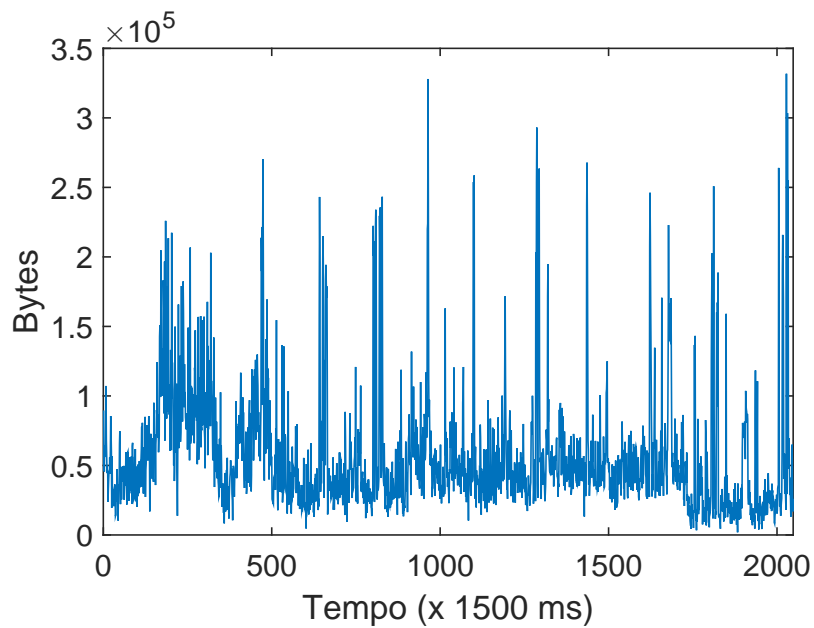


Figura A.6: Série de tráfego de rede lbl-pkt-4 na escala de 1500 ms.

A.4 Série lbl-pkt-5

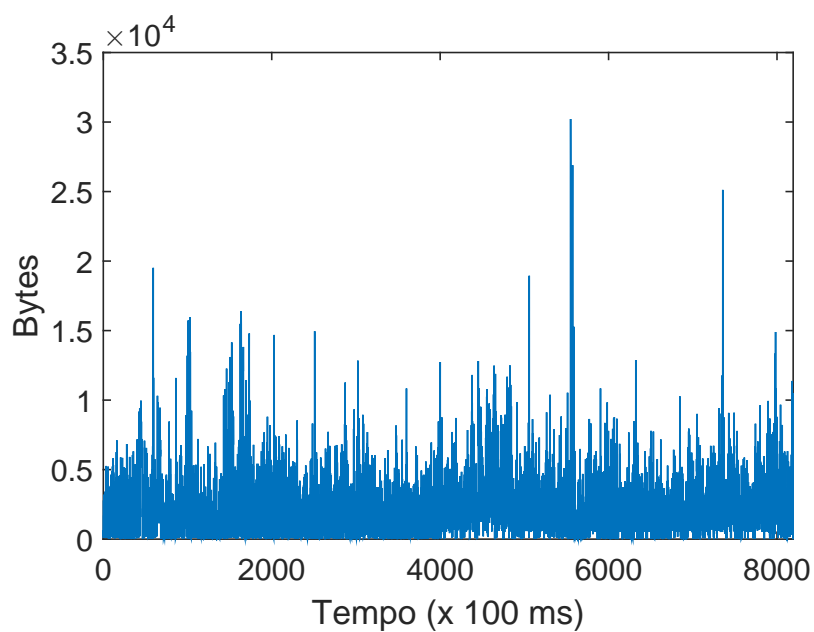


Figura A.7: Série de tráfego de rede lbl-pkt-5 na escala de 100 ms.

Tabela A.4: Estatísticas (bytes) - série lbl-pkt-5

ESCALA	MÉDIA	VARIÂNCIA	PICO/MÉDIA	HURST
100 ms	2.58×10^3	5.22×10^6	11.7	0.7304

A.5 Série WaikatoVIII-20111027-213205-5 (Waikato1)

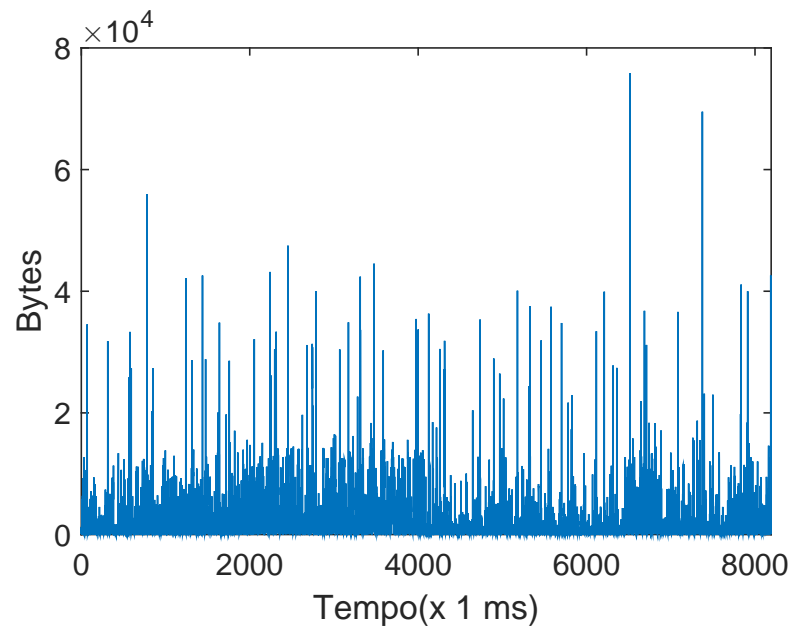


Figura A.8: Série de tráfego de rede Waikato1 na escala de 1 ms.

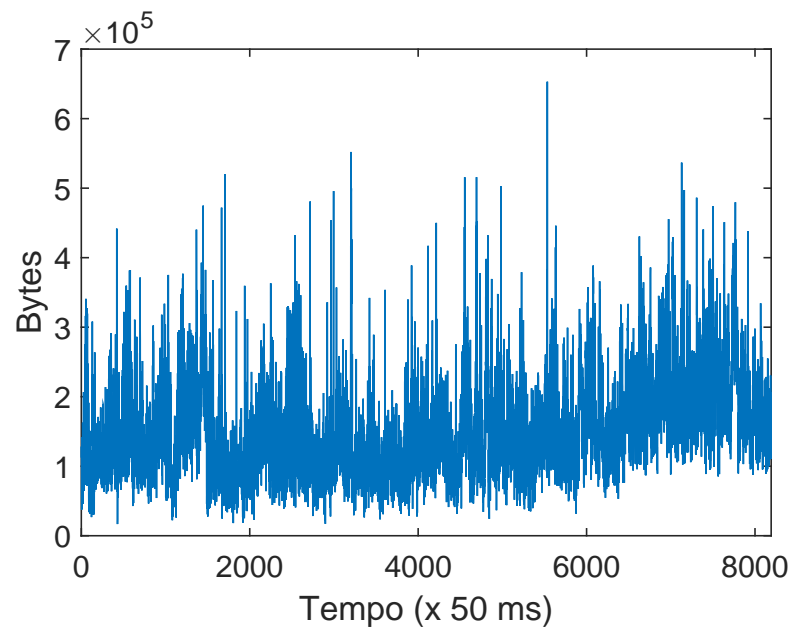


Figura A.9: Série de tráfego de rede Waikato1 na escala de 50 ms.

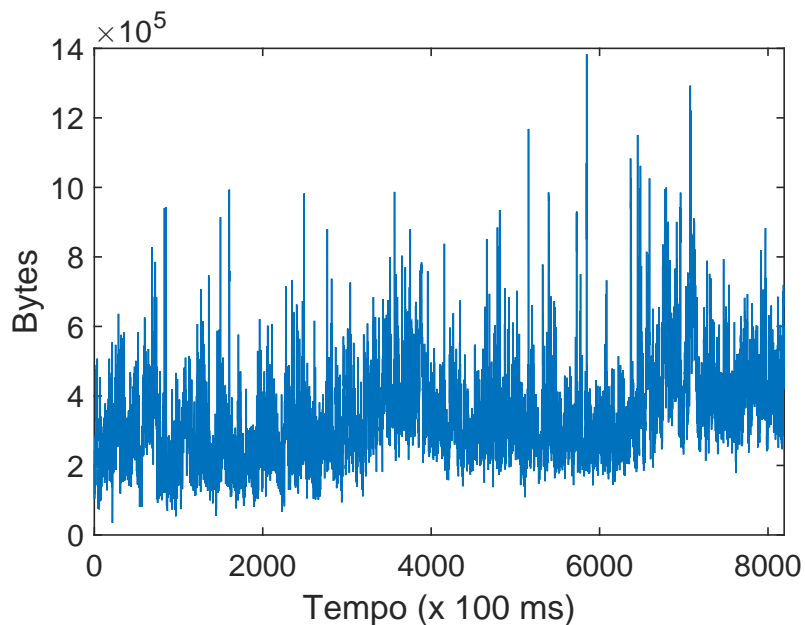


Figura A.10: Série de tráfego de rede Waikato1 na escala de 100 ms.

Tabela A.5: Estatísticas (bytes) - série Waikato1

ESCALA	MÉDIA	VARIÂNCIA	PICO/MÉDIA	HURST
1 ms	2.41×10^3	1.94×10^7	31.44	0.7531
50 ms	1.51×10^5	5.19×10^9	4.32	0.8709
100 ms	3.39×10^5	1.98×10^{10}	4.08	0.8992

A.6 Série WaikatoVIII-20110921-000000-0 (Waikato2)

Tabela A.6: Estatísticas (bytes) - série Waikato2

ESCALA	MÉDIA	VARIÂNCIA	PICO/MÉDIA	HURST
10 ms	4.69×10^4	7.45×10^8	4.06	0.8708
50 ms	2.19×10^5	6.08×10^9	4.72	0.8450
100 ms	4.35×10^5	1.59×10^{10}	3.77	0.8140

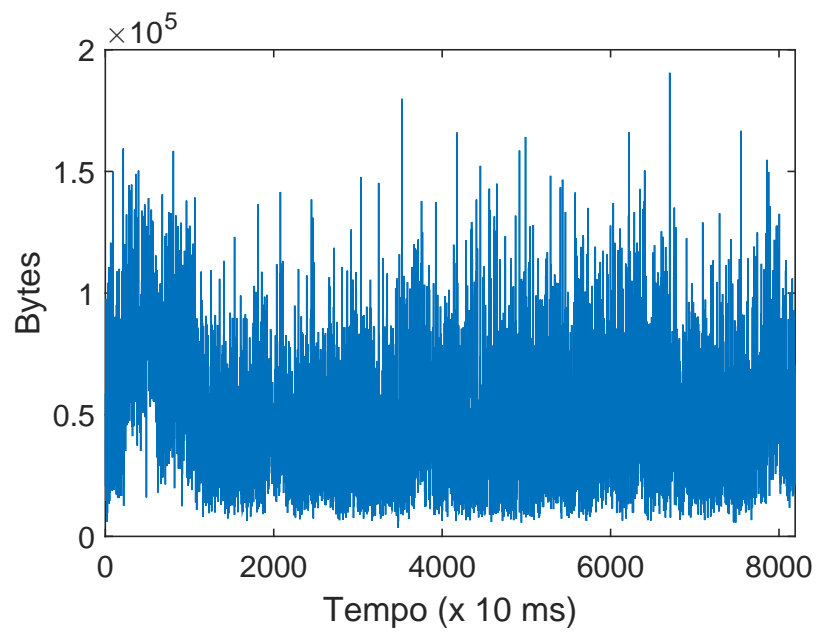


Figura A.11: Série de tráfego de rede Waikato2 na escala de 10 ms.

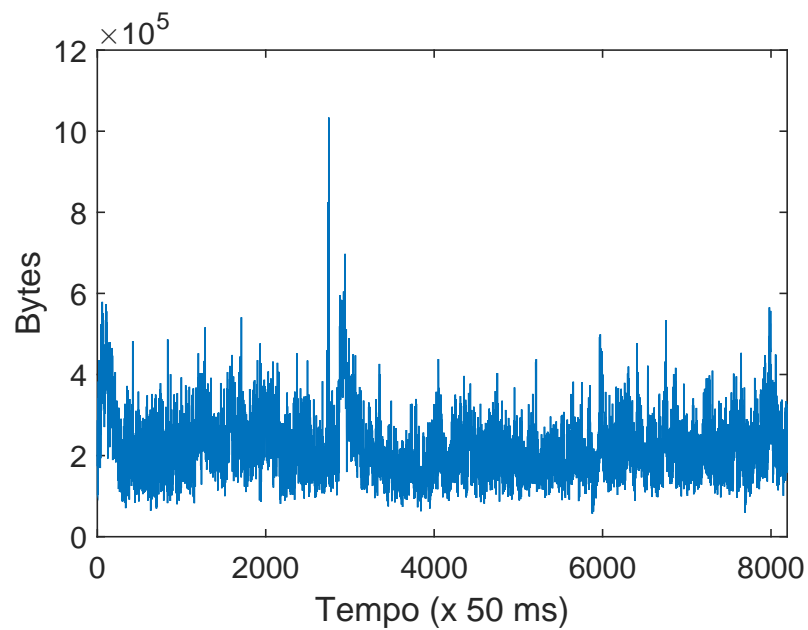


Figura A.12: Série de tráfego de rede Waikato2 na escala de 50 ms.

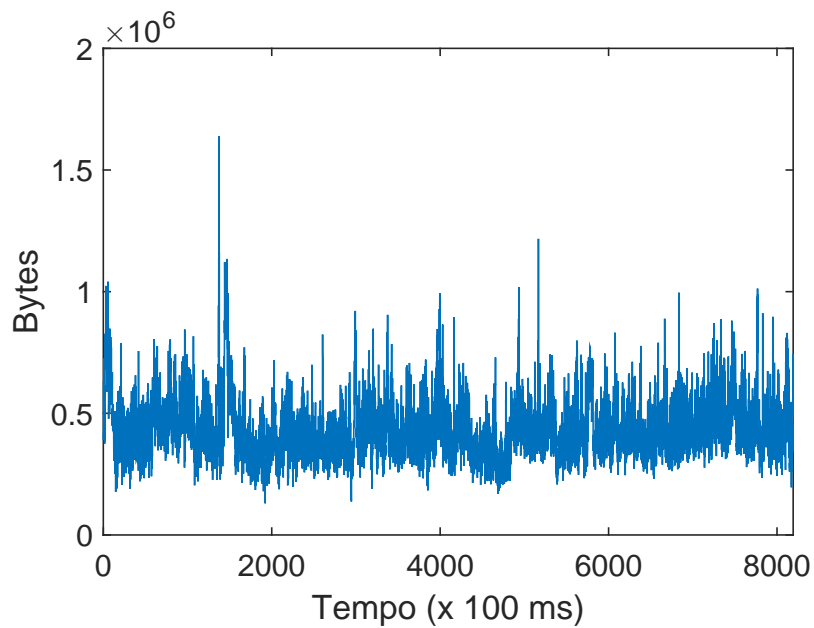


Figura A.13: Série de tráfego de rede Waikato2 na escala de 100 ms.

A.7 Série Sintética de Poisson

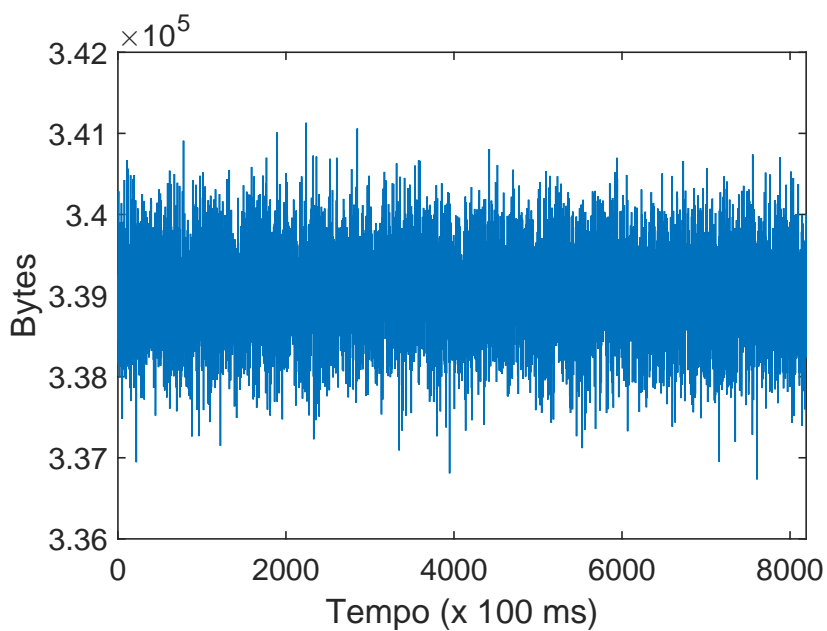


Figura A.14: Série de tráfego de rede sintética de Poisson.

Tabela A.7: Estatísticas (bytes) - série sintética de Poisson

ESCALA	MÉDIA	VARIÂNCIA	PICO/MÉDIA	HURST
100 ms	3.39×10^5	3.39×10^5	1.01	0.4668

A.8 Série de Tráfego de Rede Sem Fio SNU

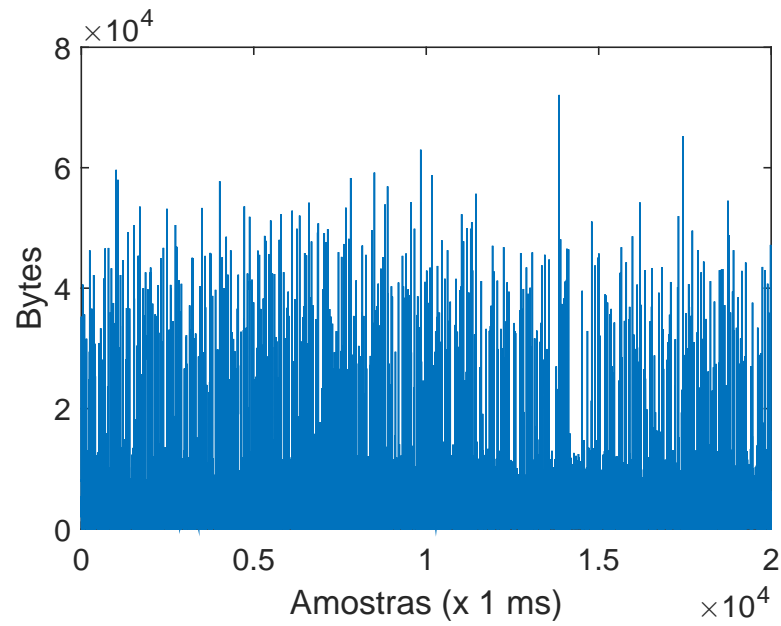


Figura A.15: Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318 na escala de 1 ms.

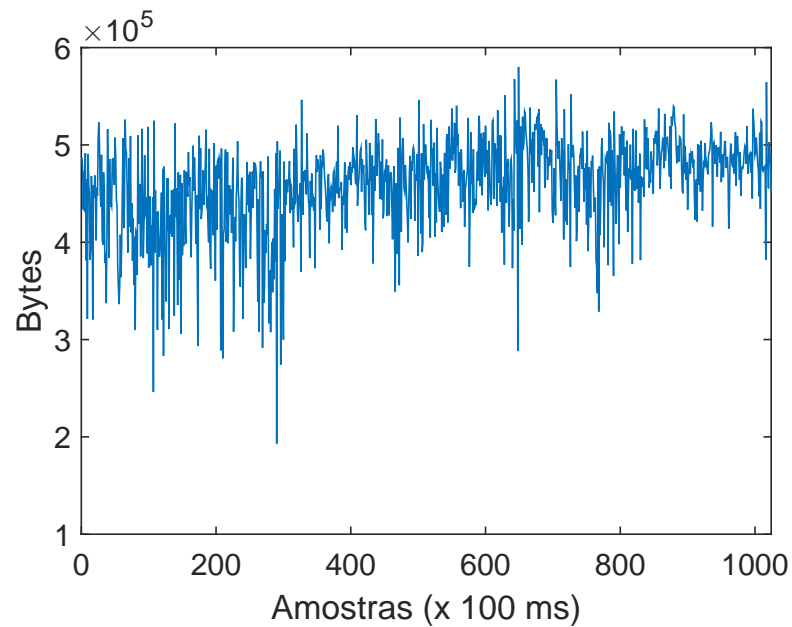


Figura A.16: Série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318 na escala de 100 ms.

Tabela A.8: Estatísticas (bytes) - série de tráfego real de rede sem fio SNU20100318

ESCALA	MÉDIA	VARIÂNCIA	PICO/MÉDIA	HURST
1 ms	4.30×10^3	4.49×10^7	16.78	0.4675
100 ms	4.58×10^5	2.32×10^9	1.27	0.8528