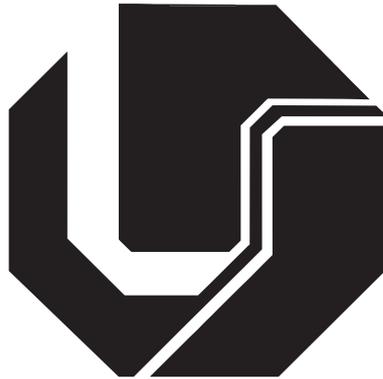


UNIVERSIDADE FEDERAL DE UBERLÂNDIA  
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA  
PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA



ALGORITMO DE ESCALONAMENTO DRR COM *QUANTUM*  
ADAPTATIVO PARA O TRÁFEGO *DOWNLINK* DE REDES IEEE

802.16J

Einar César Santos

Uberlândia - 2012

**Einar César Santos**

**ALGORITMO DE ESCALONAMENTO DRR COM *QUANTUM*  
ADAPTATIVO PARA O TRÁFEGO *DOWNLINK* DE REDES IEEE  
802.16J**

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal de Uberlândia, como parte dos requisitos para obtenção do grau de Mestre em Ciências, aprovada em 05 de Outubro de 2012 pela banca examinadora:

Paulo Roberto Guardieiro, Dr. - Orientador (UFU)

Márcio Andrey Teixeira, Dr. (IFSP)

Éderson Rosa da Silva, Dr. (UFU)

Uberlândia - 2012

**Einar César Santos**

**ALGORITMO DE ESCALONAMENTO DRR COM *QUANTUM*  
ADAPTATIVO PARA O TRÁFEGO *DOWNLINK* DE REDES IEEE  
802.16J**

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal de Uberlândia, como parte dos requisitos para obtenção do grau de Mestre em Ciências.

---

Prof. Paulo Roberto Guardieiro, Dr.  
Orientador

---

Prof. Alexandre Cardoso, Dr.  
Coordenador do Programa de Pós-Graduação

Dados Internacionais de Catalogação na Publicação (CIP)  
Sistema de Bibliotecas da UFU, MG - Brasil

---

S237a Santos, Einar César, 1981-  
2012 Algoritmo de escalonamento DRR com *quantum* adaptativo para o tráfego *downlink* de redes IEEE 802.16j / Einar César Santos. - 2012.  
92 f. : il.

Orientador: Paulo Roberto Guardieiro.

Dissertação (mestrado) – Universidade Federal de Uberlândia, Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica.  
Inclui bibliografia.

1. Engenharia elétrica - Teses. 2. Redes elétricas - Teses. I. Guardieiro, Paulo Roberto, 1952- II. Universidade Federal de Uberlândia. Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica. III. Título.

---

CDU: 621.3

# Dedicatória

*A Deus, simplesmente pelo que Ele é.  
À minha amada esposa Heloiza.*

# Agradecimentos

A Jesus, o Cristo, Filho unigênito de Deus, o autor e o consumidor da minha fé. Pela sua graça superabundante e suficiente para minha vida e pela sabedoria concedida liberalmente, dando condições para conclusão deste trabalho.

À minha amada esposa Heloiza da Costa César Santos, pelo incentivo, apoio, encorajamento, pela ajuda nos momentos difíceis, compreensão nas horas de ausência em minhas idas e vindas à Uberlândia, e pelo amor incondicional.

Ao meu professor Dr. Paulo Roberto Guardieiro, pela paciência, serenidade, seriedade, pelo conhecimento transmitido e apoio em momentos de dúvidas e questionamentos.

À minha família, tão distante mas sempre presente em meu coração. Agradeço à minha mãe Valquíria e ao meu pai Leonardo, por dedicarem seu tempo em minha formação fundamental, média e superior, pois sem ela eu não teria chegado até aqui.

À minha sogra Marilda, pelas orações e conselhos, pela alegria transmitida e incentivo com palavras de vitória.

Ao meu padraсто Ademir, pelos conselhos e apoio financeiro durante minha graduação.

Aos meus irmãos em Cristo, em Anápolis e Uberaba. Não caberia neste espaço se fosse menciona-los, nem mesmo se fosse escrever todos os agradecimentos. Amo todos vocês e sou grato em tudo.

Aos meus colegas do MINTER, IFTM e do grupo de pesquisa em redes, especialmente àqueles que, de alguma forma, contribuíram diretamente neste projeto: Abadio, Lucas, Gustavo, Saulo, Márcio e Eduardo. Muito obrigado!

Finalmente, aos professores e técnicos da Faculdade de Engenharia Elétrica da UFU, pelo suporte e aprendizado.

*"Tudo quanto te vier à mão para fazer, faze-o conforme as tuas forças, porque no além,  
para onde tu vais, não há obra, nem projetos, nem conhecimento, nem sabedoria  
alguma."*

*Eclesiastes 9:10*

# Resumo

Santos, E. C., *ALGORITMO DE ESCALONAMENTO DRR COM QUANTUM ADAPTATIVO PARA O TRÁFEGO DOWNLINK DE REDES IEEE 802.16J*, UFU, Uberlândia, Brasil, 2012, 92p.

Redes IEEE 802.16j proporcionam, por meio da *Relay Station* (RS), melhorias com relação às especificações anteriores do WiMAX em termos de aumento da área de cobertura, redução de custos de implantação devido ao baixo custo da RS em relação a *Base Station* (BS) e aumento da vazão média do sistema. Sua principal finalidade é atender demandas de acesso a banda larga sem fio por um custo reduzido. A alocação eficiente de recursos é um desafio no padrão IEEE 802.16 e requer total comprometimento do algoritmo de escalonamento. Poucas propostas de escalonamento *downlink* desenvolvidas para redes IEEE 802.16j são relevantes até o presente momento, e boa parte desconsidera o aproveitamento máximo dos recursos básicos disponíveis, como o uso de apenas uma RS em função de uma grande carga de tráfego, por exemplo. Em vista disso, propõe-se a aplicação de um algoritmo *Deficit Round Robin* (DRR) com *quantum* adaptativo operando em conjunto com o gerenciamento de filas e controle de congestionamento de tráfego na RS. No escalonamento DRR proposto, implementado no escalonador *downlink* da BS, o *quantum* é calculado em função do tamanho da *Maximum Transmission Unit* (MTU) e de informações sobre o estado de congestionamento da RS. Para equilibrar o comprimento médio da fila do *buffer* de saída da RS, implementou-se um algoritmo baseado no *Adaptive Random Early Detection* (ARED). Finalmente, a solução proposta foi avaliada por meio de modelagem e simulação. Os resultados de simulação demonstram um bom desempenho da proposta para as classes UGS, rtPS, nrtPS e BE em relação a um escalonamento DRR convencional sem gerenciamento de filas.

Palavras-chave: DRR, Escalonamento, IEEE 802.16j, Quantum Adaptativo, WiMAX

# Abstract

Santos, E. C., *DRR ADAPTIVE QUANTUM SCHEDULING ALGORITHM FOR DOWN-LINK TRAFFIC OF IEEE 802.16J NETWORKS* , UFU, Uberlândia, Brazil, 2012, 92p.

IEEE 802.16j networks provide, through the Relay Station (RS), improvements with regard to previous specifications of WiMAX in terms of increased coverage area, reduction of deployment costs due to low cost of RS compared to a Base Station (BS) and system average throughput increase. Its main purpose is to meet demands for wireless broadband access at lower cost. The efficient resource allocation is a challenge in the IEEE 802.16 standard and requires total commitment of scheduling algorithm. Few proposals for down-link scheduling developed for IEEE 802.16j networks are relevant to the present moment, and much of it disregards the maximum utilization of basic resources available, such as using only one RS due to a large traffic load, for example. In view of this, we propose the application of a Deficit Round Robin (DRR) algorithm with adaptive quantum operating together with a queue management and congestion control in RS. In the proposed DRR scheduling, implemented in the BS downlink scheduler, the quantum is calculated using the Maximum Transmission Unit (MTU) size and information about the congestion state in RS. In order to balance the average queue length in the output buffer of RS, we have implemented an algorithm based on Adaptive Random Early Detection (ARED). Finally, the proposed solution was evaluated using modeling and simulation. The simulation results demonstrate good performance of the proposed classes for UGS, rtPS, nrtPS and BE compared to a conventional DRR scheduling without queue management.

Index-terms: Adaptive Quantum, DRR, IEEE 802.16j, Scheduling, WiMAX

# Sumário

<b>Lista de Figuras</b>	<b>xiii</b>
<b>Lista de Tabelas</b>	<b>xv</b>
<b>Lista de Abreviaturas e Siglas</b>	<b>xvi</b>
<b>1 Introdução</b>	<b>1</b>
<b>2 Redes IEEE 802.16j</b>	<b>4</b>
2.1 Introdução . . . . .	4
2.2 Histórico . . . . .	5
2.3 Arquitetura Base . . . . .	8
2.4 Arquitetura IEEE 802.16j . . . . .	10
2.4.1 Topologia e Modos de Operação . . . . .	10
2.4.1.1 Implantação das RSs . . . . .	12
2.4.1.2 Tunelamento e CID . . . . .	12
2.4.1.3 Posicionamento das RSs . . . . .	13
2.4.1.4 Esquemas de Retransmissão de Sinal . . . . .	13
2.4.1.5 Esquemas de Pareamento . . . . .	14
2.4.2 Camada PHY . . . . .	15
2.4.2.1 Estrutura do Quadro . . . . .	16
2.4.3 Camada MAC . . . . .	20
2.4.4 Controle de Tráfego e QoS . . . . .	22
2.4.5 Alocação de Largura de Banda e Mecanismos para Recuperação de Erros e Perdas . . . . .	24
2.4.6 Mobilidade e <i>Handover</i> . . . . .	25

2.4.7	Escalonamento e CAC . . . . .	27
2.4.7.1	Escalonamento em Redes IEEE 802.16 . . . . .	27
2.4.7.2	CAC . . . . .	29
2.5	Considerações Finais . . . . .	30
<b>3</b>	<b>Escalonamento em Redes IEEE 802.16j</b>	<b>31</b>
3.1	Introdução . . . . .	31
3.2	Critérios para Seleção de Algoritmos de Escalonamento . . . . .	32
3.3	Obtenção de QoS e Classes de Serviço . . . . .	33
3.4	Tipos de Escalonadores . . . . .	35
3.4.1	Escalonadores <i>Wireline</i> . . . . .	36
3.4.1.1	<i>Generalized Processor Sharing</i> - GPS . . . . .	36
3.4.1.2	<i>Virtual Clock</i> - VC . . . . .	37
3.4.1.3	<i>Weighted Round Robin</i> - WRR . . . . .	37
3.4.1.4	<i>Fair Queuing</i> - FQ . . . . .	38
3.4.1.5	<i>Stochastic Fair Queuing</i> - SFQ . . . . .	39
3.4.1.6	<i>Deficit Round Robin</i> - DRR . . . . .	40
3.4.1.7	<i>Weighted Fair Queuing</i> - WFQ . . . . .	41
3.4.1.8	<i>Worst-Case Fair Weighted Fair Queuing</i> - WF <sup>2</sup> Q . . . . .	42
3.4.1.9	<i>Self-Clocked Fair Queuing</i> - SCFQ . . . . .	43
3.4.1.10	<i>Earliest Deadline First</i> - EDF . . . . .	43
3.4.2	Escalonadores <i>Wireless</i> . . . . .	44
3.4.2.1	<i>Idealized Wireless Fair Queuing</i> - IWFQ . . . . .	44
3.4.2.2	<i>Channel-Independent Fair Queuing</i> - CIFQ . . . . .	45
3.5	Estratégias de Escalonamento . . . . .	46
3.5.1	Estratégias de Escalonamento Homogêneas . . . . .	47
3.5.2	Estratégias de Escalonamento Heterogêneas ou Híbridas . . . . .	48
3.5.3	Outras Estratégias de Escalonamento . . . . .	48
3.6	Considerações Finais . . . . .	49
<b>4</b>	<b>Proposta de Algoritmo de Escalonamento DRR com <i>Quantum</i> Adaptativo para Redes IEEE 802.16j</b>	<b>50</b>
4.1	Introdução . . . . .	50

4.2	Descrição do Problema . . . . .	51
4.3	Solução Proposta . . . . .	52
4.3.1	Informação do Estado da Conexão . . . . .	53
4.3.2	Algoritmos de Gerenciamento de Filas . . . . .	55
4.3.3	Escalonamento DRR . . . . .	57
4.3.4	<i>Quantum</i> Adaptativo . . . . .	57
4.4	Trabalhos Relacionados . . . . .	59
4.5	Considerações Finais . . . . .	60
<b>5</b>	<b>Avaliação do Algoritmo de Escalonamento Proposto</b>	<b>62</b>
5.1	Introdução . . . . .	62
5.2	Modelagem e Simulação . . . . .	62
5.2.1	Descrição da Plataforma de Simulação . . . . .	63
5.2.1.1	Ferramentas e Simuladores . . . . .	63
5.2.1.2	Módulo IEEE 802.16j . . . . .	64
5.2.2	Cenários . . . . .	65
5.2.2.1	Ambientes e Parâmetros de Simulação . . . . .	66
5.3	Apresentação e Análise de Resultados . . . . .	67
5.3.1	Resultados para Classe UGS . . . . .	68
5.3.2	Resultados para Classe rtPS . . . . .	70
5.3.3	Resultados para Classe nrtPS . . . . .	74
5.3.4	Resultados para Classe BE . . . . .	76
5.4	Considerações Finais . . . . .	77
<b>6</b>	<b>Conclusões Gerais</b>	<b>78</b>
	<b>Referências Bibliográficas</b>	<b>80</b>
	<b>Bibliografia</b>	<b>86</b>
<b>A</b>	<b>Algoritmo <i>Random Early Detection</i></b>	<b>92</b>
<b>B</b>	<b>Algoritmo <i>Adaptive Random Early Detection</i></b>	<b>92</b>

# Lista de Figuras

2.1	Exemplo de uma topologia de rede IEEE 802.16j. . . . .	11
2.2	Exemplo de alocação de <i>slots</i> na transmissão OFDMA [23]. . . . .	16
2.3	Estrutura de um quadro OFDMA no Padrão IEEE 802.16j, no modo NT- RS (adaptado de [19]). . . . .	17
2.4	Formato do cabeçalho de controle de quadro MPDU com <i>payload</i> (adaptado de [24]). . . . .	19
2.5	Estrutura das subcamadas do Padrão IEEE 802.16. . . . .	21
3.1	<i>Framework</i> para escalonamento para BS, RS e MS em redes IEEE 802.16j. . . . .	47
4.1	Modelo para definição de limiares máximo e mínimo para enfileiramento em <i>buffer</i> de saída. . . . .	54
4.2	Subcabeçalho ESF construído em [1]. . . . .	54
5.1	Cenário padrão para avaliação da proposta de escalonamento DRR com <i>quantum</i> adaptativo. . . . .	66
5.2	Gráfico da vazão média total para a classe UGS com aplicação de voz sobre IP e rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4. . . . .	68
5.3	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado ao atraso médio total para a classe UGS e rtPS. . . . .	69
5.4	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado ao <i>jitter</i> médio total para a classe UGS e rtPS. . . . .	70
5.5	Taxa média de perda de pacotes para classe UGS. . . . .	70
5.6	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado à vazão média total para a classe rtPS com aplicação MPEG-2. . . . .	71
5.7	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado ao atraso médio total para a classe rtPS com aplicação de áudio no formato MPEG-2. . . . .	72

5.8	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado ao <i>jitter</i> médio total para a classe rtPS com aplicação de áudio no formato MPEG-2. . . . .	72
5.9	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado à vazão média total para a classe rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4. . . . .	73
5.10	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado ao atraso médio total para a classe rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4. . . . .	73
5.11	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado ao <i>jitter</i> médio total para a classe rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4. . . . .	74
5.12	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado à vazão individual para a classe nrtPS. . . . .	75
5.13	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado à vazão média total para a classe nrtPS. . . . .	75
5.14	Desempenho do <i>quantum</i> adaptativo relacionado à vazão média total para a classe BE. . . . .	76

# Lista de Tabelas

2.1	Padrões IEEE 802.16 e estado atual (traduzido de [13]). . . . .	6
2.2	Tabela comparativa de funcionalidades dos padrões IEEE 802.16 (adaptado de [14]). . . . .	7
2.3	Alocação de largura de banda e mecanismos ARQ para redes IEEE 802.16j.	25
3.1	Parâmetros para obtenção de QoS atendidos nas classes de serviço para redes IEEE 802.16j. . . . .	35
3.2	Limite de conexões para redes de computadores utilizando o SFQ [36]. . . .	40
4.1	Semelhanças e diferenças dos trabalhos relacionados à proposta de algoritmo DRR com <i>quantum</i> adaptativo e mecanismo de gerenciamento de filas. . . . .	60
5.1	Parâmetros de simulação para as camadas PHY e MAC da rede IEEE 802.16j.	67

# Lista de Abreviaturas e Siglas

16QAM	<i>16 Point Quadrature Amplitude Modulation</i>
4G	<i>4th Generation</i>
64QAM	<i>64 Point Quadrature Amplitude Modulation</i>
AC	<i>Authentication Control</i>
ACK	<i>Acknowledged</i>
AES	<i>Advanced Encryption Standard</i>
AMC	<i>Adaptation Modulation and Coding</i>
API	<i>Application Programming Interface</i>
ARED	<i>Adaptive Random Early Detection</i>
ARQ	<i>Automatic Repeat reQuest</i>
ASH	<i>Allocation Subheader</i>
ATM	<i>Asynchronous Transfer Mode</i>
BE	<i>Best Effort</i>
BPSK	<i>Binary Phase Shift Keying</i>
BR	<i>Bit-by-bit Round robin</i>
BS	<i>Base Station</i>
BW-REQ	<i>Bandwidth Request</i>
BWA	<i>Broadband Wireless Access</i>

CAC	<i>Connection Admission Control</i>
CI	<i>CRC Indicator</i>
CID	<i>Connection Identifier</i>
CIFQ	<i>Channel-Independent Fair Queuing</i>
CPS	<i>Common Part Sublayer</i>
CRC	<i>Cyclic Redundancy Check</i>
CS	<i>Convergence Sublayer</i>
DCD	<i>Downlink Channel Descriptor</i>
DDoS	<i>Distributed Denial of Service</i>
DES	<i>Data Encryption Standard</i>
DL	<i>Downlink</i>
DL-MAP	<i>Downlink Map</i>
DoS	<i>Denial of Service</i>
DRR	<i>Deficit Round Robin</i>
EC	<i>Encryption Control</i>
EDF	<i>Earliest Deadline First</i>
EKS	<i>Encryption Key Sequence</i>
ertPS	<i>Extended Real-Time Polling Service</i>
ESF	<i>Extended Subheader Field</i>
F-RS	<i>Fixed Relay Station</i>
FBSS	<i>Fast Base Station Switching</i>
FCFS	<i>First Come First Serve</i>
FCH	<i>Frame Control Header</i>

FDD	<i>Frequency Division Duplexing</i>
FEC	<i>Forward Error Connection</i>
FFQ	<i>Fluid Fair Queuing</i>
FFT	<i>Fast Fourier Transform</i>
FIFO	<i>First In First Out</i>
FQ	<i>Fair Queuing</i>
FSH	<i>Fragmentation Subheader</i>
FTP	<i>File Transfer Protocol</i>
FUSC	<i>Full Usage of the SubChannels</i>
GMSH	<i>Grant Management Subheader</i>
GPS	<i>Generalized Processor Sharing</i>
HARQ	<i>Hybrid Automatic Repeat reQuest</i>
HCS	<i>Header Check Sequence</i>
HHO	<i>Hard Handover</i>
HMAC	<i>Hashed Message Authentication Code</i>
HOL	<i>Head Of Line</i>
HT	<i>Header Type</i>
HUMAN	<i>High-speed Unlicensed Metropolitan Area Network</i>
IEEE	<i>Institute of Eletric and Electronic Engineers</i>
IETF	<i>Internet Engineering Task Force</i>
IMT	<i>International Mobile Telecommunications</i>
IP	<i>Internet Protocol</i>
ISO	<i>International Organization for Standardization</i>

ISP	<i>Internet Service Provider</i>
IWFQ	<i>Idealized Wireless Fair Queuing</i>
LEN	<i>Length</i>
LOS	<i>Line of Sight</i>
LWX	<i>Light WiMAX Simulator</i>
M-RS	<i>Mobile Relay Station</i>
MAC	<i>Media Access Control</i>
MAN	<i>Metropolitan Area Network</i>
MANET	<i>Mobile Ad-hoc Network</i>
MDHO	<i>Macro Diversity Handover</i>
MIB	<i>Management Information Base</i>
MPDU	<i>Media Access Control Protocol Data Unit</i>
MPEG	<i>Moving Pictures Experts Group</i>
MPEG-2	<i>Moving Pictures Experts Group - Layer 2</i>
MPEG-4	<i>Moving Pictures Experts Group - Layer 4</i>
MR	<i>Multihop Relay</i>
MS	<i>Mobile Subscriber</i>
MSDU	<i>Media Access Control Service Data Unit</i>
MT-CID	<i>Management Tunnel Connection Identifier</i>
MTU	<i>Maximum Transmission Unit</i>
N-RS	<i>Nomadic Relay Station</i>
NACK	<i>Not Acknowledged</i>
NCTUns	<i>National Chiao Tung University Network Simulator</i>

NLOS	<i>Non-Line of Sight</i>
nrtPS	<i>Non-Real-Time Polling Service</i>
NS-2	<i>Network Simulator 2</i>
NS-3	<i>Network Simulator 3</i>
NT-RS	<i>Non-Transparent Relay Station</i>
OFDM	<i>Orthogonal Frequency-Division Multiplexing</i>
OFDMA	<i>Orthogonal Frequency-Division Multiple Access</i>
OFUSC	<i>Optional Full Usage of the SubChannels</i>
OMNeT++	<i>Objective Modular Network Testbed in C++</i>
OPNET	<i>Optimized Network Engineering Tool</i>
OPUSC	<i>Optional Partial Usage of the SubChannels</i>
OSI	<i>Open Systems Interconnection</i>
PCAP	<i>Packet Capture</i>
PDU	<i>Protocol Data Unit</i>
PHS	<i>Packet Header Supression</i>
PHY	<i>Physical Layer</i>
PKM	<i>Privacy Key Management</i>
PKMv2	<i>Privacy Key Management version 2</i>
PMP	<i>Point-to-Multipoint</i>
PSH	<i>Packing Subheader</i>
PUSC	<i>Partial Usage of the SubChannels</i>
QAM	<i>Quadrature Amplitude Modulation</i>
QoS	<i>Quality of Service</i>

QPSK	<i>Quadrature Phase Shift Keying</i>
QSH	<i>QoS Subheader</i>
R-FCH	<i>Relay Frame Control Header</i>
R-MAP	<i>Relay Map</i>
RED	<i>Random Early Detection</i>
RMI	<i>Relay Mode Indicator</i>
RR	<i>Round Robin</i>
RS	<i>Relay Station</i>
RS-SCH	<i>RS Scheduling Message</i>
RSA	<i>Rivest Shamir Adleman</i>
RTG	<i>Receiver Transition Gap</i>
RTP	<i>Real-time Transport Protocol</i>
rtPS	<i>Real-Time Polling Service</i>
RTT	<i>Round Trip Time</i>
SAP	<i>Service Access Point</i>
SC	<i>Single Carrier</i>
SCa	<i>Single Carrier a</i>
SCFQ	<i>Self-Clocked Fair Queuing</i>
SDU	<i>Service Data Unit</i>
SF	<i>Service Flow</i>
SFID	<i>Service Flow Identifier</i>
SFQ	<i>Stochastic Fair Queuing</i>
SNR	<i>Signal to Noise Ratio</i>

SS	<i>Security Sublayer</i>
SS	<i>Subscriber Station</i>
STR	<i>Simultaneous Transmit and Receive</i>
T-CID	<i>Tunnel Connection Identifier</i>
T-RS	<i>Transparent Relay Station</i>
TCL	<i>Tool Command Language</i>
TCP	<i>Transmission Control Protocol</i>
TDD	<i>Time Division Duplexing</i>
TTG	<i>Time To Guard</i>
TTR	<i>Time-division Transmit and Receive</i>
TUSC	<i>Tile Usage of SubChannels</i>
UCD	<i>Uplink Channel Descriptor</i>
UDP	<i>User Datagram Protocol</i>
UGS	<i>Unsolicited Grant Service</i>
UL	<i>Uplink</i>
UL-MAP	<i>Uplink Map</i>
VC	<i>Virtual Clock</i>
VoIP	<i>Voice Over Internet Protocol</i>
WF <sup>2</sup> Q	<i>Worst-Case Fair Weighted Fair Queuing</i>
WFQ	<i>Weighted Fair Queuing</i>
WiFi	<i>Wireless Fidelity</i>
WiMAX	<i>Worldwide Interoperability for Microwave Access</i>
WRR	<i>Weighted Round Robin</i>

# Capítulo 1

## Introdução

O advento dos dispositivos móveis e consequente evolução da tecnologia desencadeou uma crescente demanda por meios de telecomunicação mais rápidos e eficientes. As redes de acesso em banda larga sem fio ou *Broadband Wireless Access* (BWA) surgiram como alternativa promissora para suprir essa demanda.

O padrão IEEE 802.16, também conhecido como *Worldwide Interoperability for Microwave Access* (WiMAX), define um tipo de especificação para redes metropolitanas de acesso em banda larga sem fio. O WiMAX foi criado em 2001 e publicado em abril de 2002, servindo até o presente momento como alternativa para comunicação em localidades de difícil acesso ou onde tecnologias cabeadas não existem e sua implementação é considerada cara ou inviável.

O WiMAX, também conhecido como uma das tecnologias pertencentes à 4ª geração (*4th Generation - 4G*), de redes de acesso em banda larga sem fio, possui baixo custo frente às tecnologias similares existentes no mercado. Sua implantação é relativamente simples e pode ser bem aproveitada em conjunto com outras tecnologias mais populares, como redes *Wireless Fidelity* (WiFi), por exemplo.

As redes IEEE 802.16j introduziram o conceito *Multihop Relay* (MR), que reduz ainda mais os custos de implantação do WiMAX através das estações *relay*, ou *Relay Station* (RS), e possibilita também uma série de melhorias, como aumento da área de cobertura, por exemplo. Por esse motivo, redes IEEE 802.16j podem ser utilizadas de diversas formas e em diversos locais como zonas rurais, marítimas, florestas, e cidades, com a finalidade de cobrir uma extensa área com sinal para acesso à *Internet* ou a outras redes de comunicação. A capacidade de mobilidade das RSs pode ser vista como um atrativo, permitindo

cobertura temporária em situações de emergência, eventos especiais ou qualquer outra situação que se fizer necessária.

Um desafio a ser enfrentado na utilização de redes IEEE 802.16j é encontrar a melhor forma de realizar a alocação de recursos para os usuários da rede de maneira justa. Como o padrão não estabelece regras específicas para definir a melhor maneira para alocação de recursos, os fabricantes dos dispositivos encarregam-se de adotar a técnica mais conveniente para seu público alvo. Isso, muitas vezes, pode não atender a todos os perfis de usuários e tráfegos. Por esse motivo, encontrar uma boa estratégia de alocação de recursos que proporcione justiça e qualidade para o usuário é o principal objetivo deste trabalho.

A alocação de recursos, ou escalonamento, como é mais conhecido, é uma área amplamente estudada em redes WiMAX de uma forma geral. Entretanto, para o caso específico das redes IEEE 802.16j existem poucas propostas relevantes, sendo que as desenvolvidas em [1], [2] e [3] apresentam-se como as mais importantes até o presente momento, servindo como referência para a proposta deste trabalho. De fato, outros estudos tem sido conduzidos no sentido de aperfeiçoar outras características também importantes do IEEE 802.16j, como roteamento de pacotes, cooperação entre RSs operando em modo de escalonamento distribuído, entre outras. Porém, o escalonamento em redes IEEE 802.16j ainda é um campo a ser devidamente explorado e aperfeiçoado.

Como contribuição, este trabalho propõe a aplicação, em redes IEEE 802.16j, de uma técnica de escalonamento *downlink* conhecida em [4] como *Deficit Round Robin* (DRR) com *quantum* adaptativo, podendo ser aplicada em outros tipos de redes. Contudo, a proposta deste trabalho leva em questão outras variáveis não adotadas originalmente para formulação e cálculo do *quantum*, como o tamanho da *Maximum Transmission Unit* (MTU), por exemplo, combinadas com alguns fatores particulares às redes MR, mecanismos para gerenciamento de filas e controle de congestionamento. Os resultados obtidos por meio das simulações comprovam uma melhora no desempenho geral em função da utilização de vários tipos de tráfego na rede.

Assim como no trabalho conduzido em [5], a proposta deste trabalho implementa um mecanismo para obter informações sobre o comprimento médio das filas, informando o estado de congestionamento de uma RS para o escalonador *downlink* implementado na BS. O mecanismo desconsidera o processo de cooperação entre RSs em um ambiente de

rede e adota um cenário com a utilização de apenas uma única RS.

O Capítulo 2 apresenta os fundamentos, histórico e arquitetura das redes IEEE 802.16j, bem como suas diferenças e melhorias em relação às especificações anteriores.

O Capítulo 3 aborda o tema escalonamento, descrevendo os parâmetros para obtenção de qualidade de serviço ou *Quality of Service* (QoS) na rede, as características que constituem um bom algoritmo de escalonamento, o modo de funcionamento das técnicas de escalonamento existentes aplicáveis para diferentes tipos de rede e as estratégias possíveis de serem adotadas para redes WiMAX *Multihop Relay*.

O Capítulo 4 pormenoriza, em seus aspectos técnicos, a proposta de escalonamento *downlink* DRR com *quantum* adaptativo desenvolvida. Além disso é realizada uma comparação entre propostas relacionadas com este trabalho.

O Capítulo 5 descreve os procedimentos realizados para avaliação da proposta por meio de modelagem e simulação computacional, estabelecendo o cenário, os parâmetros gerais e os resultados obtidos. Após obtenção dos resultados são feitas as devidas considerações sobre o desempenho da solução proposta em relação ao escalonamento *downlink* DRR convencional sem mecanismo de gerenciamento de filas.

No Capítulo 6, as conclusões gerais de todo o trabalho são apresentadas juntamente com as inferências sobre a proposta e os resultados relacionados obtidos. Finalmente, são feitas algumas sugestões de trabalhos futuros como continuidade dessa pesquisa.

# Capítulo 2

## Redes IEEE 802.16j

### 2.1 Introdução

A introdução da tecnologia MR certamente é o destaque das redes IEEE 802.16j. A possibilidade de se reduzir custos na implantação, permitindo aumento da área de cobertura de rede, melhoramento na vazão, mantendo basicamente a mesma complexidade envolvida em seu antecessor, o IEEE 802.16e, tornou-se um grande atrativo para redes com essa especificação.

Outra questão importante foi a crescente expectativa gerada sobre os requisitos definidos pelo IMT-Advanced, popularmente conhecido como 4G. A necessidade de atender os pontos estabelecidos no documento fez com que o WiMAX experimentasse rápida evolução, tornando o IEEE 802.16j uma referência em termos de retransmissão de sinal, utilização de RSt e reuso de espectro de frequência ou simplesmente reuso espacial.

Este capítulo tem por objetivo fazer uma abordagem geral sobre redes IEEE 802.16j e seus principais conceitos. Nas seções 2.2 e 2.3 são apresentados, respectivamente, o histórico e a arquitetura base do IEEE 802.16. Em seguida, na Seção 2.4, são descritas as funcionalidades mais importantes das redes IEEE 802.16j, de maneira a fornecer um embasamento técnico essencial sobre o tema. A Seção 2.5 faz o encerramento com as devidas considerações sobre os pontos apresentados no capítulo.

## 2.2 Histórico

O WiMAX teve seu início em 2001, com o estabelecimento da especificação IEEE 802.16 pelo IEEE 802.16 *Working Group*, posteriormente publicada em 2002, tendo como proposta servir como uma nova alternativa para tecnologias de redes metropolitanas sem fio (WirelessMAN), capazes de transmitir voz, dados e vídeo em alta velocidade. Desde então, até o presente momento, o padrão experimenta uma série de melhorias, agregando novos mecanismos, recursos e funcionalidades.

A primeira versão desenvolvida e revisada, IEEE 802.16a, foi publicada em 2003. O uso do *Orthogonal Frequency-Division Multiplexing* (OFDM) e a redução da faixa de frequência para 2 a 11 GHz possibilitou a comunicação entre as antenas sem linha de visada, ou *Non-Line of Sight* (NLOS) [6].

Em 2004, foi lançado o IEEE 802.16d, com alcance de cerca de 10 Km sem linha de visada e até 50 Km com linha de visada, permitindo taxas de até 70 Mbps. Essa especificação permite comunicação entre estações assinantes ou *Subscriber Stations* (SSs) por meio da topologia *mesh*, que possibilita aumento na área de cobertura de uma estação base ou *Base Station* (BS) [7]. As classes de serviço, fundamentais para implementação de QoS, que haviam sido descritas no IEEE 802.16b [8], foram revisadas na especificação IEEE 802.16d.

O IEEE 802.16e, publicado em 2006, oferece suporte a mobilidade com *handover*, mecanismo responsável por manter o estabelecimento da conexão entre dispositivos que estão em deslocamento entre duas células, a uma velocidade de até 100 Km/h [9].

O modo *mesh* foi descontinuado em 2008 e logo após, em 2009, o IEEE 802.16 *Working Group* definiu um novo modo de topologia conhecido como *Multihop Relay* (MR), adotado em um novo padrão, o IEEE 802.16j. O IEEE 802.16j foi baseado em seu antecessor, o IEEE 802.16e, desenvolvido em 2005, compartilhando muitas de suas características. Seu objetivo é permitir redução de custos e facilidade na implantação (dois pontos-chaves) através do uso da tecnologia MR, estabelecida por meio de estações retransmissoras de sinal capazes de aumentar a área de cobertura e otimizar a vazão geral [10]. Também permite mobilidade das SSs, porém com alguns melhoramentos.

Uma das últimas especificações, o IEEE 802.16m, trouxe uma série de melhorias, entre elas a possibilidade de comunicação com dispositivos em deslocamento de até 350 Km/h [11], área de cobertura expandida, aprimoramento do mecanismo de retransmissão de

sinal e taxas que podem superar 300 Mbps para estações móveis e 1 Gbps para estações fixas [12].

A Tabela 2.1 apresenta a evolução do padrão, as principais características de cada especificação da família IEEE 802.16 e seu respectivo estado atual, enquanto a Tabela 2.2 faz uma comparação entre algumas funcionalidades dos padrões mais recentes.

Tabela 2.1: Padrões IEEE 802.16 e estado atual (traduzido de [13]).

Padrão	Descrição	Situação
802.16-2001	Acesso banda larga sem fio (10-63 GHz)	Substituído
802.16.2-2001	Prática recomendada para coexistência	Substituído
802.16c-2002	Perfil de sistema para 10-63 GHz	Substituído
802.16a-2003	Definições da camada MAC e física para 2-11 GHz	Substituído
P802.16b	Isento de frequências licenciadas	Retirado/Encerrado
P802.16d	Manutenção e perfis de sistema para 2-11 GHz (Projeto Fundido no 802.16-2004)	Fundido
802.16-2004	Sistema de acesso banda larga sem fio para <i>interfaces</i> fixas	Substituído
P802.16.2a	Coexistência com 2-11 GHz e 23.5-43.5 GHz (Projeto fundido no 802.16.2-2004)	Fundido
802.16.2-2004	Prática recomendada para coexistência (Manutenção do 802.16.2-2001 e P802.16.2a)	Recente
802.16f-2005	<i>Management Information Base</i> (MIB) - Base de gerenciamento de informações para 802.16-2004	Substituído
802.16-2004/Cor1-2005	Correções para operações fixas (publicado em conjunto com 802.16e-2005)	Substituído
802.16e-2005	Sistema móvel de acesso banda larga sem fio	Substituído
802.16k-2007	<i>Bridging of 802.16</i> (melhoramento do IEEE 802.1d)	Recente
802.16g-2007	Plano de gestão de procedimentos e serviços	Substituído
P802.16i	MIB Móvel (Projeto fundido no 802.16-2009)	Substituído
802.16-2009	<i>Interface</i> para sistema fixo e móvel de acesso banda larga sem fio	Recente
802.16j-2009	<i>Multihop Relay</i>	Recente
802.16h-2010	Mecanismos de coexistência melhorada para operações isentas de licença	Recente
802.16m-2011	<i>Interfaces</i> móveis avançadas com taxas de dados de 100 Mbits/s e fixas com 1 Gbit/s. Também conhecido como <i>Mobile WiMAX Release 2</i> ou WirelessMAN-Advanced. Objetivando atender os requisitos da ITU-R IMT-Advanced para sistemas 4G.	Recente
P802.16n	Redes de alta disponibilidade/confiabilidade	Em desenvolvimento
P802.16p	Melhoramentos para suporte a aplicações “máquina-a-máquina”	Em desenvolvimento

Tabela 2.2: Tabela comparativa de funcionalidades dos padrões IEEE 802.16 (adaptado de [14]).

	<b>802.16</b>	<b>802.16-2004</b>	<b>802.16e-2005</b>	<b>802.16j</b>
<b>Status</b>	Aprovado em dezembro de 2001	Aprovado em junho de 2004	Aprovado em dezembro de 2005	Aprovado em junho de 2009
<b>Arquitetura MAC</b>	PMP e <i>mesh</i>	PMP e <i>mesh</i>	PMP e <i>mesh</i>	PMP e MR
<b>Aplicação</b>	Fixa com LOS	Fixa com NLOS	Fixa e móvel com NLOS	Fixa e móvel com NLOS
<b>Espectro de Frequência</b>	10 a 66 GHz	2 a 11 GHz	2 a 11 GHz para aplicações fixas, 2 a 6 GHz para aplicações móveis	Abaixo de 11 GHz
<b>Largura de Banda do Canal</b>	20, 25 e 28 MHz	Canais selecionáveis entre 1,25 e 20 MHz com possibilidade de até 16 subcanais	Canais selecionáveis entre 1,25 e 20 MHz com possibilidade de até 16 subcanais	Canais selecionáveis entre 1,25 e 20 MHz com possibilidade de até 16 subcanais
<b>Taxa de Transmissão</b>	Até 135 Mbps	Até 75 Mbps	Até 75 Mbps	Até 75 Mbps
<b>Agregação de Tráfego</b>	Não	Não	Não	Apenas <i>multihop</i>
<b>Esquema de Transmissão</b>	Apenas <i>Single carrier</i>	<i>Single carrier</i> e OFDM 256	<i>Single carrier</i> , OFDM 256 e OFDM escalável com até 2048 <i>subcarriers</i>	<i>Single carrier</i> , OFDM 256, OFDM escalável com até 2048 <i>subcarriers</i> e OFDMA

## 2.3 Arquitetura Base

O IEEE 802.16 especifica as camadas *Physical Layer* (PHY) e *Media Access Control* (MAC), respectivamente correspondentes às camadas física e de enlace do modelo de referência OSI/ISO.

A camada PHY, responsável pela difusão e recepção do sinal no meio físico sem fio, estabelece conectividade entre a estação base ou *Base Station* (BS) e as estações assinantes ou *Subscriber Stations* (SSs), empregando dois possíveis esquemas de duplexação a serem escolhidos na transmissão: *Time Division Duplexing* (TDD) e *Frequency Division Duplexing* (FDD).

A TDD realiza transmissão dos dados na mesma faixa de frequência do sinal, porém alocados em intervalos de tempo diferentes.

A FDD transmite os dados em diferentes faixas de frequência, mas de forma simultânea.

Existem particularidades nos esquemas TDD e FDD, sendo que o TDD possui algumas vantagens e flexibilidades em relação ao FDD para sistemas 4G [15]. Por esse motivo, e também pela facilidade na implementação, o TDD é amplamente utilizado.

A camada PHY pode implementar as seguintes versões [16]:

- **WirelessMAN-SC:** utiliza esquema de modulação *single-carrier*, de apenas uma subportadora. Essa versão foi criada para operar com linha de visada, ou *Line of Sight* (LOS), nas faixas de 10 a 66 GHz. Trabalha no modo FDD ou TDD;
- **WirelessMAN-SCa:** utiliza *single-carrier*, porém opera sem linha de visada (NLOS) em frequências até 11 GHz, permitindo alguns recursos como modulação adaptativa, diferentes esquemas de codificação, mecanismo *Automatic Repeat reQuest* (ARQ) para sinalização e alocação de largura de banda, entre outros. Trabalha no modo FDD ou TDD;
- **WirelessMAN-OFDM:** opera sem linha de visada em frequências abaixo de 11 GHz. Permite divisão do sinal em até 256 subportadoras ordenadas no domínio do tempo se estiver trabalhando no modo TDD, ou no domínio da frequência se estiver no modo FDD. Implementa subcanal *uplink* multiplexado em conjunto com o *downlink*, entre outras características;

- **WirelessMAN-OFDMA:** também opera sem linha de visada em frequências abaixo de 11 GHz. Possui as mesmas características do OFDM, porém com a possibilidade de transmitir dados compartilhados de múltiplos usuários, dividindo o sinal em até 2048 subportadoras. Trabalha no modo FDD ou TDD;
- **WirelessMAN-HUMAN:** projetado para operar em frequências não licenciadas nas faixas de 5 a 6 GHz. Utiliza apenas modo TDD e carece de regulação em alguns países. Inclui as especificações WirelessMAN-SCa, WirelessMAN-OFDM e WirelessMAN-OFDMA.

A camada PHY implementa um determinado esquema de modulação, podendo ser fixo ou ajustável de acordo com a relação sinal-ruído ou *Signal to Noise Ratio* (SNR) do canal. O motivo de se ajustar o esquema de modulação de acordo com o estado do canal é justificado pela otimização em sua utilização. Quando a condição do canal é ruim, adota-se um esquema de modulação de baixo nível, porém mais resistente a interferências. No caso de um canal em bom estado, é adotado um esquema de alto nível, permitindo taxas de transferência mais altas. Essa técnica é conhecida como *Adaptation Modulation and Coding* (AMC).

O AMC é extremamente útil em situações de mobilidade das SSs, onde existe constante alteração nas condições do canal. Também pode subsidiar informações importantes para o algoritmo de escalonamento adotado na camada MAC, estratégia conhecida como *cross-layer*, vista mais adiante, impactando na forma de alocação dos recursos.

São considerados os seguintes esquemas de modulação na camada PHY para o IEEE 802.16: BPSK, QPSK, 16QAM, 64QAM.

A camada MAC é responsável pelo acesso ao canal (meio físico), gerenciamento das conexões, suporte e aplicação de QoS, ordenação e encaminhamento dos quadros, supressão de cabeçalhos, autenticação, criptografia, alocação de recursos, entre outras tarefas.

A camada MAC é subdividida em três camadas, detalhadas mais adiante: *Convergence Sublayer* (CS), *Common Part Sublayer* (CPS) e *Security Sublayer* (SS).

A especificação base do IEEE 802.16 estabelece dois tipos possíveis de topologia: *Point-to-Multipoint* (PMP) e *mesh*. O PMP estabelece centralização do controle da rede na BS, sendo essa responsável pela alocação de recursos e gerenciamento das SSs.

Na topologia *mesh*, as estações podem estabelecer comunicação entre si sem a necessidade de intermediação da BS, possibilitando aumento na área de cobertura da rede,

redução de custos na implantação, entre outras melhorias. Entretanto, a topologia *mesh* também oferece alguns problemas e desafios a serem solucionados, como a implementação de um algoritmo de escalonamento adequado para alocação de recursos em redes nesse modo, sobrecarga de informações no cabeçalho dos quadros (*overhead*) devido às sucessivas retransmissões, etc.

## 2.4 Arquitetura IEEE 802.16j

### 2.4.1 Topologia e Modos de Operação

Semelhantemente ao padrão IEEE 802.16e, uma rede IEEE 802.16j é constituída de uma BS, responsável pelo gerenciamento da rede e provisão de acesso à Internet por meio de *backhaul* conectado a um *Internet Service Provider* (ISP), e SSs, podendo ser móveis, conhecidas como *Mobile Subscriber* (MS). Entretanto, nesse padrão, criou-se o conceito de RS, com a finalidade de otimizar o desempenho geral da rede por meio da retransmissão de quadros, reuso de espectro de frequência, aumento do raio de alcance da BS, entre outras capacidades que diferenciam o 802.16j dos padrões anteriores. As SSs podem comunicar-se diretamente à BS ou por intermédio de uma ou mais RSs de acordo com seu modo de operação.

Redes IEEE 802.16j podem operar no modo PMP, permitindo interoperabilidade com o IEEE 802.16e, ou no modo MR em duas formas de retransmissão pelas RSs: transparente ou *Transparent Relay Station* (T-RS), e não-transparente ou *Non-Transparent Relay Station* (NT-RS) [17].

No modo T-RS, uma RS apenas repassa o quadro da BS para a MS, permitindo, no máximo, dois saltos (*hops*) de transmissão entre estações. Não existe mudança na estrutura do quadro a ser transmitido. Nesse modo é necessário que as MSs estejam dentro do raio de cobertura de sinal da BS para estabelecerem comunicação. O esquema de encaminhamento de dados é baseado no identificador da conexão.

Estações T-RS operam em conjunto com a BS apenas no modo de escalonamento centralizado, detalhado mais adiante. Essa forma de retransmissão possui baixa complexidade e exige pouco esforço em sua implementação.

No modo NT-RS, as RSs possuem a capacidade de gerar sua própria informação do quadro, gerenciar as MSs e negociarem com a BS as regras para acesso à rede e

controle de tráfego, possibilitando um controle descentralizado da rede em termos de rota e controle de tráfego. Além disso, existe a possibilidade de dois ou mais saltos, permitindo que um quadro seja retransmitido por várias RSs até alcançar seu destino final. O encaminhamento de dados pode ser por tunelamento ou baseado no identificador de conexão. A rota do tráfego pode ser gerenciada de forma explícita ou embutida. Estações desse tipo podem operar no modo de escalonamento centralizado ou distribuído.

A Figura 2.1 ilustra o modelo e estrutura de uma topologia de rede IEEE 802.16j.

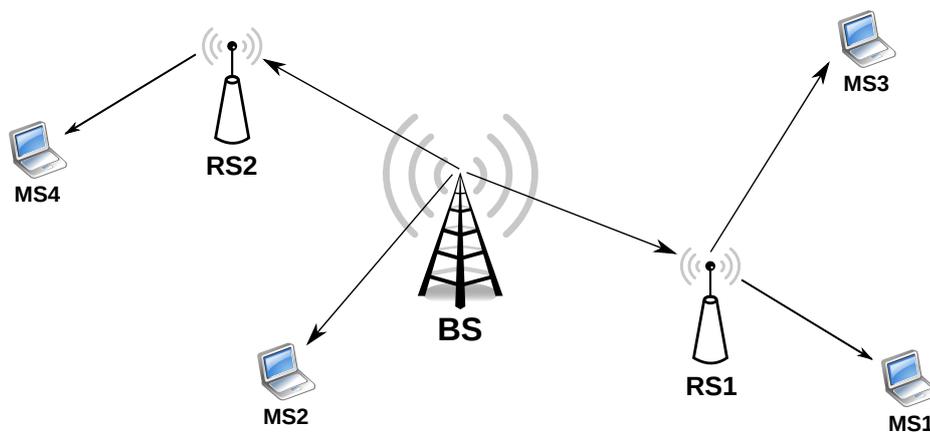


Figura 2.1: Exemplo de uma topologia de rede IEEE 802.16j.

No modo NT-RS, a RS pode ajustar a estrutura do quadro de maneira que essa defina sua própria informação no cabeçalho, contendo também informações sobre transmissão de dados da BS para MS (emissor e receptor, ou vice-versa), permitindo o roteamento dos pacotes na rede com dois ou mais saltos no nível da camada MAC.

Estações BS são consideradas como estações superordenadas pela RS e MS no modo T-RS, ou seja, a próxima estação no canal *uplink*. Algumas NT-RSs podem agir como estações superordenadas de outras NT-RSs e MSs. Estações subsequentes no canal *downlink* são consideradas como estações sub-ordenadas, caso de uma MS ou algumas NT-RS, por exemplo.

Considerando o modo de operação e a transmissão dos quadros, é importante ponderar que cada modo, T-RS e NT-RS, utilize uma estrutura específica de quadro que ofereça suporte para a transmissão. Essa estrutura define o formato do quadro com os dados que o compõe, bem como as informações e regras a serem consideradas em sua transmissão.

### 2.4.1.1 Implantação das RSs

Em termos de implantação, a especificação IEEE 802.16j também permite mobilidade das RSs, atribuindo uma característica bem mais dinâmica à sua estrutura original e sendo útil em casos específicos.

São definidos os seguintes esquemas de implantação de RSs [14]:

- **Fixed Relay Station (F-RS):** a RS é fixada permanentemente em uma localidade visando o aumento da área de cobertura, capacidade geral da rede ou vazão;
- **Nomadic Relay Station (N-RS):** é utilizado em situações onde o aumento da área de cobertura é temporário, normalmente para prover cobertura ou capacidade adicional em situações emergenciais ou transitórias;
- **Mobile Relay Station (M-RS):** é um esquema totalmente móvel, a RS conecta-se à uma BS ou RS fixa superordenada, sendo montada em veículos como trens, carros ou ônibus.

### 2.4.1.2 Tunelamento e CID

O IEEE 802.16j oferece dois modos de encaminhamento de dados citados anteriormente:

- **Tunelamento:** nesse esquema é definido apenas um identificador de conexão, ou *Tunnel Connection Identifier* (T-CID) em todo o caminho existente entre os nós cliente e servidor da conexão [18]. O T-CID é inserido no cabeçalho do quadro para indicar a existência de tunelamento, juntamente com os parâmetros para obtenção de QoS existentes contidos em um identificador de gerenciamento, ou *Management Tunnel Connection Identifier* (MT-CID), utilizado também para indicar parâmetros para aplicação de AMC entre outras informações relevantes. Nesse caso as informações da rota do tráfego devem ser predefinidas e encapsuladas no quadro, informando o caminho a ser percorrido no tunelamento. O tunelamento tem a finalidade de agregar o transporte de tráfego e realizar o gerenciamento da conexão em toda sua rota. Pode operar no modo de escalonamento centralizado ou distribuído, eliminando parte do processo de gerenciamento do cabeçalho por uma NT-RS;

- **Connection Identifier (CID):** cada BS e RS gerencia o *link* associado com um identificador de conexão específico (CID) [18]. Nesse caso a RS conhece os parâmetros necessários para garantia de QoS utilizados e pode gerenciá-los, se necessário. Em modo NT-RS, a rota da conexão é definida apenas no *link* com a próxima estação superordenada ou sub-ordenada (dependendo da direção do tráfego). Essa decisão pode ser baseada em informações sobre o estado do canal, em parâmetros para obtenção de QoS, informações sobre o mapeamento da rede ou em regras específicas definidas na própria RS, podendo levar em consideração diversas outras informações além das anteriormente citadas. Pode operar no modo centralizado ou distribuído.

#### 2.4.1.3 Posicionamento das RSs

Pelo fato da RS exercer papel intermediador nas transmissões, é plausível afirmar que seu posicionamento no ambiente físico da rede IEEE 802.16j possa afetar o desempenho geral. Desta maneira, é importante avaliar e formular o posicionamento das RSs objetivando sempre a otimização no desempenho geral, bem como a facilidade de aplicação de rotas de tráfego no modo NT-RS e também, em alguns casos, a demanda de tráfego distribuída de maneira irregular em áreas geograficamente amplas [19].

Pela lógica, primeiramente são posicionadas as BSs da rede. A partir de então é executado o procedimento para definição da localização adequada das RSs, tomado como um problema de otimização na utilização dos recursos por meio da aplicação de funções objetivas, que visam maximizar a capacidade geral do sistema [20], ou por algoritmos heurísticos, que buscam encontrar uma solução próxima da ideal [21].

Cabe salientar que a otimização geral da rede visa o melhoramento do sistema como um todo, nem sempre sendo adequado a casos ou usuários específicos, podendo até mesmo piorar a qualidade e o desempenho em alguns pontos.

#### 2.4.1.4 Esquemas de Retransmissão de Sinal

A forma como o sinal é encaminhado pela RS é um fator importante a ser considerado. Dependendo do esquema adotado pode ocorrer comportamento diferenciado nas transmissões, devido a mudanças nos parâmetros do sinal, como potência, por exemplo. A razão pela qual existe alteração nos parâmetros do sinal é considerada nos seguintes

esquemas de retransmissão existentes no padrão IEEE 802.16j, descritos a seguir [14]:

- **Amplificação e Encaminhamento:** nesse esquema a RS simplesmente recebe o sinal, amplifica-o e encaminha para a estação subsequente na transmissão. Trata-se de um esquema simples e com baixo atraso;
- **Decodificação e Encaminhamento Seletivo:** evita a propagação de erro no canal. A RS recebe o sinal, decodifica-o, aplica uma checagem de *Cyclic Redundancy Check* (CRC), codifica-o novamente e encaminha-o para a estação subsequente. É um esquema mais elegante, porém requer maiores taxas de transmissão devido ao atraso na verificação de erros, sendo desaconselhável para aplicações de tempo crítico ou em tempo real;
- **Demodulação e Encaminhamento:** a RS demodula o sinal sem decodificá-lo. Após a demodulação o sinal é modulado novamente e encaminhado à estação subsequente. Esse esquema é adequado em situações onde a utilização de dois (ou mais) tipos de modulação diferentes no processo de transmissão e retransmissão torna-se mais eficiente do que apenas um tipo adotado, devido a diversos fatores, como distância, SNR, qualidade do canal, ou uma combinação desses.

#### 2.4.1.5 Esquemas de Pareamento

A finalidade dos esquemas de pareamento é obter colaboração entre as RSs e BSs vizinhas durante as transmissões, seja em uma situação de colisão de quadros, *handover*, ou outra qualquer envolvendo três ou mais estações.

O padrão IEEE 802.16j possui os seguintes esquemas de pareamento [22]:

- **Pareamento Centralizado:** a BS é responsável por controlar e coletar informações sobre o canal e a localização de RSs e MSs. A partir dessas informações a BS toma decisões de pareamento mais adequadas e de acordo com a situação. Nesse esquema existe a necessidade de constante atualização das informações, aumentando o *overhead*. Entretanto, percebe-se ganhos consideráveis no desempenho;
- **Pareamento Distribuído:** as BSs e RSs obtêm as informações das estações vizinhas e tomam as decisões de pareamento isoladamente. Esse esquema é mais adequado para redes no modo NT-RS, uma vez que, nesse modo, pode haver um

aumento no atraso caso a tomada de decisões fosse centralizada, dependendo da quantidade de saltos;

- **Pareamento Aleatório:** como o próprio nome sugere, as BSs e RSs paream-se com uma MS aleatoriamente escolhida sem considerar sua localização ou outro critério qualquer;
- **Pareamento Oportunista:** cada MS escolhe a RS ou BS mais “próxima”, ou seja, com o melhor sinal, e a define como estação superordenada.

Os esquemas de pareamento devem ser escolhidos adequadamente dentro de cada modo de escalonamento adotado na rede, incorrendo-se no risco de perda de qualidade na transmissão caso seja feita uma má combinação entre eles.

## 2.4.2 Camada PHY

O IEEE 802.16j implementa a versão *Orthogonal Frequency-Division Multiple Access* (OFDMA) como esquema de transmissão utilizado na camada PHY.

O OFDMA baseia-se em seu antecessor, o OFDM, que emprega um esquema de acesso múltiplo por meio da alocação de fluxos de dados paralelamente alocados em portadoras separadas em subcanais de frequência. No caso do OFDMA, cada subcanal é subdividido em *slots* no domínio do tempo (conhecidos como símbolo OFDMA) e recebem um subconjunto de dados pertencentes ao fluxo de um usuário individual alocados nesse espaço, considerado como subportadora, a menor fração do quadro OFDMA. Dessa maneira, o mecanismo OFDMA permite transmissão de dados para uma série de usuários fazendo melhor uso do sinal, eliminando interferência entre subportadores e diferenciando-se do OFDM, que utiliza todas suas subportadoras apenas para um único usuário.

O OFDMA executa transformada rápida de Fourier ou *Fast Fourier Transform* (FFT) e pode utilizar até 2048 subportadoras dependendo da modulação empregada, que pode mudar em função da frequência adotada (de 2 a 11 GHz) e também da condição do canal (meio físico).

A Figura 2.2 ilustra um exemplo de alocação de *slots* para um quadro na transmissão OFDMA. As cores indicam usuários individuais na rede.

Outra característica importante do OFDMA é a utilização da técnica de subcanalização, que basicamente é o processo de agrupar subportadoras com a finalidade de organizá-

las para fins ou usuários específicos, possibilitando economia no consumo de energia por meio do ajuste de potência na transmissão de subcanais em detrimento de outros que não exigem tal ação, visto que nem todas as subportadoras precisam ser transmitidas na mesma potência, como no caso de um sinal de *broadcast* ou uma MS mais próxima da BS, por exemplo.

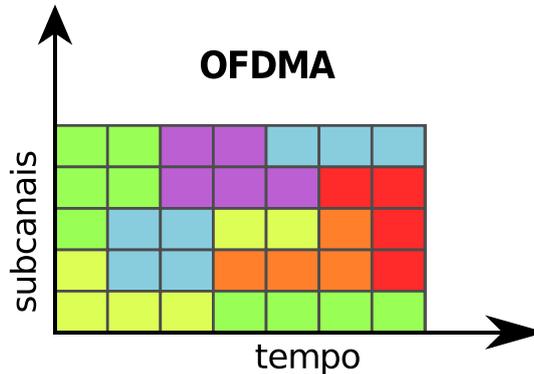


Figura 2.2: Exemplo de alocação de *slots* na transmissão OFDMA [23].

O modo de permutação de subportadoras também é um conceito fundamental a ser destacado. O OFDMA não utiliza todas as subportadoras existentes no sinal, deixando algumas de guarda, outras para dados e subportadoras “piloto”. As formas de distribuição das subportadoras no sinal OFDMA podem acontecer de acordo com os seguintes perfis:

- **Distribuídos:** sendo estes o *Full Usage of the SubChannels* (FUSC), *Partial Usage of the Subchannels* (PUSC), *Optional PUSC* (OPUSC), *Optional FUSC* (OFUSC) e *Tile Usage of SubChannels* (TUSC);
- **Contíguos ou adjacentes:** inclui o AMC, que oferece liberdade de escolha para o melhor perfil de acordo com as condições do meio físico.

#### 2.4.2.1 Estrutura do Quadro

O quadro OFDMA, constituído de subportadoras, é a unidade de informação utilizada na camada MAC. Ele emprega papel fundamental na alocação de largura de banda e, semelhantemente ao IEEE 802.16e, é dividido em dois subquadros: *Downlink* (DL) e *Uplink* (UL).

Após o preâmbulo, utilizado para sincronização entre as estações, segue o subquadro DL, utilizado para comunicação da BS com a MS, e logo a seguir o subquadro UL, utilizado para comunicação da MS com a BS.

O DL possui um cabeçalho de controle do quadro ou *Frame Control Header* (FCH), um campo para gerenciamento das mensagens do quadro DL conhecido como *Downlink Map* (DL-MAP) onde existe o identificador de conexão (CID), um campo para gerenciamento de mensagens do quadro UL ou *Uplink Map* (UL-MAP), campos para descrição do canal *uplink* ou *Uplink Channel Descriptor* (UCD), descrição do canal *downlink* ou *Downlink Channel Descriptor* (DCD) e fragmentos individuais de dados das estações organizados em *bursts*, que são pequenas unidades de informação alocadas no subquadro DL, neste caso denominados *DL-Burst*, sendo destinadas especificamente para cada estação conectada à BS. Os campos DL-MAP e UL-MAP servem como indicadores da estrutura atual dos subquadros DL e UL, respectivamente, apontando o destino e a origem do subquadro correspondente. Os campos UCD e DCD mantêm informações sobre as funcionalidades disponíveis na camada física nos canais *uplink* e *downlink*, respectivamente, sendo úteis para obtenção do tipo de modulação e do *Forward Error Connection* (FEC) utilizado. A Figura 2.3 ilustra a estrutura do quadro OFDMA anteriormente descrita.

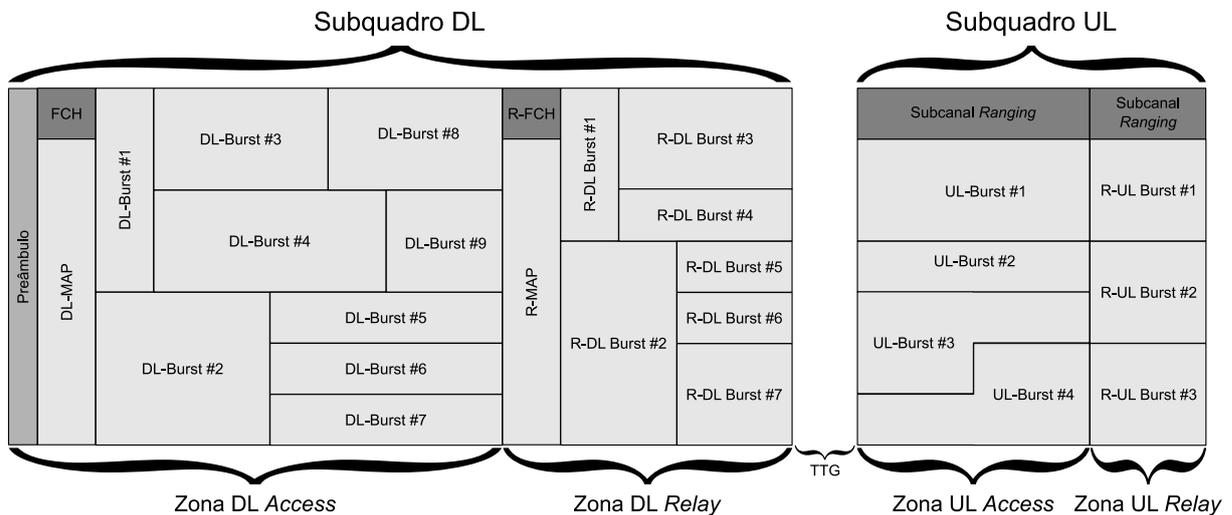


Figura 2.3: Estrutura de um quadro OFDMA no Padrão IEEE 802.16j, no modo NT-RS (adaptado de [19]).

O cabeçalho de controle do quadro (FCH) é subdividido nos seguintes campos [24]:

- **Header Type (HT):** define o tipo de cabeçalho. Sempre é atribuído zero como valor;

- **Encryption Control/Authentication Control (EC/AC)**: utilizado para controle de criptografia ou controle de autenticação de acordo com o momento do uso do quadro. Indica se há criptografia e, para o caso de autenticação, indica se o *payload* começa como definido no cabeçalho MAC ou com o quadro indicador de tunelamento;
- **Relay Mode Indicator (RMI)**: indica existência de modo de retransmissão (*relay*);
- **Allocation Subheader (ASH)**: indica presença ou ausência de subcabeçalho de alocação;
- **Grant Management Subheader (GMSH)**: indica existência de subcabeçalho para gerenciamento de requisições *uplink*;
- **Fragmentation Subheader (FSH)**: utilizado para apontar a existência de fragmentação de quadros;
- **Packing Subheader (PSH)**: campo para indicar existência de subcabeçalho de empacotamento, utilizado para ordenação de quadros fragmentados;
- **QoS Subheader (QSH)**: indica subcabeçalho para controle de QoS;
- **Extended Subframe Header (ESF)**: aponta existência de subcabeçalho estendido, utilizado tanto no *downlink* como no *uplink*;
- **CRC Indicator (CI)**: aponta utilização de verificação CRC;
- **Encryption Key Sequence (EKS)**: usado apenas se o campo EC/AC estiver habilitado. Esse campo contém o índice de chave de criptografia da RS de acesso operando no modo distribuído bem como o vetor de inicialização utilizado para criptografar o *payload*;
- **Length (LEN)**: contém o tamanho do comprimento, em *bytes*, do *MAC Protocol Data Unit* (MPDU), visto mais adiante;
- **Connection Identifier (CID)**: contém o identificador de conexão. Em caso de tunelamento contém o T-CID ou o MT-CID;

- **Header Check Sequence (HCS):** campo de 8 *bits* utilizado para detectar erros no cabeçalho.

A Figura 2.4 ilustra o formato do cabeçalho de controle de quadro e a disposição dos campos.

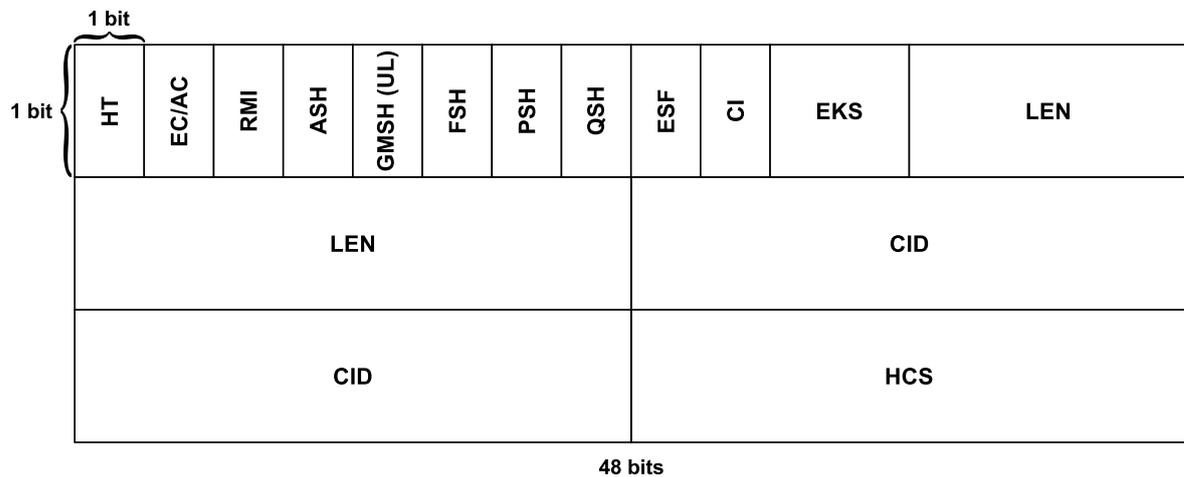


Figura 2.4: Formato do cabeçalho de controle de quadro MPDU com *payload* (adaptado de [24]).

Entre um subquadro DL e UL existe um tempo de guarda ou *Time To Guard* (TTG) definido. Esse tempo é necessário para que a MS mude o modo de emissão de dados para recepção, e vice-versa. O subquadro UL possui campos *UL-Burst* e um campo para *ranging*, abordado mais adiante.

Diferentemente do modo PMP, o modo MR modifica a estrutura do quadro de maneira a possibilitar retransmissões. Nesse caso os subquadros são subdivididos em zonas nos modos T-RS e NT-RS, separadas por um *Receiver Transition Gap* (RTG) na RS (com a finalidade de alternar entre modos de retransmissão) e classificadas em quatro novos tipos específicos: *DL access*, *DL relay*, *UL access* e *UL relay* [25]. Zonas *access* são utilizadas exclusivamente na comunicação entre o emissor e o receptor (BS e MS, não necessariamente nesta ordem), enquanto zonas *relay* são utilizadas na comunicação entre as RSs envolvidas na conexão e o emissor/receptor, dependendo da direção do subquadro. A quantidade de zonas utilizadas nos subquadros é condicionada ao modo de operação, se T-RS ou NT-RS, e do caminho escolhido para transmissão, o qual define a quantidade de RSs envolvidas na conexão, no caso de uma rede NT-RS.

É importante destacar que no modo T-RS, apesar de existirem as zonas *DL Relay* e *UL*

*Relay*, essas são consideradas como zonas transparentes e pertencem apenas a um usuário específico. Diferentemente do modo NT-RS, normalmente esses trechos dos subquadros DL e UL são retransmitidos sem qualquer outro mecanismo envolvido no procedimento.

Para informações sobre a estrutura da zona *relay*, define-se um campo *Relay Map* (R-MAP), que contém informação do emissor e receptor subsequente, permitindo desta forma a retransmissão adequada do quadro. Esse campo pode ser ajustado pela BS ou RS no procedimento de gerenciamento e escolha da rota da conexão. Seu uso é opcional para o modo T-RS.

No modo NT-RS com escalonamento centralizado, a BS gera o campo R-MAP e o *Relay Frame Control Header* (R-FCH), que é o cabeçalho de controle da zona DL *relay*. Se o caminho do sinal na rede for maior do que dois saltos ou se o modo de escalonamento for distribuído, as RSs envolvidas ficam responsáveis pelo gerenciamento desses campos.

Existem dois modos possíveis de operação de retransmissão não-transparente: *Simultaneous Transmit and Receive* (STR) e *Time-division Transmit and Receive* (TTR). No modo STR a RS transmite o sinal para estações superordenadas e subordenadas de maneira simultânea em canais de frequência diferentes, enquanto no modo TTR existe a possibilidade de reuso de frequência com o mecanismo de divisão de tempo. O modo STR não requer campos de *gaps* de transição entre zonas. Uma vez que essas são transmitidas em canais diferentes, não existe a necessidade de alternância de modo *access* para *relay* e vice-versa.

### 2.4.3 Camada MAC

A principal tarefa da camada MAC é compartilhar o canal *wireless* eficientemente e prover *interface* de acesso entre a camada de rede e a camada PHY [26]. No padrão IEEE 802.16, a camada MAC é subdividida em três subcamadas: *Convergence Sublayer* (CS), *Common Part Sublayer* (CPS) e *Security Sublayer* (SS). A comunicação entre as subcamadas é realizada por meio de *Service Access Points* (SAPs), que recebem as informações da camada superior em pacotes conhecidos como *MAC Service Data Units* (MSDUs), organizando-os posteriormente em *MAC Protocol Data Units* (MPDUs) e encaminhados para a camada PHY.

A subcamada CS provê acesso à camada superior, podendo interagir com diferentes tipos de protocolos, como o *Internet Protocol* (IP), por exemplo, e realiza mecanismos

de classificação e compressão dos quadros, quando necessário. A CS também realiza a tarefa de transformação, mapeamento do quadro em *Service Data Units* (SDUs) a serem encaminhados para a CPS e classificação com os identificadores de fluxo de serviço ou *Service Flow Identifier* (SFID) apropriados.

Outra tarefa realizada pela subcamada CS é o *Packet Header Supression* (PHS). Consiste, basicamente, em remover partes redundantes do cabeçalho de cada pacote IP, uma vez que alguns desses pacotes não mudam, e reinserí-los no SDU antes dos pacotes serem encaminhados às camadas superiores. A implementação desse mecanismo é opcional.

A subcamada CPS provê acesso ao sistema, estabelecimento e manutenção da conexão. A subcamada CPS engloba funcionalidades de grande relevância, como mecanismos para provisão de QoS, por exemplo. Ela recebe os quadros classificados e seus respectivos identificadores de conexão (CIDs), realizando o escalonamento e transmitindo à camada PHY por intermédio da subcamada SS. Também realiza a duplexação, rotina de inicialização e entrada na rede, fragmentação, concatenação de SDUs em *Protocol Data Units* (PDUs), enquadramento dos *bits* dos dados da transmissão, implementação de mecanismo para alocação de largura de banda, controle de admissão de chamadas ou *Connection Admission Control* (CAC), escalonamento de pacotes, estabelecimento e manutenção da conexão.

A Figura 2.5 ilustra o esquema em que as subcamadas do padrão IEEE 802.16 estão dispostas.

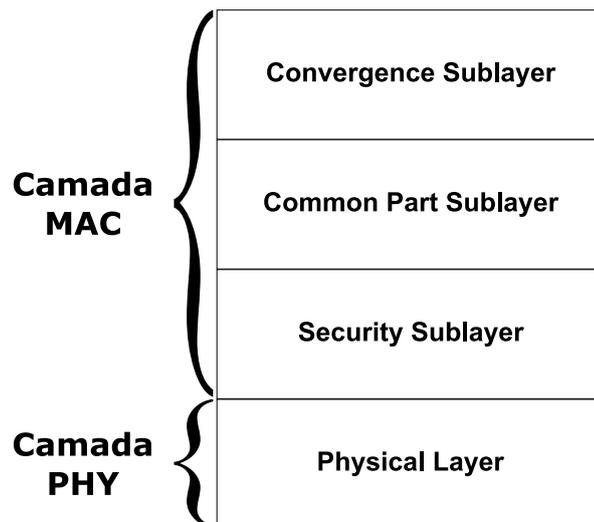


Figura 2.5: Estrutura das subcamadas do Padrão IEEE 802.16.

A subcamada SS é contida na CPS. A SS é responsável em implementar criptografia, autenticação de acesso e troca de chaves de criptografia, possibilitando que o sistema

mantenha-se livres de ataques externos. As funções de segurança implementadas na SS devem atender os seguintes aspectos:

- Suporte à privacidade;
- Autenticação de usuários e dispositivos;
- Protocolo de gerenciamento de chaves flexível;
- Proteção de mensagens de controle;
- Suporte rápido ao *handover*.

A SS pode utilizar *Privacy Key Management* (PKM) ou *Privacy Key Management version 2* (PKMv2) como protocolo de segurança.

Para autenticação o PKM utiliza o algoritmo *Rivest Shamir Adleman* (RSA), que consiste no envio de um certificado no padrão X.509 pela MS em suas informações de autenticação para a BS, contendo o MAC *address* da MS juntamente com a chave pública. Outros algoritmos de criptografia suportados pela SS são o *Data Encryption Standard* (DES), o *Advanced Encryption Standard* (AES) e o *Hashed Message Authentication Code* (HMAC).

A implementação de criptografia é obtida habilitando o funcionamento da SS, sendo opcional para o administrador da rede.

#### 2.4.4 Controle de Tráfego e QoS

O controle de tráfego possui fundamental importância para redes IEEE 802.16j. Ele é realizado por meio de regras de escalonamento e CAC pré-estabelecidas, de responsabilidade do fabricante, executadas na camada MAC das estações envolvidas, de acordo com a arquitetura de escalonamento construída e escolhida pelo desenvolvedor, a fim de definir prioridades nas conexões e assegurar os parâmetros adequados para obtenção de QoS, obedecendo alguns critérios de classificação. As conexões são classificadas de acordo com diversos tipos de regras e critérios, que variam desde o endereço de origem e destino do quadro até a obrigatoriedade de referência da conexão a um único CID.

Após a classificação de uma conexão, essa é associada a um fluxo de serviço ou *Service Flow* (SF), que pode ser de três tipos: provisionado, admitido e ativo. Todos indicam o estado atual de um SF com relação a uma determinada conexão.

Encerrado o procedimento de associação a um SF, esse é agrupado, juntamente com outros SFs, a um dos cinco tipos de classe de serviço, ou serviços de escalonamento:

- ***Unsolicited Grant Service (UGS)***: ideal para fluxos de tráfego de pacotes com tamanho fixo e que devem ser transmitidos em intervalos de tempo periódicos. Exemplo de aplicação com essa característica: *Voice Over Internet Protocol (VoIP)* sem supressão de silêncio;
- ***Real-Time Polling Service (rtPS)***: classe atribuída a tráfego com pacotes de tamanho variável, mas que devem ser transmitidos em intervalos periódicos. Ex.: Vídeo no formato *Moving Pictures Experts Group (MPEG)*;
- ***Non-Real-Time Polling Service (nrtPS)***: tráfegos com essa classificação requerem uma taxa mínima de largura de banda reservada, entretanto, sua transmissão não precisa ser realizada periodicamente, apenas com uma certa regularidade, havendo uma certa tolerância a atrasos. Ex.: transferência de arquivos baseada em *File Transfer Protocol (FTP)*;
- ***Extended Real-Time Polling Service (ertPS)***: classe de serviço introduzida no padrão IEEE 802.16e-2005, sendo similar ao rtPS, porém o rtPS é adequado para aplicações no formato MPEG com compressão, enquanto o ertPS é adequado para aplicações VoIP com supressão de silêncio;
- ***Best Effort (BE)***: pacotes pertencentes a essa classe de serviço não possuem qualquer garantia de largura de banda e atraso mínimo. Ex.: aplicações elásticas, tais como correio eletrônico, etc.

Após o agrupamento dos fluxos de serviço, os pacotes de tráfegos classificados de acordo com as classes de serviço são encaminhados para o escalonador. Nesse ponto realiza-se o procedimento para alocação de largura de banda e priorização de conexões.

São considerados como principais parâmetros para manutenção de QoS na rede: a vazão, o atraso médio e o *jitter*.

A vazão é definida como a quantidade de dados transmitida em um canal durante um determinado período de tempo. Ela é limitada e pode ser obtida em função dos parâmetros mínimos e máximos de largura de banda e recursos alocados a serem atribuídos a uma

determinada conexão. Uma vez estabelecidos, os parâmetros devem ser acompanhados e estritamente aplicados.

O atraso médio, ou em alguns casos atraso máximo, define um limite aceitável de tempo entre a transmissão ou recepção de quadros, garantindo tráfego para determinados tipos de conexão e classes de serviço.

O *jitter* é definido como a medida de variação de tempo entre a transmissão sucessiva de quadros na rede. O *jitter* estabelece um nível de constância na conexão, normalmente em termos de tolerância, ou seja, a estabilidade adequada para uma determinada transmissão de quadros. Esse parâmetro é fundamental para manutenção de conexões UGS.

### 2.4.5 Alocação de Largura de Banda e Mecanismos para Recuperação de Erros e Perdas

Para realizar alocação de largura de banda a camada MAC baseia-se em informações contidas no quadro com essa finalidade. Isso faz com que a camada PHY não exerça o papel principal no processo de alocação de largura de banda, ainda que disponha de recursos para tal. No processo, após o procedimento de entrada à rede, a MS solicita largura de banda para a BS que deve analisar os requisitos de QoS, o número de CIDs e outros critérios de acordo com o algoritmo de escalonamento implementado. Após análise dessas informações, só então a BS determina a largura de banda adequada para conexão da MS à rede.

O procedimento de requisição de largura de banda poderá ser realizado de forma incremental ou agregada. Na forma incremental a BS aloca largura de banda de acordo com a percepção da quantidade necessária para a conexão. Na forma agregada a BS realiza a alocação de largura de banda de acordo com a quantidade solicitada pela MS, informada no quadro. A alocação de largura de banda incremental é obrigatória para redes NT-RS.

As estações solicitam largura de banda por meio de envio de quadros com mensagens *Bandwidth Request* (BW-REQ) e utilização de dois mecanismos para recuperação de erros e perdas, conhecidos como *Automatic Repeat reQuest* (ARQ) e *Hybrid Automatic Repeat reQuest* (HARQ). Ambos utilizam quadros *Acknowledged* (ACK) e *Not Acknowledged* (NACK), que tem por objetivo confirmar ou não o recebimento de uma solicitação. Os mecanismos consistem basicamente em transmitir o quadro, aguardar resposta do receptor

durante um determinado período de tempo (*timeout*) e retransmiti-lo caso um quadro NACK seja recebido ou o *timeout* tenha expirado. O HARQ diferencia-se do ARQ pelo fato de combinar retransmissões subsequentes com transmissões anteriormente enviadas com erro ou não recebidas, de maneira a melhorar a confiabilidade.

Existem três tipos de mecanismos ARQ definidos no IEEE 802.16j: *end-to-end*, *two links* e *hop-by-hop* [19]. No *end-to-end*, o processo é definido diretamente entre a BS e a MS, independente das RSs envolvidas ou não na conexão, servindo nesse caso apenas como intermediadoras. O modo *two links* estabelece dois processos: um para *link* de acesso e outro para *relay*. Em *hop-by-hop*, cada salto da rede possui um processo ARQ individual.

Independente da largura de banda total do canal, a BS pode reservar uma pequena fração para acesso individual ou de um grupo específico de MSs, de acordo com a necessidade da rede.

A Tabela 2.3 apresenta as formas de alocação de largura de banda e mecanismos ARQ possíveis utilizados em modos de rede no padrão IEEE 802.16j.

Tabela 2.3: Alocação de largura de banda e mecanismos ARQ para redes IEEE 802.16j.

	Alocação de Largura de Banda			
	MODO DE OPERAÇÃO ARQ			FORMA DE ALOCAÇÃO
	<i>End-to-end</i>	<i>Two links</i>	<i>Hop-by-hop</i>	Incremental ou Agregada
<b>T-RS Centralizado</b>	X	-	-	Incremental/Agregada
<b>NT-RS Centralizado</b>	X	X	X	Incremental
<b>NT-RS Distribuído</b>	-	X	X	Incremental

## 2.4.6 Mobilidade e *Handover*

Uma característica importante a ser considerada no padrão IEEE 802.16j é a mobilidade. Esse conceito foi herdado de especificações anteriores e adaptado para o esquema MR.

Para que haja mobilidade na rede é necessário a implementação de uma técnica conhecida como *handover* (ou *handoff*). Basicamente, essa técnica estabelece o procedimento realizado para manter a conectividade, bem como a quantidade e a qualidade de recursos alocados para uma MS à medida que essa movimenta-se para dentro ou fora da área de cobertura da BS ou RS, se for o caso de uma extensão.

Em redes celulares *multihop*, é comum a existência de *overlaps*, ou seja, a sobreposição

de sinal de uma estação BS ou RS por outra. Por esse motivo, considera-se bastante provável a existência de candidatos a estações superordenadas para uma MS que esteja em movimento.

As técnicas utilizadas para *handover* podem ser classificadas, em termos de estrutura de quadro no formato *broadcast* síncrono, em intra-células e inter-células. Para situações onde a estrutura do quadro está no formato *broadcast* assíncrono, a MS pode realizar *handover* intra-celular e inter-celular. No *handover* intra-celular a MS não participa do procedimento, sendo esse totalmente controlado pela BS. Na forma inter-celular, a MS realiza procedimentos legados inter-BS, ou seja, de acordo com a regra adotada em cada célula.

Técnicas utilizadas para o procedimento de *handover* [19]:

- **Hard Handover (HHO):** permite à MS comunicação com apenas uma estação superordenada por vez. O procedimento de *handover* é estabelecido a partir do momento que o sinal da estação superordenada mais próxima esteja mais forte. É mais simples, entretanto possui alta latência, sendo inadequado para uso em aplicações em tempo real;
- **Macro Diversity Handover (MDHO):** a MS mantém uma lista de BSs ativas conhecida como *Active Set* ou *Diversity Set*. A MS pode comunicar-se com todas as BSs pertencentes a essa lista, seja no canal *uplink* ou *downlink*. Essa técnica aumenta o *overhead* e a quantidade de recursos utilizados pela MS na rede;
- **Fast Base Station Switching (FBSS):** a MS mantém o *Active Set* e um CID válido para as demais BSs, entretanto, a conexão é estabelecida apenas com uma única BS conhecida como âncora, podendo ser substituída por outra BS da lista no modo quadro a quadro, dependendo do esquema de seleção definido, dispensando a necessidade de mensagens de sinalização de *handover*.

Especificamente para o caso do IEEE 802.16j, a BS mantém boa parte do controle de *handover*, mesmo operando no modo NT-RS. A BS deve garantir os recursos disponíveis para realização do *handover* no *relay link*, de maneira que esses sejam apropriadamente encaminhados pelas RSs envolvidas no procedimento.

## 2.4.7 Escalonamento e CAC

### 2.4.7.1 Escalonamento em Redes IEEE 802.16

Escalonamento é o processo adotado para definição de prioridades no compartilhamento dos recursos da rede, observando regras pré-determinadas por meio das classes de serviço, visando a atribuição de privilégios para algumas conexões selecionadas, justiça no acesso, estratégias de requisição de largura de banda para cada nó da rede, escalabilidade, entre outras características desejáveis em um ambiente de rede.

Um algoritmo de escalonamento deve ser simples, flexível, capaz de atender a todas as conexões conduzidas no processo, mantendo justiça no acesso, protegendo recursos alocados nas conexões, permitindo também mobilidade, entre outras características [27].

Especialmente no caso de redes IEEE 802.16j, o algoritmo de escalonamento deve observar o tipo da rede (T-RS ou NT-RS), a forma de roteamento de tráfego, o modo de escalonamento adotado, a quantidade de conexões a serem estabelecidas e os problemas envolvidos, como falhas na transmissão ou recepção do sinal, entre outros.

Diferentes técnicas podem ser implementadas em um algoritmo de escalonamento adotado em uma rede IEEE 802.16j, entretanto, elas devem atender as características básicas desejáveis a um escalonador e também definir sua arquitetura, ou seja, as camadas onde é implementado, os critérios adotados, os esquemas de pareamento e outros pontos a serem observados.

Levando-se em consideração a forma de roteamento e operação da rede, se T-RS ou NT-RS, e o modo de escalonamento utilizado, pode-se visualizar quatro possíveis cenários a serem adotados [28]:

- **Escalonamento e roteamento centralizados:** nesse caso a BS é responsável não somente pelo gerenciamento dos recursos, mas também pela definição das rotas das conexões, caso a rede adotada seja NT-RS;
- **Escalonamento centralizado e roteamento distribuído:** a BS é responsável pela alocação de recursos, buscando manter uma regra livre de colisões, entretanto, desconhece a rota empregada na conexão, sendo de responsabilidade da MS, em conjunto com a(s) RS(s), encontrar o melhor caminho para acesso;
- **Escalonamento e roteamento distribuídos:** nesse cenário a BS preocupa-se

apenas em coordenar os recursos das RSs e MSs dentro de seu raio de sinal, delegando às RSs vizinhas, através de um quadro de mensagem no formato *RS Scheduling Message* (RS-SCH), a responsabilidade para gerenciamento de recursos de estações fora de sua área de alcance. As RSs, por sua vez, podem operar em conjunto com as MSs, negociando os recursos necessários para transmissão dos dados, bem como as rotas das conexões;

- **Escalonamento e roteamento híbridos:** aqui os algoritmos de escalonamento e roteamento podem ser implementados ora de maneira centralizada, ora distribuída, de acordo com a necessidade encontrada e a forma mais conveniente.

A competição pela utilização de recursos é uma característica comum em redes de computadores, principalmente em situações nas quais existe contenção. Como descrito acima, cabe portanto ao escalonador, por meio de um algoritmo de escalonamento, a tarefa de partilhar os recursos com equidade (justiça) e também atender a aplicações críticas que demandam certa periodicidade nas transmissões dos dados.

O escalonamento define uma disciplina de serviço e possui a função de gerenciar as filas de pedidos de serviço e realizar a alocação dos recursos durante a transferência dos dados, decidindo a ordem dos serviços em competição.

Existem dois tipos de disciplinas de escalonamento: *work-conserving* e *nonwork-conserving*. A *work-conserving* mantém o escalonador sempre ativo enquanto existirem pacotes a serem transmitidos. A disciplina *nonwork-conserving* determina um fator de elegibilidade atribuído aos pacotes para que esses sejam transmitidos. Se nenhum pacote for elegível, nenhum deles será transmitido, deixando o escalonador em estado de inatividade.

No tratamento dos fluxos de tráfego, esses podem ser agregados ou não. Em situações de agregamento total, é considerado apenas uma única variável de estado para todas as ligações que compartilham o mesmo parâmetro para obtenção de QoS, entretanto, a diferenciação do tráfego não é possível nesse caso. Se os fluxos forem tratados individualmente é possível diferenciar os parâmetros para obtenção de QoS por fluxo de tráfego, porém é necessário manter informação sobre o estado de cada ligação, aumentando a complexidade do escalonador. A diferenciação de tráfego é conhecida como classificação.

De fato, a solução mais adequada, considerada como intermediária, é a utilização das classes de serviço descritas na Subseção 2.4.4, pois essas agregam os fluxos em diferentes

tipos, cada qual com sua característica em comum, possibilitando classificação e uma definição particular dos parâmetros para obtenção de QoS compartilhados.

A ordem pela qual os pacotes devem ser servidos também é um fator importante a ser considerado no escalonamento. É ela quem define o desempenho do escalonador frente às necessidades encontradas na rede por meio dos fluxos de tráfego. Geralmente a ordem selecionada é tomada com base em sua prioridade.

A estratégia de definição de prioridade mais simples é a *First Come First Serve* (FCFS) ou *First In First Out* (FIFO), ou seja, o primeiro pacote a chegar ao *buffer* é o primeiro a ser transmitido. Essa estratégia não assegura qualquer garantia com relação a atrasos na rede e também não oferece proteção a fluxos que monopolizam a utilização de largura de banda, sendo incapaz de estabelecer um parâmetro máximo ou mínimo de justiça.

Em outras estratégias, mais adequadas para contornar o problema relacionado ao FCFS/FIFO, os pacotes recebem uma etiqueta conhecida como *service tag* e são servidos em ordens diferentes da ordem de chegada, de acordo com a prioridade estabelecida na etiqueta. Obviamente, a aplicação de uma *service tag* a um pacote implica em um aumento no tamanho do cabeçalho, podendo causar *overhead*.

O processo de escalonamento deve estar atento ao *status* da rede, sempre tomando as medidas necessárias para mitigar o congestionamento e suas consequências. Para tal é necessário adotar procedimentos para o gerenciamento de filas em conjunto com algoritmos de escalonamento otimizados. O escalonamento em redes IEEE 802.16j é detalhado no próximo capítulo.

#### 2.4.7.2 CAC

CAC é o mecanismo responsável em gerenciar conexões de entrada da rede, auxiliando mecanismos de policiamento da rede, *handover* e outras características também observadas pelo algoritmo de escalonamento.

O CAC é implementado na CPS e executado durante o procedimento de entrada à rede, na maioria dos casos realizado no *ranging* inicial. Ele atende a critérios específicos, normalmente adotados em conjunto com um algoritmo de escalonamento, levando em consideração classes de serviço para as conexões.

Após o procedimento convencional de entrada à rede, o CAC observa as regras para acesso e, com base nas informações obtidas e na disponibilidade de recursos, decide se

aceita ou não a conexão [27]. Essa tarefa auxilia o escalonador e simplifica o processo de utilização de largura de banda do canal, tornando-o mais eficaz. Ao aceitar uma conexão, o CAC assegura que a rede possui os requisitos mínimos necessários para o tráfego.

A utilização de CAC e algoritmos de escalonamento diminui a probabilidade de quedas nas conexões em andamento, dando preferência às conexões pré-existentes em detrimento de novas conexões, entre inúmeras outras contribuições.

Finalmente, uma boa técnica de escalonamento e CAC adotadas podem melhorar significativamente o desempenho de uma rede IEEE 802.16j. Por esse motivo, é possível desenvolver diferentes propostas e estudos com o objetivo de otimizá-la.

## 2.5 Considerações Finais

Este capítulo apresentou os principais fundamentos das redes IEEE 802.16j. Em princípio, foram abordadas as redes IEEE 802.16. Seu histórico, evolução e sua arquitetura base foram descritos com a intenção de facilitar a compreensão em relação às especificações antecessoras do IEEE 802.16j. Na sequência, a rede IEEE 802.16j foi investigada e descrita em seus principais fundamentos: camadas PHY e MAC, controle de tráfego e QoS, alocação de largura de banda, entre outros, essenciais para compreensão geral do tema e prosseguimento do assunto deste trabalho.

# Capítulo 3

## Escalonamento em Redes IEEE 802.16j

### 3.1 Introdução

Como visto anteriormente na Subseção 2.4.7, o compartilhamento de recursos em redes IEEE 802.16j é um ponto crítico e deve ser analisado com atenção. Além do mais, é necessário considerar também a experiência do usuário no nível da aplicação executada na rede. Para isso existem os escalonadores de pacotes e as classes de serviço, que gerenciam o compartilhamento de recursos e classificam as aplicações em cinco tipos diferentes de acordo com a característica do tráfego, respectivamente.

Cada escalonador implementa um determinado algoritmo objetivando sempre um melhor desempenho nos tráfegos de acordo com a necessidade encontrada. A Seção 3.2 descreve os critérios essenciais para obtenção de um bom desempenho em algoritmos de escalonamento. A Seção 3.3 cita os principais mecanismos para obtenção de QoS em uma rede e os parâmetros, organizados nas classes de serviço, considerados no escalonamento a fim de se obter QoS. O estado da arte dos diferentes e mais importantes tipos de escalonadores é considerado na Seção 3.4. Nessa seção também são descritas as regras, os cálculos e algoritmos adotados em cada um deles, com objetivo de informar seu funcionamento. Finalmente, a Seção 3.5 apresenta as possíveis estratégias de escalonamento, elaboradas até o presente momento, a serem utilizadas em redes IEEE 802.16j, e a Seção 3.6 apresenta as devidas conclusões sobre este capítulo.

## 3.2 Critérios para Seleção de Algoritmos de Escalonamento

Escalonadores devem atender alguns critérios essenciais para proporcionar melhor desempenho, percepção de qualidade pelo usuário e uma experiência mais justa no ambiente de rede. Exemplos de alguns critérios [27]:

- **Simplicidade:** o algoritmo implementado em um escalonador deve ser simples, de maneira a reduzir o tempo gasto na execução de suas regras, eliminando parte do atraso de processamento;
- **Utilização eficiente do enlace:** um escalonador deve obter vantagem das capacidades disponíveis para transmissão de dados no meio físico, de maneira a otimizar o desempenho no envio e recebimento dos dados;
- **Degradação de serviço:** o escalonador deve compensar a falta de provisão de serviço para conexões com más condições de sinal em detrimento de outras conexões em bom estado, de maneira suave e gradual;
- **Escalabilidade:** diz respeito à capacidade do escalonador de lidar com o crescimento da quantidade de fluxos na rede de maneira suave;
- **Justiça:** um bom escalonador deve ser capaz de oferecer utilização do canal de maneira justa, sempre observando os requisitos de QoS e as classes de serviço. Uma boa forma de medir a justiça em uma rede é através do *Jain's fairness index* [29], dado pela seguinte fórmula:

$$I_j = \frac{(\sum_{i=1}^n x_i)^2}{n \sum_{i=1}^n x_i^2} \quad (3.1)$$

Onde  $I_j$  é o índice de justiça obtido,  $x_i$  é a vazão medida de cada fluxo  $i$  durante o tempo de transmissão e  $n$  é a quantidade total de fluxos existentes.

- **Economia de energia:** é importante que o escalonador utilize estratégias para permitir que dispositivos móveis comuniquem-se de forma otimizada e com o mínimo de gasto de energia no envio e recepção dos dados;
- **Proteção contra fluxos indesejados:** o escalonador deve ser capaz de proteger a rede no sentido de evitar que garantias de serviço de algumas classes sejam perdidas

para fluxos desconhecidos, bem como impedir ataques como o DoS ou DDoS, por exemplo [19],[30],[31];

- **Desacoplamento entre atraso e largura de banda:** o escalonador deve saber lidar adequadamente com fluxos que demandam largura de banda alta mas diferem na tolerância ao atraso;
- **Design Cross-Layer MAC-PHY:** a capacidade de ajustar as regras no escalonamento de acordo com as informações obtidas do canal é uma característica interessante e pode ser utilizada em alguns casos, principalmente em situações onde existe AMC;
- **Reuso do espectro de frequência:** o escalonador deve aproveitar adequadamente as técnicas de transmissão adotadas fazendo uso do reaproveitamento do espectro de frequência para duas ou mais transmissões em diferentes áreas na rede, evitando, logicamente, a interferência de sinal sempre que for possível;
- **Topologia e roteamento:** é importante considerar, no caso de redes MR, a necessidade de conduzir informações sobre a topologia da rede e o caminho do tráfego ao escalonador, de forma que esse aplique as regras adequadas para obtenção de um bom desempenho;
- **Estratégia de requisição e alocação de largura de banda:** cada solução de escalonamento deve estabelecer sua própria estratégia para requisição e alocação de largura de banda, quando for possível.

### 3.3 Obtenção de QoS e Classes de Serviço

Para proporcionar QoS em redes WiMAX é importante considerar a utilização dos seguintes mecanismos [26]:

- **CAC:** responsável por realizar o controle da quantidade de conexões em função da largura de banda total disponível e a largura de banda solicitada por conexão. Evita que haja sobrecarga ou degradação de serviço desnecessária;
- **Escalonamento:** realiza alocação de *slots* de tempo para os diferentes tipos de conexões de acordo com os requisitos de QoS;

- **Policimento de Tráfego:** controla o volume de tráfego enviado na rede em um período especificado.

Para delimitação do escopo do estudo, é discutido a seguir apenas o mecanismo de escalonamento.

Para o mecanismo de escalonamento, os requisitos de QoS devem ser atendidos de acordo com as classes de serviço, abordadas na Subseção 2.4.4, que classificam os tráfegos de acordo com suas características e parâmetros para obtenção de QoS a serem aplicados.

As classes de serviço pertencentes ao WiMAX devem, obrigatoriamente, possuir alguns atributos que as diferenciem de um tráfego comum e também tornem os fluxos de serviço mais eficientes de acordo com suas necessidades.

Obviamente, devido às particularidades existentes nas características de cada classe de serviço, é necessário estabelecer adequadamente a configuração de parâmetros para obtenção de QoS a ser associada. Para tal, é importante considerar os parâmetros mais apropriados, fornecendo aqueles que são mais úteis e eficazes de acordo com a classe adotada em função de uma determinada aplicação.

Para obtenção de qualidade de serviço em redes IEEE 802.16j, são considerados os seguintes parâmetros:

- ***Maximum sustained traffic rate* ou Taxa máxima de tráfego sustentada:** define um limiar na taxa de dados transmitida por um serviço, medida em *bits/s*. É utilizada para limitar a quantidade máxima de recursos alocadas para um determinado fluxo de serviço, evitando que esse venha a consumir todos os recursos disponibilizados na rede e impeça a entrada de novos fluxos de serviço. Se esse parâmetro for definido como 0 (zero) ou omitido, não existe taxa máxima obrigatória;
- ***Minimum reserved traffic rate* ou Taxa mínima de tráfego reservada:** especifica a taxa mínima a ser disponibilizada para um fluxo de serviço e deve ser obrigatoriamente atendida pelo escalonador se for estabelecida;
- ***Maximum Latency* ou Latência Máxima:** a latência, ou atraso máximo, define o tempo máximo de transmissão aceitável em um pacote medido entre seu envio e recepção;
- ***Tolerated Jitter* ou Jitter Tolerado:** aponta o maior tempo de variação de atraso aceitável na transmissão de um pacote;

- **Traffic Priority** ou **Prioridade de Tráfego**: esse parâmetro atribui valores de prioridade para fluxos de tráfego com os mesmos parâmetros para obtenção de QoS e mesma classe de serviço, de maneira que um tráfego que possua maior prioridade tenha menor atraso em relação aos demais e preferência na fila do *buffer* de transmissão ou recepção;
- **Request/Transmission Policy** ou **Política de Requisição e Transmissão**: possibilita atribuição de capacidades extras na transmissão associada ao fluxo de serviço, como restrição na requisição de largura de banda, regras para formação da PDU, entre outras.

É importante que o escalonador atenda aos parâmetros referentes a cada classe de serviço. A Tabela 3.1 indica as classes no padrão IEEE 802.16j e a configuração empregada dos parâmetros observados anteriormente para cada uma dessas classes.

Tabela 3.1: Parâmetros para obtenção de QoS atendidos nas classes de serviço para redes IEEE 802.16j.

Parâmetro	Classes de Serviço				
	UGS	rtPS	ertPS	nrtPS	BE
Taxa máxima de tráfego sustentada	X	X	X	X	X
Taxa mínima de tráfego reservada	-	X	X	X	-
Latência Máxima	X	X	X	-	-
<i>Jitter</i> Tolerado	X	-	-	-	-
Prioridade de Tráfego	-	-	-	X	X
Política de Requisição e Transmissão	X	X	X	X	X

As classes de serviço auxiliam na identificação de fluxos de tráfego e aplicação dos parâmetros para obtenção de QoS desejados.

### 3.4 Tipos de Escalonadores

No aspecto de implementação, os escalonadores podem ser organizados em *downlink* ou *uplink*. Escalonadores *downlink* tratam as regras na alocação de recursos e priorização de tráfego para conexões oriundas na BS e destinadas às MSs, podendo existir intervenção das RSs durante o encaminhamento de quadros, se for o caso. Escalonadores *uplink* encarregam-se de alocar recursos das conexões vindas das MSs e destinadas a uma BS ou RS.

Do ponto de vista do meio físico adotado, os escalonadores podem ser classificados em *wireline* e *wireless*.

Escalaonadores *wireline* foram desenvolvidos para operar em ambientes de rede com meio físico cabeado (par trançado, fibra ótica, *etc*). Isso implica em considerar nenhuma ou poucas ocorrências de erro nas transmissões, fazendo com que o algoritmo desenvolvido não venha a se preocupar com esse nível de tratamento dos dados. Apesar da classificação, é possível utilizar alguns escalaonadores *wireline* em redes sem fio, entretanto, é necessário considerar as implicações envolvidas em se adotar o meio físico em questão, entre elas a possibilidade de ocorrência de erros nos canais devido ao desvanecimento tipo Rayleigh, por obstáculos ou outros fatores [32].

Escalaonadores *wireless* possuem mecanismos capazes de prever e corrigir colisões utilizando esquemas de referência para serviços enviados e serviços atendidos, observando a diferença entre eles, ou adotando o conceito de relógio virtual, onde o tempo esperado de resposta ao quadro de uma mensagem é estimado com base em um canal isento de erros ou atrasos. Escalonadores *wireless* são específicos para ambientes onde o meio físico adotado seja o espaço livre. Escalonadores desse tipo também levam em consideração as características inerentes ao meio físico em questão.

### 3.4.1 Escalonadores *Wireline*

#### 3.4.1.1 *Generalized Processor Sharing - GPS*

O GPS é um esquema ideal e não implementável de escalonamento *work-conserving*. Assume-se que cada conexão possua uma fila lógica separada com tráfego fluido, ou seja, uma fila “não-vazia” com tamanhos de pacotes infinitesimais. O GPS é útil como *benchmark*, ou seja, uma ferramenta usada como referência para estudos comparativos de desempenho entre algoritmos de escalonamento [33].

O GPS, também conhecido como *Fluid Fair Queuing* (FFQ), pode ser descrito da seguinte forma:

$$r_i = \frac{\phi_i}{\sum_{j=1}^n \phi_j} r \quad (3.2)$$

Onde  $n$  é a quantidade de classes de serviço atendidas,  $\phi_i$  é o peso atribuído à  $i$ -ésima classe,  $r$  é a taxa de serviço total disponível, e  $\sum_{j=1}^n \phi_j$  é a soma dos pesos acumulados de

todas as classes. A classe  $i$  possui uma taxa mínima  $r_i$  garantida.

Qualquer que seja o tipo de aplicação existente, o GPS aloca exatamente a mesma fração de taxa de serviço para a classe considerada.

#### 3.4.1.2 *Virtual Clock - VC*

Esse algoritmo de escalonamento busca controlar a taxa de transmissão de fluxos de dados por meio de um sistema de multiplexagem estatística, atribuindo um relógio virtual a cada fluxo de dados com a tarefa de medir os intervalos de transmissão de pacotes no momento de sua chegada. A cada *gap* existente entre pacotes de um fluxo em sua chegada é atribuído um *tick* do relógio virtual [34].

O *tick* do relógio virtual é calculado com base na seguinte fórmula:

$$Vtick_i = \frac{1}{AR_i} \quad (3.3)$$

Onde  $AR_i$  é a taxa média de transmissão do fluxo (normalmente medida em quantidade de pacotes por segundo) registrada durante a chegada do pacote.

Após a obtenção dos tempos de chegada dos pacotes no relógio virtual, os fluxos de dados são transmitidos de acordo com a ordem registrada.

O *Virtual Clock* é considerado um algoritmo de escalonamento justo, que assegura prioridades para transmissões com maior taxa de requisição de largura de banda. Entretanto, esse algoritmo não possui mecanismos para impedir a monopolização e a inanição de tráfego.

#### 3.4.1.3 *Weighted Round Robin - WRR*

O *Round Robin* (RR) é um dos escalonadores de pacotes mais simples e fáceis de se implementar. Basicamente ele define um período de tempo ou “janelamento” (quantidade de unidades permitida) conhecido como *quantum*, onde cada processo é executado ou, no caso de redes de computadores, onde cada pacote é transmitido.

O *Weighted Round Robin* (WRR) é um melhoramento do RR. Foi desenvolvido com a finalidade de atender redes comutadas *Asynchronous Transfer Mode* (ATM), podendo ser utilizado em outras aplicações. Uma vez que a vazão requerida em alguns canais pode ser diferenciada, existe a necessidade de se utilizar um fator de ponderação para balancear a

rede, evitando o desperdício de recursos e o consequente atraso causado em decorrência da inatividade de outros canais de transmissão.

Apesar de suas qualidades o WRR não é capaz de reduzir o aumento dos limites de atraso à medida que o tamanho das filas cresce.

#### 3.4.1.4 *Fair Queuing* - FQ

O RR realiza uma alocação justa dos pacotes enviados, mas falha ao garantir alocação justa de largura de banda dos fluxos devido a variações existentes nos tamanhos dos pacotes [35]. Por esse motivo o *Fair Queuing* (FQ) foi proposto como um algoritmo de escalonamento capaz de compensar essa injustiça em termos de alocação de largura de banda.

A motivação na utilização do FQ no lugar do RR também se dá pela inviabilidade de enviar os pacotes na disciplina RR enquanto um determinado algoritmo de gerenciamento de filas é atendido, seja por sua complexidade ou pelo tempo gasto no procedimento.

Basicamente, o FQ emula o escalonamento RR *bit a bit* ou *Bit-by-bit Round robin* (BR) porém orientado a pacote, de maneira que cada pacote tenha um tempo de chegada estabelecido. O pacote que tiver o menor tempo de chegada, ou seja, o mais breve, tem prioridade na fila de transmissão.

Para reduzir a carga computacional é introduzido o conceito de tempo virtual, no qual o tempo de chegada mencionado anteriormente é calculado em função de uma escala de tempo virtual.

O FQ pode ser considerado como uma aproximação do modelo GPS, porém, um de seus problemas é relacionado à capacidade de manter o estado da fila para cada fluxo de dados. Em roteadores com uma grande quantidade de fluxos é necessário uma enorme capacidade de armazenamento, tornando o FQ extremamente caro de ser implementado. A classificação de tráfego também torna-se inviável.

Outra questão crucial refere-se à complexidade do algoritmo FQ, mesmo adotando tempo virtual. O FQ possui um fator de complexidade  $O(\log(n))$  por pacote, violando uma característica fundamental para um escalonador: a simplicidade.

### 3.4.1.5 Stochastic Fair Queuing - SFQ

Embora a proposta do FQ apresente um excelente comportamento nas análises realizadas, sua implementação é impossibilitada pelos requisitos computacionais necessários para torná-la viável em redes de alta velocidade [36].

O SFQ foi elaborado como uma alternativa viável para se aplicar FQ com um nível de justiça satisfatório dispondo de recursos computacionais mais próximos da realidade encontrada.

O SFQ aplica duas funções de *hash* simples, juntas possuindo complexidade  $O(1)$ , para mapear um par de endereços “fonte-destino” de cada conexão em um conjunto de filas FCFS fixado. Para viabilizar a aplicação é estabelecido um limite para o número de conexões (ou “conversações”) que atravessam o *gateway*. A quantidade máxima de conexões simultâneas é dada pela fórmula:

$$M = \frac{G \sum_{i=1}^n C_i}{S} \quad (3.4)$$

Onde  $G$  é o maior *gap* permitido entre pacotes transmitidos em uma conexão (medido em segundos),  $n$  é a quantidade de *interfaces*,  $C_i$  é a capacidade do enlace (medida em *bits* por segundo) da  $i$ -ésima *interface* e  $S$  é o tamanho médio do pacote em *bits*.

A quantidade de conexões em condições típicas é dada pela fórmula:

$$M_t = \frac{B_L}{B_H} M \quad (3.5)$$

$B_L$  é fração de largura de banda alocada para conexões de largura de banda alta (acima de 64 Kbps), enquanto  $B_H$  é a fração de largura de banda alocada para conexões de largura de banda baixa (abaixo de 64 Kbps).

A Tabela 3.2 apresenta o limite de quantidade de conexões para alguns casos apresentados, indicando que o algoritmo SFQ possui viabilidade em sua implementação. O autor em [36] considerou um *gap* máximo entre pacotes de 10 segundos e o *gateway* com quatro *interfaces*. Em um caso típico, 10% das conexões utilizam 90% da vazão da rede, com um tamanho médio de pacote de 1000 *bytes*. No pior caso, cada conexão possui a mesma vazão, com um tamanho médio de pacote de 50 *bytes*.

Cabe considerar que, quanto maior for o tamanho do índice utilizado no *hash*, menor deve ser a injustiça para as conexões no escalonamento. Existe também a possibilidade de

Tabela 3.2: Limite de conexões para redes de computadores utilizando o SFQ [36].

Meio Físico	Caso Típico	Pior Caso
ARPANET (56 Kbps)	31	5.600
T1 (1,5 Mbps)	853	153.600
T3 (45 Mbps)	25.600	4.608.000
Fibra Óptica (1 Gbps)	555.556	100.000.000

colisões entre fluxos, fazendo com que o algoritmo possa se comportar de maneira injusta em algumas situações, no entanto, essa probabilidade é pequena.

### 3.4.1.6 Deficit Round Robin - DRR

O principal fator causador de injustiça em conexões durante o escalonamento é a variação no tamanho dos pacotes juntamente com a não identificação desta no escalonamento RR. O algoritmo DRR propõe reduzir a injustiça utilizando SFQ para definir os fluxos das filas, e RR com contador de *deficit*, que acumula e aloca para um fluxo  $i$ , dentro do período de um *round* (tempo de uma iteração *round robin*), uma determinada quantidade de informação, em *bytes*, conhecida como *quantum*. O algoritmo RR modificado e proposto deve atender as filas definidas pelo algoritmo SFQ adotado.

De maneira simplificada, o DRR define dois processos, um para o enfileiramento e outro para o desenfileiramento de pacotes. O algoritmo estabelece uma *ActiveList*, que é uma lista auxiliar contendo índices de filas que contém pelo menos um pacote, com o objetivo de evitar o processamento de filas vazias. Sempre que um pacote chega a uma fila vazia, essa fila é adicionada ao final da *ActiveList* onde é processada assim que chegar ao início da *ActiveList*. Se ainda existir pacotes a serem enviados, o índice da fila é movido novamente para o final da *ActiveList* aguardando o processamento das filas à frente, caso contrário, o contador de *deficit* é zerado e a fila é removida da *ActiveList* [37].

Os algoritmos 3.1 e 3.2 apresentam o funcionamento do DRR e seus princípios. Primeiramente, no algoritmo 3.1, são apresentados a inicialização e o procedimento para enfileiramento dos pacotes, e posteriormente, no algoritmo 3.2, o procedimento para desenfileiramento dos pacotes.

Onde  $i$  é o índice da  $i$ -ésima fila,  $p$  é o pacote pertencente a uma determinada fila,  $DC_i$  é o contador de *deficit*,  $Q_i$  é o *quantum* estabelecido para ser alocado à  $i$ -ésima fila a cada *round* do escalonamento e  $tp$  é o tamanho do pacote obtido durante o processamento da fila.

---

**Algoritmo 3.1** DRR - *Deficit Round Robin* - Inicialização e Enfileiramento

---

```

1: Inicialização:
2: para  $i \leftarrow 0$  até  $n$  faça
3:    $DC_i \leftarrow 0$ 
4: fim para
5:
6: Enfileiramento (chegada do pacote  $p$ ):
7: extrai índice do pacote  $p$  para  $i$ 
8: se  $i$  não está na ActiveList então
9:   insere  $i$  na ActiveList
10:   $DC_i \leftarrow 0$ 
11: fim se
12: se não há buffers livres então
13:   libera buffer utilizando buffer stealing
14: fim se
15: enfileira pacote  $p$  na fila  $i$ 

```

---



---

**Algoritmo 3.2** DRR - *Deficit Round Robin* - Desenfileiramento

---

```

1: Desenfileiramento:
2: enquanto ActiveList não estiver vazia faça
3:   remove primeiro índice da ActiveList
4:    $DC_i \leftarrow Q_i + DC_i$ 
5:   enquanto  $DC_i > 0$  e fila não estiver vazia faça
6:      $tp \leftarrow$  tamanho da fila
7:     se  $tp \leq DC_i$  então
8:       envia fila
9:        $DC_i \leftarrow DC_i - tp$ 
10:    senão
11:      sai do laço
12:    fim se
13:  fim enquanto
14:  se fila estiver vazia então
15:     $DC_i \leftarrow 0$ 
16:  senão
17:    insere  $i$  na ActiveList
18:  fim se
19: fim enquanto

```

---

O *buffer stealing* é uma técnica estabelecida por [36] na qual prioriza-se o processamento ou descarte de pacotes acumulados do fluxo com a maior fila, liberando a quantidade de *buffers* utilizados.

O DRR pode ser utilizado em conjunto com outros algoritmos de escalonamento, entretanto, essas combinações devem ser adequadamente investigadas.

**3.4.1.7 Weighted Fair Queuing - WFQ**

O WFQ é uma versão implementável do FQ, onde cada fluxo de dados possui uma fila FIFO separada. Se um fluxo nocivo aparecer, esse afeta apenas sua própria conexão.

O algoritmo WFQ estabelece “pesos” aos fluxos de tráfego priorizando o escalonamento

de tráfego de baixo volume (menor peso) e comprometendo a maior parte da largura de banda, deixando a largura de banda restante para ser compartilhada proporcionalmente pelos fluxos com maior volume de dados (maior peso).

A fórmula para obtenção do peso de cada fluxo é:

$$w_i = \frac{1}{c_i} \quad (3.6)$$

Onde  $w_i$  é o peso obtido, e  $c_i$  é o custo por *bit* de dados de cada fluxo  $i$ , ou seja, a quantidade de recursos consumidos por *bit* de dados. Quanto maior o custo envolvido na transmissão dos dados, maior deve ser a prioridade concedida ao fluxo, evitando que haja desperdício de recursos por retransmissão devido a um possível descarte por *timeout* ou outro motivo relacionado.

Uma característica interessante do WFQ é que não existe desperdício de largura de banda. Se não houver tráfego de prioridade mais alta, os tráfegos com prioridade mais baixa são encaminhados. O WFQ também garante atraso fim a fim.

Uma boa forma de se utilizar o WFQ é aplicá-lo em fluxos nrtPS no escalonamento *uplink* de estações assinantes (SSs ou MSs).

#### 3.4.1.8 *Worst-Case Fair Weighted Fair Queuing - WF<sup>2</sup>Q*

Em [38] considera-se que o WFQ não realiza uma boa aproximação do modelo GPS, sendo afirmado inclusive que essa aproximação pode estar distante em termos de quantidade de *bits* servidos por sessão. A partir dessas considerações é proposto um novo algoritmo de escalonamento capaz de superar as fraquezas do WFQ e de realizar uma melhor aproximação do GPS com uma diferença máxima de um tamanho de pacote, possibilitando atraso limitado e praticamente as mesmas propriedades de justiça.

O WF<sup>2</sup>Q utiliza uma constante conhecida como *Worst-Case Fair Index*,  $C_i$ , adotada na fórmula a seguir, que limita o atraso  $D_i$  de chegada de um pacote:

$$D_i < a_i + \frac{Q_i}{r_i} + C_i \quad (3.7)$$

Onde  $r_i$  é a vazão garantida e  $Q_i$  é o tamanho da fila no tempo  $a_i$  para a sessão  $i$ .

O WF<sup>2</sup>Q diferencia-se do WFQ pelo fato de que o próximo pacote escolhido para transmissão é aquele que começa e possivelmente termina recebendo serviço mais próximo

ao modelo GPS, ao invés de optar simplesmente pelo primeiro pacote que completa o serviço correspondente ao modelo GPS.

#### 3.4.1.9 *Self-Clocked Fair Queuing - SCFQ*

A proposta realizada em [39] não faz referência a um sistema hipotético de fluxo fluido (como GPS, por exemplo) eliminando a complexidade computacional associada e adotando o conceito de tempo virtual gerado internamente pelo sistema como forma de implementação.

O conceito de tempo virtual adotado no SCFQ é semelhante ao VC, com a diferença que o tempo virtual ( $v(t)$ ) não é ajustado apenas na chegada do pacote, mas também na ocorrência de outros eventos durante o escalonamento, registrando o progresso de trabalho do sistema.

Basicamente, durante a chegada de um pacote, o SCFQ marca-o com uma *service tag* antes de inserí-lo em uma fila. Posteriormente, os pacotes nas filas são servidos em ordem crescente das *tags* associadas. Para cada sessão  $k$ , as *service tags* dos pacotes são iterativamente calculadas pela fórmula:

$$F_k^i = \frac{1}{r_k} L_k^i + \max(F_k^{i-1}, v(a_k^i)) \quad (3.8)$$

Onde  $F_k^0 = 0$  e  $i = [1, 2, \dots, k]$ ,  $a_k^i$  é o tempo real de chegada do pacote,  $L_k^i$  é o comprimento do pacote,  $r_k$  é a taxa do *link* e  $F_k^i$  é o tempo virtual registrado para o pacote  $p_k^i$ .

Quando o servidor está livre e não existe mais pacotes a serem processados na fila, o  $v(t)$  é zerado bem como os índices  $i$  para cada sessão  $k$ .

Como observado anteriormente, o SCFQ elimina parte da complexidade computacional indesejável enquanto mantém um limite de atraso fim a fim. Apesar disso, suas propriedades de atraso e justiça são piores do que no WF<sup>2</sup>Q [38].

#### 3.4.1.10 *Earliest Deadline First - EDF*

O algoritmo EDF estabelece um vetor  $D = [D_1, D_2, \dots, D_i, \dots, D_n]$  com valores não-negativos que determinam o limite de atraso para uma sessão  $i$ , de maneira que nenhum pacote sofra atraso maior do que  $D_i$  unidades de tempo do escalonador. O *deadline*, ou

tempo de vencimento  $d_k$ , de um pacote  $k$  em uma sessão  $i$ , chegando a um tempo  $t_k$  é dado por [40], [41], [42]:

$$d_k^i = t_k + D_i \quad (3.9)$$

Após o cálculo do *deadline*, o algoritmo adota uma política preemptiva ou não-preemptiva, previamente definida, na classificação dos pacotes. Independente da política adotada, o pacote com o menor *deadline* possui prioridade na fila do escalonamento.

### 3.4.2 Escalonadores *Wireless*

#### 3.4.2.1 *Idealized Wireless Fair Queuing - IWFQ*

A proposta do IWFQ [32] é realizar uma aproximação idealizada do GPS (FFQ) para redes *wireless*. O algoritmo faz dois pressupostos chave:

- Cada fluxo possui pleno conhecimento do estado do canal, identificando o momento ideal para transmissão;
- É considerado um protocolo na camada MAC isento de erros.

É adotado o conceito de tempo virtual para o serviço livre de erros, sincronizado com o tempo virtual utilizado no algoritmo. A cada chegada de um pacote  $n$  do fluxo  $i$  são marcadas duas *tags* de identificação de tempo inicial (*start tag*) e final (*finish tag*),  $s_{i,n}$  e  $f_{i,n}$ , respectivamente, obtidas pelas fórmulas:

$$s_{i,n} = \max[v(A(t_{i,n})), f_{i,n-1}] \quad (3.10)$$

$$f_{i,n} = s_{i,n} + \frac{L_{i,n}}{r_i} \quad (3.11)$$

Onde,  $r_i$  é a taxa de transmissão disponível,  $L_{i,n}$  é o tamanho do  $n$ -ésimo pacote do fluxo  $i$  e  $v(A(t))$  é o tempo virtual do serviço livre de erros dado por:

$$\frac{dv(t)}{dt} = \frac{C}{\sum_{i \in B_{FFQ}(t)} r_i} \quad (3.12)$$

$C$  é a capacidade do canal em *bits/s* e  $B_{FFQ}(t)$  é o conjunto de fluxos acumulados no tempo  $t$  no serviço fluido livre de erros.

As *service tags* dos fluxos acumulados são reajustadas a cada iteração com valor igual à *finish tag* do pacote *Head Of Line* (HOL) — ou “cabeça de fila” — do fluxo considerado e, se não houver pacotes a serem transmitidos, a *service tag* do fluxo correspondente recebe um valor conceitual infinito. Dentre os fluxos escolhidos para transmissão, é selecionado aquele que tiver a menor *service tag* e transmite-se seu pacote HOL. O processo de seleção nesse ponto é semelhante ao adotado no WF<sup>2</sup>Q.

O IWFQ permite atrasos dentro do limiar especificado, entretanto é considerada uma ligeira mudança na fórmula de cálculo da *start tag* e *finish tag*.

Algumas implementações do IWFQ permitem imprevisibilidade do estado do canal, entretanto deve existir um excelente acoplamento com a camada MAC em função da constante necessidade em se obter informações relevantes ao escalonador.

O IWFQ é recomendado para ser utilizado em aplicações rtPS e ertPS nas estações assinantes (SSs e MSs).

#### 3.4.2.2 *Channel-Independent Fair Queuing - CIFQ*

O autor do algoritmo CIFQ, descrito em [43], identifica algumas propriedades desejáveis para qualquer algoritmo de escalonamento *wireless* que deseja realizar aproximação ao GPS:

- Garantias de vazão e atraso mínimo para sessões livres de erro;
- Garantia de justiça a longo prazo entre sessões com e sem erro;
- Garantia de justiça a curto prazo entre sessões livres de erro;
- Degradação de serviço para sessões servidas em excesso.

O CIFQ foi proposto com a finalidade de alcançar essas propriedades com baixa complexidade computacional.

O algoritmo primeiramente classifica as sessões em três tipos: *leading*, *lagging* e *satisfied*. Sessões *leading* são consideradas aquelas que recebem mais serviço do que em um sistema ideal livre de erros. Sessões *lagging* são aquelas que recebem menos serviço do que o necessário para manutenção das propriedades anteriormente descritas. Sessões *satisfied* são aquelas que recebem exatamente a mesma quantidade de serviço necessária para manutenção das propriedades.

São considerados dois sistemas:  $S$  e  $S^r$ . Para todo e qualquer sistema  $S$  é considerado um sistema  $S^r$  livre de erros como referência, onde é feito sua classificação e é empregado o algoritmo SFQ para servir os pacotes na ordem crescente dos tempos virtuais iniciais (transmissão do pacote).

A mesma sessão é selecionada simultaneamente em ambos os sistemas. Qualquer pacote no início da fila de uma sessão selecionada em um sistema  $S^r$  é transmitido. Uma sessão selecionada em um sistema  $S$  possui apenas uma possibilidade de transmissão avaliada de acordo com seu estado de erro, ou quando é classificada como *leading*.

A cada sessão  $i$  é associado um tempo virtual e um parâmetro de *lag* utilizado para medir o atraso e a classificação da sessão. Se  $lag_i > 0$  a sessão é *lagging*, se  $lag_i < 0$  a sessão é *leading*, e se  $lag_i = 0$  a sessão é *satisfied*. Diz-se que a justiça perfeita é alcançada quando todas as sessões estão com  $lag_i = 0$ .

O algoritmo CIFQ mantém registro do serviço normalizado recebido na sessão apenas no sistema de referência livre de erros  $S^r$ .

Para o caso em que todas as sessões estiverem com erro é utilizado o conceito de compensação forçada, onde uma sessão é obrigada a receber serviços ainda que não envie pacotes.

Embora o CIFQ possua uma complexidade  $O(n \log(n))$  por pacote, seu *design* otimizado para operar dinamicamente em canais sem fio pode ser utilizado para escalonamento de classes rtPS e ertPS.

### 3.5 Estratégias de Escalonamento

O padrão antecessor ao IEEE 802.16j (IEEE 802.16e) pré-estabelece um *framework* para escalonamento na BS (*downlink* e *uplink*) e SS/MS (*uplink*), entretanto não define os algoritmos e as disciplinas de escalonamento a serem utilizados na implementação. Semelhantemente, o IEEE 802.16j possui um *framework* já estabelecido, no entanto considera a participação ativa ou passiva das RSs.

Em casos de encaminhamento por CID, a RS possui uma disciplina de escalonamento *downlink* e *uplink* própria e ativa, capaz de tomar suas próprias decisões com base na(s) técnica(s) adotada(s). Em situações onde existe encaminhamento por tunelamento, ou T-CID, as decisões de escalonamento *downlink* e *uplink* podem ser tomadas pela BS,

definindo a estratégia mais adequada a ser utilizada nas RSs envolvidas. Em ambas as situações, o escalonamento *uplink* na SS/MS é independente. De qualquer maneira, a Figura 3.1 ilustra o *framework* geral para escalonamento adotado no IEEE 802.16j.

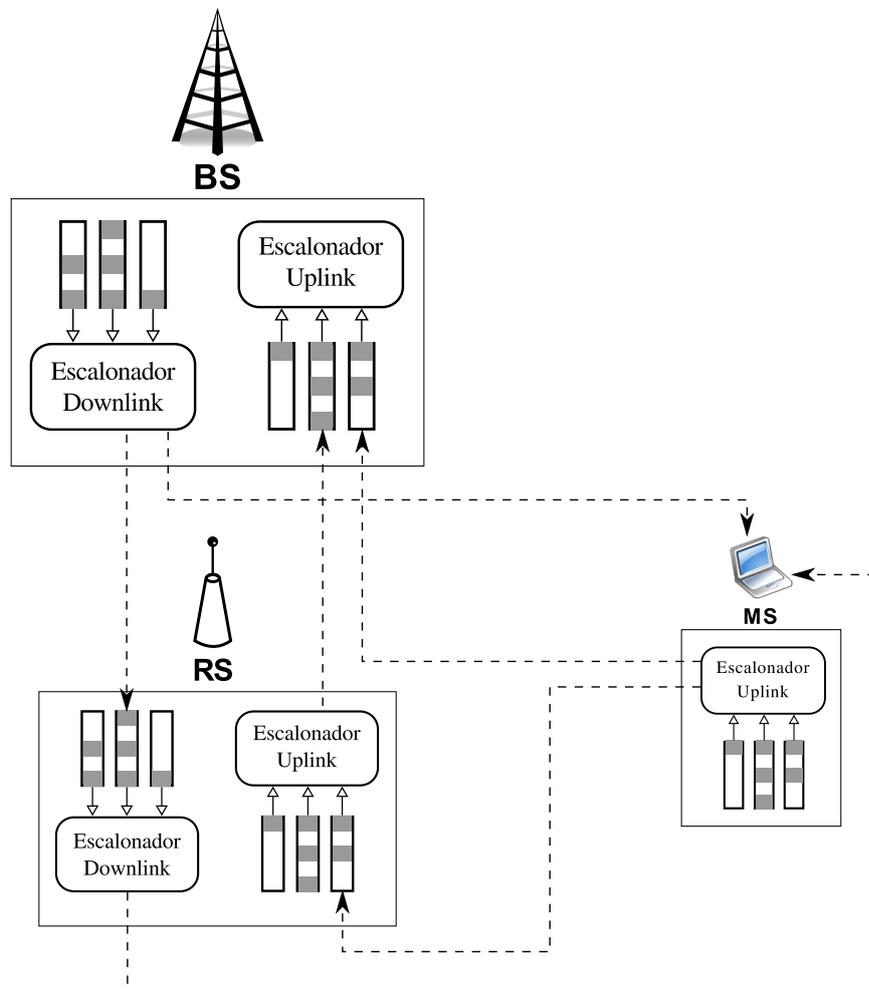


Figura 3.1: *Framework* para escalonamento para BS, RS e MS em redes IEEE 802.16j.

Os escalonadores *downlink* da BS e RS assemelham-se em praticamente todas as suas funcionalidades, com exceção da alocação de recursos oriundos do *backhaul*, tratada apenas pela BS, e do modo de operação T-RS, que torna o escalonamento *downlink* na RS bem mais simplificado.

### 3.5.1 Estratégias de Escalonamento Homogêneas

Estratégias de escalonamento homogêneas empregam apenas um único tipo de técnica de escalonamento para todos os tipos de tráfego na rede, embora seja possível utilizar

técnicas diferenciadas para *downlink* e *uplink* separadamente na BS, RS ou MS.

### 3.5.2 Estratégias de Escalonamento Heterogêneas ou Híbridas

Algumas vezes, é interessante adotar diferentes algoritmos de escalonamento de acordo com o tipo de tráfego devido aos requisitos de QoS particulares a cada um. Como visto anteriormente, as classes de tráfego possuem características diferenciadas e exigem, na maioria das vezes, uma atenção especial para manutenção de suas propriedades.

Portanto, para atender diferentes classes de tráfego, são empregadas estratégias de escalonamento heterogêneas ou híbridas, que mesclam inúmeras técnicas dentro de um mesmo escalonador implementado.

### 3.5.3 Outras Estratégias de Escalonamento

Outras abordagens de escalonamento além das convencionais homogêneas e heterogêneas podem ser adotadas de maneira que algumas informações na rede sejam fornecidas como parâmetros para tomada de decisão no escalonamento. As seguintes abordagens podem ser utilizadas:

- **Abordagem *Cross-Layer*:** o escalonamento em redes *wireless* possui alguns desafios a serem superados como potência, ruído e desvanecimento do sinal, limite de energia dos dispositivos móveis, entre outros problemas inerentes ao meio físico aéreo. Por esse motivo, a obtenção de informações do canal pela camada física com o intuito de se adotar estratégias para a alocação de recursos é de extrema importância e pode ser vista como uma oportunidade para otimização de escalonadores. A abordagem *cross-layer* pode utilizar AMC de acordo com a relação sinal-ruído (SNR) obtida do canal, entre outras medidas adotadas em conjunto com a camada física;
- **Abordagem por Informações de Comprimentos de Filas:** nesta abordagem os comprimentos das filas dos *buffers* servem como subsídio para mecanismos de controles de taxa de tráfego nos escalonadores, que optam em aumentar ou diminuir a quantidade de recursos servidos na rede. Para obtenção de informações das filas são adotados algoritmos de gerenciamento de filas, discutidos mais adiante;

- **Abordagem por Diversidade de Múltiplos Usuários:** em ambientes com muitos usuários algumas características podem ser observadas, como diminuição ou queda na potência do sinal, sombreamento e desvanecimento por multipercurso. Em sistemas de multiplexagem por divisão de tempo é natural ocorrer a existência de *slots* vagos na recepção devido a um dos problemas citados anteriormente, entretanto, ao invés de mitigar tais problemas, esses são vistos como uma oportunidade para escalonadores que desejam otimizar a QoS de uma maneira geral fazendo uso da largura de banda residual para alocação de recursos de aplicações que não possuem exigência quanto a atrasos, como nrtPS e BE, por exemplo;
- **Abordagens Oportunistas e Adaptativas:** aqui são consideradas diversas estratégias capazes de explorar funcionalidades existentes nos algoritmos de escalonamento ou de gerenciamento de filas adotados no *framework*. Por serem mais específicas, essas estratégias foram classificadas neste trabalho como parte de uma única abordagem geral. Estratégias pertencentes a essa abordagem podem ajustar a alocação de recursos dinamicamente bem como fazer uso de fatores antes não observados nos algoritmos.

### 3.6 Considerações Finais

Neste capítulo o tema escalonamento foi abordado em uma visão um pouco mais ampla, não apenas para redes IEEE 802.16j, mas para o contexto de redes de computadores como um todo, sejam elas *wireline* ou *wireless*. Foram apresentados os parâmetros para obtenção de QoS e as características desejáveis a um bom escalonador em um primeiro momento. Logo depois, diferentes tipos de escalonadores foram apresentados em seu funcionamento, desde o mais rudimentar ao mais sofisticado. Finalmente, as possíveis estratégias de escalonamento a serem implementadas tiveram suas principais características descritas para melhor compreensão.

# Capítulo 4

## Proposta de Algoritmo de Escalonamento DRR com *Quantum* Adaptativo para Redes IEEE 802.16j

### 4.1 Introdução

Redes IEEE 802.16j não possuem regras de escalonamento padrão a serem adotadas em sua implementação. Portanto, assume-se como um grande desafio implementar um algoritmo de escalonamento que alcance um fator máximo de otimização do desempenho geral de redes WiMAX MR. Dessa forma, existem diversas propostas com a finalidade de atingir esse objetivo, sem levar em conta a adoção de tráfegos e usuários específicos na rede, com particularidades no padrão de transmissão e recepção dos dados.

Uma das questões a serem consideradas neste capítulo, é adotar o algoritmo de escalonamento DRR, abordado no Capítulo 3, e realizar modificações com a finalidade de melhorar o desempenho para todos os tipos de tráfego da rede. Para tal, este capítulo está organizado da seguinte forma:

A Seção 4.2 descreve o problema e a motivação para elaboração da proposta, enquanto a Seção 4.3 apresenta a proposta em si, detalhada em suas principais características: informação sobre estado da conexão, implementação de técnica para gerenciamento de filas em cooperação com o algoritmo proposto e a própria definição do algoritmo de escalonamento, com seus conceitos e características fundamentais. A Seção 4.4 estabelece um paralelo entre a proposta deste capítulo e as propostas desenvolvidas em [1], [2], [4],

[5] e [44]. Enfim, a Seção 4.5 faz as considerações gerais sobre a proposta.

## 4.2 Descrição do Problema

O padrão IEEE 802.16j, semelhantemente aos seus antecessores, não estabelece políticas ou regras específicas para provisão de QoS ou alocação de recursos (que inclui escalonamento, CAC, policiamento e moldagem de tráfego), deixando essas responsabilidades para os fabricantes dos dispositivos. Dessa forma, existe um vasto campo para estudos nos meios acadêmicos e também a possibilidade de cada fabricante implementar sua própria técnica, permitindo diferenciamento de seus equipamentos frente aos demais no mercado.

Outra questão importante e pouco observada nas estratégias de gerenciamento e alocação de recursos é a quantificação adequada desses recursos a serem utilizados de acordo com a condição do canal, estado dos *buffers*, intensidade de tráfego, entre outros fatores inerentes. Para que haja possibilidade de se implementar uma boa quantificação é interessante o uso de estratégias de escalonamento *cross-layer*, ou com informações sobre comprimento de filas ou outras estratégias diversas que forneçam informações relevantes para a tomada de decisões na transmissão de dados. Entretanto, para redes no padrão IEEE 802.16j, existem poucos trabalhos abordando o tema escalonamento, sendo que, dentre esses que encontram-se no levantamento bibliográfico realizado neste trabalho, apenas as propostas conduzidas em [3], [2] e [1] buscam otimizar o desempenho geral através de algoritmos de gerenciamento ou monitoramento de filas combinados com alguma técnica de escalonamento. Por esse motivo, assume-se a falta de uma abordagem mais objetiva que combine as melhores características de estratégias de escalonamento sem deixar de considerar a máxima utilização de recursos disponíveis, o equilíbrio no comprimento médio das filas no sistema, variação na quantidade de dados transmitidos e maior justiça no acesso.

Finalmente, “se uma BS insiste em transmitir pacotes sobre uma conexão sob congestionamento, ocorrerão severas perdas de pacotes” [1]. Essa afirmação confirma a necessidade de implementação de mecanismos para controle de tráfego em situações de congestionamento em redes MR.

### 4.3 Solução Proposta

A solução proposta desenvolvida consiste na definição de um mecanismo dinâmico de quantificação e alocação de recursos, realizado no canal *downlink* na BS, ajustado com base em informações obtidas sobre o estado de congestionamento e de comprimento médio da fila informado por uma RS operando no modo T-RS. Semelhantemente ao trabalho desenvolvido em [1], a BS realiza o escalonamento baseado em informações de congestionamento fornecidas pela RS, com frequência de envio dessas informações a cada mensagem de sinalização enviada para a BS pela RS, desde que haja mudança no estado ou no tamanho do comprimento médio da fila do *buffer* de saída da RS. Entretanto, considera-se o comprimento médio da fila com a utilização de um algoritmo de gerenciamento implementado na camada de enlace, baseado no algoritmo de gerenciamento ativo de fila denominado detecção aleatória rápida ou *Random Early Detection* (RED) [45], apresentado no Apêndice A, e no *Adaptive Random Early Detection* (ARED), apresentado no Apêndice B. O algoritmo proposto realiza constantes adaptações na quantidade de dados transmitidos, permitindo um critério menos rigoroso para variações na taxa de dados e no tamanho dos pacotes.

Grande parte das propostas voltadas para escalonamento em redes IEEE 802.16j considera cooperação entre as RSs, sobretudo sendo melhor observada em situações de congestionamento, atendimento a aplicações que demandam limites de atraso ou outra condição adversa. Esta proposta é construída a partir de um conceito de isolamento da RS, operando no modo T-RS, tratando as regras de escalonamento e gerenciamento de filas em uma RS de maneira singular, desconsiderando o processo de cooperação entre as demais RSs envolvidas, com interesse em maximizar a utilização dos recursos disponíveis na rede.

Basicamente, a solução proposta realiza a combinação de uma técnica de equilíbrio de comprimento de filas com escalonamento DRR com *quantum* adaptativo. É provado em [3] que, em um sistema com conectividade e distribuições de chegada simétricas, uma política que busca equilibrar o comprimento de todas as filas do sistema a cada intervalo de tempo é considerado otimizado. Espera-se, portanto, que essa combinação melhore o desempenho da rede de uma maneira geral.

### 4.3.1 Informação do Estado da Conexão

O primeiro e mais importante conceito da proposta é a capacidade da RS de enviar informações sobre o estado da conexão à BS de acordo com a situação encontrada. Isso deve auxiliar a BS no escalonamento *downlink* para realização dos ajustes necessários, a fim de evitar o desperdício de recursos e a inundação da RS.

A informação sobre o estado da conexão é obtida em função do comprimento médio da fila da RS comparado com dois limiares pré-estabelecidos: comprimento máximo e comprimento mínimo permitido. O comprimento máximo define o maior valor permitido para o comprimento médio da fila. Se o comprimento médio atingir ou ultrapassar esse valor, a BS é notificada do estado de congestionamento. O comprimento mínimo por sua vez, serve como uma medida de alerta, indicando apenas que o comprimento médio da fila encontra-se em um valor tolerável. Se o comprimento médio atingir ou ultrapassar o comprimento mínimo pré-estabelecido, desde que esteja abaixo do comprimento máximo, é notificado estado de pré-congestionamento. Qualquer valor de comprimento médio da fila abaixo do comprimento mínimo é considerado como estado normal da conexão. Em [45] recomenda-se que o valor do parâmetro de comprimento mínimo seja metade do valor do comprimento máximo pré-estabelecido. Apesar dos algoritmos RED e ARED serem específicos para aplicações que utilizam o *Transmission Control Protocol* (TCP), adota-se o mesmo princípio para estabelecimento dos limiares máximo e mínimo no algoritmo da proposta implementada na camada MAC. As particularidades envolvidas na camada MAC são tratadas apropriadamente no algoritmo de escalonamento proposto operando em conjunto com o mecanismo de gerenciamento de filas.

A Figura 4.1 apresenta um modelo que exemplifica o estabelecimento de limiares máximo e mínimo pelo algoritmo de gerenciamento de filas adotado para enfileiramento no *buffer* de saída, bem como o estado da conexão caso os limiares sejam ultrapassados.

Como visto na Subseção 2.4.2.1, o cabeçalho de controle do quadro MAC possui um *bit* para marcação da presença ou ausência do *Extended Subheader Field* (ESF). O ESF é um subcabeçalho adicional, composto de 8 *bits* usados para aplicação de funções não compreendidas dentro do padrão IEEE 802.16j e 16 *bits* reservados para o CID. A proposta em [1] considerou apenas a utilização de 2 *bits* do ESF para indicação do estado da conexão, deixando os 6 *bits* restantes reservados para uso futuro. A Figura 4.2 mostra o formato do subcabeçalho ESF desenvolvido de acordo com a descrição mencionada.

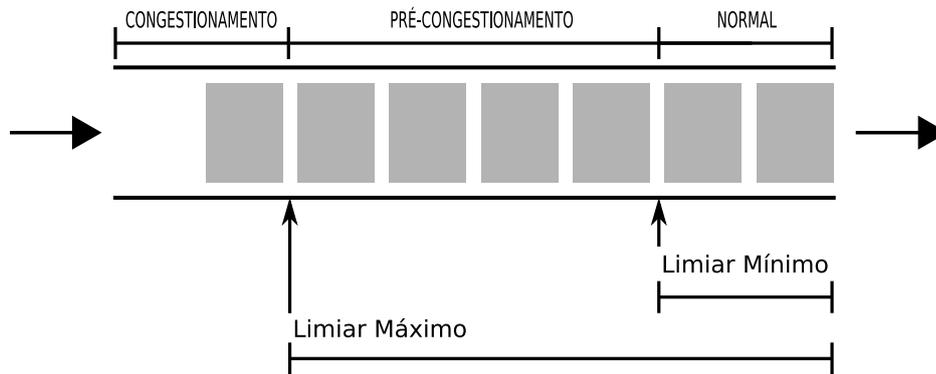


Figura 4.1: Modelo para definição de limiares máximo e mínimo para enfileiramento em *buffer* de saída.

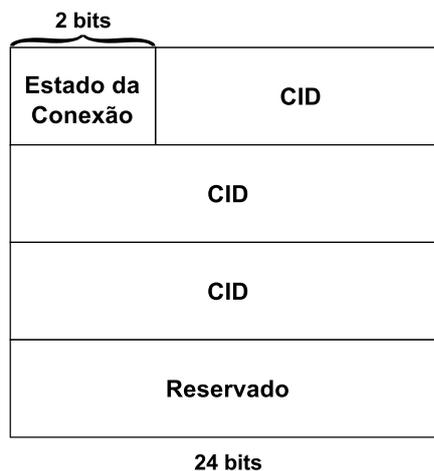


Figura 4.2: Subcabeçalho ESF construído em [1].

Nesta proposta, o ESF não é utilizado apenas para informar o estado da conexão, mas também para conduzir informação sobre o comprimento médio da fila presente na RS, usado para ajuste do *quantum*, visto mais adiante. Para isso são utilizados os 6 *bits* restantes reservados no ESF.

Após a verificação do estado de congestionamento da fila, a RS encaminha uma mensagem à BS marcando a utilização do ESF e atribuindo um dos seguintes valores possíveis indicativos da situação de congestionamento no campo de estado da conexão do ESF:

- **NORMAL (00):** indica normalidade na rede, sem incidentes de congestionamento ou descarte de pacotes;

- **PRÉ-CONGESTIONAMENTO (01):** indica uma situação onde o tamanho do comprimento médio da fila está entre os limiares de comprimento mínimo e máximo previamente estabelecidos. É tido como um estado de atenção;
- **CONGESTIONAMENTO (10):** aponta situação de congestionamento e descarte de pacotes. A partir desse momento, do ponto de vista do canal *downlink* na BS, inserir uma quantidade maior de pacotes na rede tende a ser cada vez mais prejudicial;
- **DESCARTE (11):** aponta situação onde o algoritmo de gerenciamento de filas adotado descarta um pacote dentro da probabilidade de descarte calculada nos algoritmos RED e ARED, respectivamente, nos Apêndices A e B. Assim sendo, o algoritmo de gerenciamento selecionado monitora constantemente o comprimento médio da fila, contudo, à medida que o comprimento médio da fila aumenta, a probabilidade de descarte de um pacote também aumenta, buscando a estabilidade da fila. É importante notificar a BS sobre uma situação de descarte pois, diferentemente da condição de congestionamento na rede de núcleo, essa situação visa apenas o ajuste do tráfego na conexão.

Para evitar o *overhead*, a RS pode concatenar múltiplos MAC PDUs em uma simples transmissão no *uplink relay*. Isso economiza recursos e mantém a BS informada em um contexto geral com relação às transmissões, embora não obtenha máxima eficiência para controle de ajuste na quantificação dos pacotes enviados, principalmente em situações de rajadas de pacotes, sendo compensada pela utilização do algoritmo de gerenciamento de filas baseado no ARED, visto a seguir. Portanto, a informação sobre estado da fila na RS pode ser extraída de qualquer MAC PDU retornado à BS, que por sua vez, mantém variáveis de estado da conexão e comprimento médio da fila da RS obtidos do último pacote recebido, utilizado para cálculo do *quantum*.

### 4.3.2 Algoritmos de Gerenciamento de Filas

O controle de congestionamento possui fundamental importância em ambientes de rede. Por esse motivo é interessante combinar um bom algoritmo de gerenciamento de filas a uma estratégia de escalonamento, objetivando maior eficácia do sistema. Por meio do mecanismo de gerenciamento de filas é possível, por exemplo, informar para o escalonador

*downlink* sobre a necessidade de realização de ajustes dos dados a serem transmitidos de acordo com a informação obtida nas filas dos *buffers* de saída na RS.

Outra importância da utilização dos algoritmos de gerenciamento de filas se dá pelo fato de que o tratamento do congestionamento normalmente é realizado na camada de transporte por meio de mecanismos de identificação do padrão da conexão individual, notado pelo atraso fim a fim, queda na vazão ou outro parâmetro que venha indicar a possibilidade de um congestionamento. O algoritmo de gerenciamento de filas proposto realiza controle na camada de enlace, poupando boa parte do tempo para se detectar um congestionamento, até mesmo seu tipo. Finalmente, um algoritmo de gerenciamento de fila é útil para equilibrar o comprimento das filas nos *buffers* de saída, evitando descartes por transbordamento e suportando rajadas de pacotes ocasionais.

A proposta desenvolvida em [1] realiza a combinação de um algoritmo de escalonamento com uma versão modificada do algoritmo *Random Early Detection*, ou simplesmente RED [45]. O RED é um algoritmo de gerenciamento de filas recomendado pelo *Internet Engineering Task Force* (IETF) que tem por objetivo estabilizar o comprimento das filas prevenindo o congestionamento inicial no *gateway* ou núcleo da rede por meio de um mecanismo de obtenção do comprimento médio da fila. Normalmente é adotado um esquema de *feedback*, informando o estado da fila por meio da marcação de um ou mais *bits* no cabeçalho do pacote de resposta ou simplesmente descartando o pacote que iniciou o congestionamento.

O algoritmo RED destaca-se pelo comportamento do mecanismo de descarte aleatório de pacotes, ajustado em função de uma variável que define a probabilidade de descarte ou marcação de pacotes em situação de congestionamento. A agressividade do algoritmo RED varia de acordo com essa probabilidade de descarte. Se a probabilidade for pequena, o algoritmo adota um esquema conservador assemelhando-se ao comportamento do *Drop Tail*. Se a probabilidade for razoavelmente alta, o algoritmo RED torna-se muito agressivo e tende a descartar os pacotes no comprimento médio da fila, reduzindo o *Round Trip Time* (RTT) observado [46].

O *Adaptive Random Early Detection* (ARED) [47], algoritmo adotado na proposta aqui apresentada, foi desenvolvido com a finalidade de ajustar o grau de agressividade e eficácia do algoritmo RED de acordo com a carga de tráfego registrada na fila. Esse algoritmo define uma maior flexibilidade da probabilidade de descarte em função do

aumento de tráfego real, evitando que as rajadas de pacotes sejam mal interpretadas, ou seja, sua agressividade é definida de acordo com a quantidade de conexões ativas.

### 4.3.3 Escalonamento DRR

Como visto na Subseção 3.4.1.6, o DRR é um algoritmo de complexidade  $O(1)$  que define um contador de *deficit* para alocação de recursos, somado a um fator (*quantum*) estático que determina a quantidade de recursos alocados de acordo com a ordem selecionada.

À medida que os pacotes da fila de uma *ActiveList* são enviados, o contador de *deficit* é subtraído do tamanho do último pacote transmitido, até que seja zerado ou tenha toda a fila da *ActiveList* transmitida.

A *Maximum Transmission Unit* (MTU) da rede delimita o tamanho máximo atribuído ao *quantum*. Apesar de existirem especificações de rede que possuem MTU maior do que a de uma rede *ethernet*, o tamanho máximo para um pacote convencionado neste trabalho é de 1500 *bytes*, estabelecido como limiar para o *quantum* ajustado no algoritmo. Cabe considerar também que o padrão IEEE 802.16j não define tamanho para a MTU, porém, propostas de especificações mais recentes recomendam uma MTU de 1400 *bytes*. De qualquer maneira, independentemente da MTU considerada, o algoritmo desta proposta adequa-se bem à realidade do ambiente de rede estabelecido, descrito mais adiante, na Subseção 5.2.2.

O algoritmo 4.1, apresentado a seguir, demonstra o funcionamento do escalonamento DRR com cálculo do *quantum* adaptativo, que é delimitado pela MTU da rede (linhas 4 a 6).

### 4.3.4 Quantum Adaptativo

Em diversas áreas do conhecimento o termo *quantum* é definido como a quantidade elementar, unitária, de algo abstrato ou concreto. Para esta proposta de escalonamento, o *quantum* é definido como o menor fator, medido em *bytes*, a ser acrescido ao contador de *deficit* para transmitir uma determinada quantidade de dados durante uma rodada do escalonamento DRR.

No algoritmo DRR original, o *quantum* é estático e seu valor é estabelecido a critério do desenvolvedor. Nesta proposta, o *quantum* original ( $q_{orig}$ ) é concebido em função da

---

**Algoritmo 4.1** DRR com *Quantum* Adaptativo

---

```

1: enquanto ActiveList não estiver vazia faça
2:   remove primeiro índice da ActiveList
3:   calcula o novo quantum  $Q_i$ 
4:   se  $Q_i > MTU$  então
5:      $Q_i \leftarrow MTU$ 
6:   fim se
7:    $DC_i \leftarrow Q_i + DC_i$ 
8:   enquanto  $DC_i > 0$  e fila não estiver vazia faça
9:      $tp \leftarrow$  tamanho da fila
10:    se  $tp \leq DC_i$  então
11:      envia fila
12:       $DC_i \leftarrow DC_i - tp$ 
13:    senão
14:      sai do laço
15:    fim se
16:  fim enquanto
17:  se fila estiver vazia então
18:     $DC_i \leftarrow 0$ 
19:  senão
20:    insere  $i$  na ActiveList
21:  fim se
22: fim enquanto

```

---

MTU da rede, calculado por:

$$q_{orig} = \frac{MTU}{3} \quad (4.1)$$

Após a definição do *quantum* original, parte-se para o cálculo do *quantum* adaptativo, estabelecido pela fórmula:

$$Q_i = \frac{2q_{orig}}{\gamma C_i} \quad (4.2)$$

$$\forall C_i \in Z : C_i > 0 \quad (4.3)$$

As fórmulas para cálculo do *quantum* original e adaptativo foram obtidas a partir de testes de simulação e otimização dos resultados obtidos.  $C_i$  é o comprimento médio da fila obtido do  $i$ -ésimo quadro de sinalização de estado (MAC PDU) da conexão pela RS e  $\gamma$  é a constante de equilíbrio utilizada para estabelecer um limiar mínimo para o tamanho do *quantum* adaptativo  $Q_i$  empregado, sendo o limiar máximo fixado na *MTU*. O valor mínimo do fator  $\gamma$  considerado é 0,04, também adotado no algoritmo DRR adaptativo, embora possa ser utilizado um valor até 0,2 de acordo com a granularidade desejada.

É possível considerar a possibilidade de utilização de um fator  $\gamma$  aleatório com intervalo

estabelecido entre 0,04 e 0,2. Espera-se um comportamento mais otimizado do algoritmo em função dessa nova característica. A aleatoriedade do fator  $\gamma$  pode ser melhor explorada em situações onde há interoperabilidade de redes, devido a diferenças no tamanho da MTU em cada uma delas.

## 4.4 Trabalhos Relacionados

O algoritmo DRR adotado nesta proposta baseia-se na modificação realizada na proposta descrita em [1], que acrescenta um contador de pausa, ajustado de acordo com informações geradas pela RS indicando o estado da fila. O contador de pausa define a quantidade de *rounds* que o algoritmo deve aguardar para enviar os pacotes. Se a RS estiver em uma situação de pré-congestionamento ou congestionamento, o contador de pausa deve ser ajustado e a BS deve aguardar o decremento do contador para que haja possibilidade de envio, concedendo, portanto, tempo para que o estado da RS seja restabelecido ao normal. No entanto, a proposta deste trabalho desconsidera o contador de pausa e assume apenas a possibilidade de se obter informações de estado da fila da RS, fornecendo dados para a tomada de decisão no processo *quantum* adaptativo.

Assim como este trabalho, a proposta desenvolvida em [2] também considera o mecanismo de obtenção de informações das filas dos nós como forma de maximizar a vazão fim a fim em redes MR. Assume-se um fator de peso variável em função do comprimento da fila do emissor e receptor em uma determinada rota para os enlaces das conexões, embora não seja realizado nenhum mecanismo para equilíbrio do comprimento médio das filas, como na proposta deste trabalho.

O trabalho apresentado em [4] confirma o fato de que a utilização de algoritmo DRR com *quantum* adaptativo é eficiente para fluxos ou até mesmo redes onde há variação no tamanho dos pacotes (classe rtPS, por exemplo), fato já esperado durante o desenvolvimento da proposta deste trabalho. Assume-se também que o tamanho do *quantum* pode variar para além da MTU da rede, entretanto, essa abordagem não é muito eficiente em termos de alocação de recursos, de acordo com análises de resultados preliminares obtidos pelo autor. Devido a fragmentação de pacotes, também é esperado que a rede perca desempenho de uma maneira geral. Outra questão importante é a diferença de abordagem para cálculo do *quantum*, obtido em função da largura da banda do canal, número de

fluxos ativos na rede e tamanho do campo utilizado para *burst*, sendo que, neste trabalho, utiliza-se apenas informações sobre o comprimento médio da fila e a MTU da rede.

Em [5], emprega-se um mecanismo de controle de fluxo fim a fim e controle de congestionamento sobre toda a rede em cada RS. Assim como nesse trabalho, a taxa de transmissão também é ajustada de acordo com mensagens de *feedback* enviadas pelas RSs informando o estado de ocupação da fila. A diferença se dá pela cooperação entre as RSs, sendo uma estação superordenada de outra, operando no modo NT-RS.

A proposta conduzida em [44], assim como neste trabalho, busca reduzir o atraso das transmissões, porém utilizando uma técnica conhecida como *Grey Model* [48],[49] aplicada à alocação de largura de banda, que estima a demanda de tráfego de cada RS da rede, separadamente.

A Tabela 4.1 resume as semelhanças e as diferenças dos trabalhos relacionados com a proposta deste trabalho.

Tabela 4.1: Semelhanças e diferenças dos trabalhos relacionados à proposta de algoritmo DRR com *quantum* adaptativo e mecanismo de gerenciamento de filas.

Trabalho	Semelhanças	Diferenças
[1]	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Modificação do algoritmo DRR original;</li> <li>• Informação sobre estado de congestionamento.</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Algoritmo de gerenciamento de fila adotado.</li> </ul>
[2]	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Informação sobre comprimento das filas.</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Filas não são equilibradas.</li> </ul>
[4]	<ul style="list-style-type: none"> <li>• <i>Quantum</i> adaptativo;</li> <li>• Perda de desempenho para <i>quantum</i> maior que MTU da rede.</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Fórmula para cálculo do <i>quantum</i>.</li> </ul>
[5]	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Informação sobre comprimento das filas.</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Modo NT-RS;</li> <li>• Cooperação de RS com RS superordenada, ou vice-versa.</li> </ul>
[44]	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Objetiva redução no atraso para redes IEEE 802.16j;</li> <li>• Foca no aspecto da singularidade da RS.</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Aplica <i>Grey Model</i>;</li> <li>• Estima demanda de tráfego para alocação de largura de banda.</li> </ul>

## 4.5 Considerações Finais

Este capítulo apresentou a proposta de escalonamento DRR com *quantum* adaptativo e seus aspectos técnicos detalhados nas Subseções 4.3.1, 4.3.2, 4.3.3 e 4.3.4 em conjunto com o algoritmo de gerenciamento de filas adotado para cooperação e apresentado em integração com a técnica de escalonamento proposta na Subseção 4.3.2.

Os trabalhos relacionados foram descritos e comparados na Seção 4.4 em função de suas principais características com a proposta descrita neste capítulo.

# Capítulo 5

## Avaliação do Algoritmo de Escalonamento Proposto

### 5.1 Introdução

Neste capítulo, a proposta descrita e detalhada no Capítulo 4 é avaliada com base em modelagem e simulação computacional. A primeira parte da Seção 5.2 descreve a motivação da escolha da simulação como forma de avaliação da proposta enquanto a Subseção 5.2.1 fornece informações sobre o simulador e o módulo adotado para redes IEEE 802.16j. Buscou-se abordar as principais classes de serviço como forma de validar a proposta.

A Subseção 5.2.2 ilustra o cenário padrão e os parâmetros utilizados para as simulações e avaliações da proposta. As análises dos resultados apresentados são feitas na Seção 5.3, juntamente com as inferências apropriadas para cada caso. A Seção 5.4 encerra o capítulo com as considerações finais sobre o assunto.

### 5.2 Modelagem e Simulação

Avaliar o comportamento e o desempenho de redes de computadores é importante por diversos motivos, entre eles pode-se destacar a necessidade de comparação entre diferentes tipos de algoritmos de escalonamento. Para tal, existem três maneiras diferentes possíveis para atingir esse objetivo: realizar medições no próprio ambiente físico da rede, fazer uma análise matemática do ambiente proposto ou então utilizar modelagem e simulação

computacional.

Para realização de medições na rede é necessário possuir todo o ambiente físico da rede estruturado. Isso depende apenas da disponibilidade de equipamentos no mercado e dos recursos financeiros para aquisição dos mesmos. Especialmente para o caso de redes IEEE 802.16j, os equipamentos são difíceis de serem encontrados no mercado, e há também limitação relacionada ao alto custo dos equipamentos para redes WiMAX.

A análise matemática, ou método analítico, é extremamente eficaz para avaliação de redes, porém é muito ampla e exige alta complexidade em sua definição para analisar comportamentos específicos com exceções ou variações no ambiente observado.

A modelagem e simulação computacional encontra-se como uma alternativa interessante entre a medição e a análise matemática para avaliação de redes de computadores, especialmente nos meios acadêmicos. Portanto, neste trabalho, optou-se pela utilização de simuladores de rede para avaliação do algoritmo de escalonamento proposto.

## 5.2.1 Descrição da Plataforma de Simulação

### 5.2.1.1 Ferramentas e Simuladores

Existem diversos tipos de simuladores disponíveis para avaliação de redes de computadores facilmente encontrados na *Internet*. Alguns possuem licença comercial enquanto outros são disponibilizados gratuitamente. Boa parte deles oferecem fóruns para discussão, ambiente para suporte e desenvolvimento colaborativo de módulos e ferramentas.

A seguir, são listados os simuladores mais conhecidos e adotados em pesquisas acadêmicas:

- ***Optimized Network Engineering Tool (OPNET)*** [50]: simulador comercial para redes cabeadas e sem fio. Oferece suporte para redes WiMAX, IEEE 802.11, Bluetooth, satélites, MANETs, entre outras. Possui interface gráfica para construção dos modelos da rede e definição dos parâmetros das camadas das redes (física até aplicação), entre outras características. É um simulador robusto, maduro e confiável. Sua única limitação está relacionada ao alto custo da licença para uso acadêmico;
- ***Network Simulator 2 (NS-2)*** [51],[52]: simulador gratuito e *open-source* de eventos discretos. Não possui interface gráfica embora disponha de ferramentas

e suporte oferecidos pelos desenvolvedores e usuários, devido à sua popularidade. Suporta uma ampla variedade de diferentes tipos de rede, com ou sem fio. Possui código-fonte escrito em C++ integrado com a linguagem *Tool Command Language* (TCL) por meio de *scripts* desenvolvidos pelos usuários, que fazem a comunicação com os componentes do simulador, informando os parâmetros para execução da simulação;

- ***Objective Modular Network Testbed in C++ (OMNeT++)*** [53]: simulador gratuito e com código-fonte aberto. Sua arquitetura é baseada em um esquema de componentes, possibilitando inserção de novos protocolos e funcionalidades nos módulos do simulador. Também possui interface gráfica. Dispõe de uma versão comercial conhecida como OMNEST;
- ***Network Simulator 3 (NS-3)*** [54]: versão remodelada do NS-2, também gratuita, desenvolvida com propósito educacional e o intuito de aproximar-se ao máximo do modelo real. Possui um núcleo mais sólido do que o NS-2 e fornece saída das simulações no formato *Packet Capture* (PCAP), que é uma API popular para captura de tráfego da rede implementada em sistemas operacionais;
- ***National Chiao Tung University Network Simulator (NCTUns)*** [55],[56]: emulador e simulador de redes gratuito e com código fonte aberto. Utiliza a arquitetura de rede fornecida pelo sistema operacional Linux como plataforma para emulação. Também oferece suporte a diversos tipos de redes. Sua última versão gratuita (NCTUns 6.0) foi descontinuada e, até o presente momento, está disponível apenas em sua versão comercial conhecida como EstiNet 7.0.

Por motivos de custo, foram selecionados apenas os simuladores de uso gratuito. Além disso, dos simuladores mencionados anteriormente, apenas o NS-2 e o NCTUns oferecem suporte a redes IEEE 802.16j, limitando ainda mais o universo de busca.

### 5.2.1.2 Módulo IEEE 802.16j

O NS-2 dispõe de um módulo desenvolvido em [57] conhecido como *Light WiMAX Simulator* (LWX), que define uma rede IEEE 802.16j no modo T-RS, outro módulo com melhoramento para o LWX e suporte ao modo NT-RS desenvolvido em [58] e outro módulo

desenvolvido em [1]. O NCTUns, por sua vez, oferece suporte aos modos T-RS e NT-RS do IEEE 802.16j.

O NCTUns 6.0 possui alguns *bugs* não corrigidos na implementação do IEEE 802.16j, tanto no modo T-RS como no NT-RS. Isso serviu como impedimento para a continuidade da proposta nesse simulador juntamente com as restrições de tempo disponível para realizar as correções necessárias.

Também foi realizado contato com os desenvolvedores da versão comercial do NCTUns, o EstiNet 7.0, para obtenção de uma cópia com licença acadêmica. Entretanto, como haviam suspeitas em relação à credibilidade da versão anterior, foi considerado arriscado o fato de assumir compromisso sobre uma ferramenta desconhecida, uma vez que o acordo da licença exige contribuição para o módulo IEEE 802.16j disponibilizado no simulador durante a elaboração da proposta, com um prazo de seis meses.

Com relação ao NS-2, dos testes realizados com os módulos em [57], [58] e [1], o módulo desenvolvido em [1] foi o que apresentou melhor estabilidade e precisão nos resultados, após exaustivas tentativas de reprodução. Sendo, portanto, a escolha do autor para realização de testes dos ambientes de simulação.

## 5.2.2 Cenários

Para avaliação da proposta considera-se um cenário de rede IEEE 802.16j no modo de operação T-RS apenas (com máximo de dois saltos) e modo de escalonamento centralizado de acordo com a abordagem descrita previamente no Capítulo 4, que objetiva utilizar todos os recursos disponíveis e com isolamento da RS. Para tal dispõe-se do mínimo necessário para estabelecimento de uma rede IEEE 802.16j: 1 BS conectada ao *backhaul*, 1 RS para aumento da área de cobertura e quantidade variável de MSs estáticas (sem movimentação durante a simulação) distribuídas uniformemente ao redor da BS e RS.

Para avaliar o desempenho do algoritmo de escalonamento proposto neste trabalho, o canal *downlink* é analisado em função da carga de tráfego e consequente possibilidade de congestionamento da rede na RS.

A Figura 5.1 ilustra o cenário padrão considerado nos testes de avaliação da proposta apresentada. Os *hosts* 1 e 2 conectados ao *backhaul* estabelecem conexão com uma MS específica da rede e transmitem dados no canal *downlink* a partir da BS.

A distância máxima dos dispositivos móveis à BS é de 1 Km, sendo que a RS está a

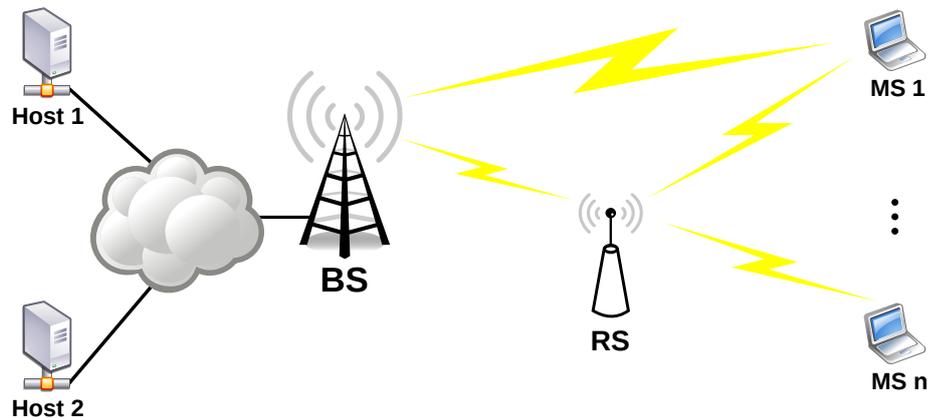


Figura 5.1: Cenário padrão para avaliação da proposta de escalonamento DRR com *quantum* adaptativo.

uma distância de 500 metros da BS, implantada como F-RS.

### 5.2.2.1 Ambientes e Parâmetros de Simulação

As aplicações executadas pelas MSs envolvem o tráfego de voz, vídeo, áudio, e dados.

Para aplicação de voz sobre IP (VoIP) foram adotados parâmetros do padrão G.711, que estabelece taxa constante de 64 Kbps com pacotes de 240 *bytes*, taxa de perda de pacotes de até 1%, tolerância de atraso de até 150 ms e *jitter* de até 30 ms. O protocolo da camada de transporte adotado para esse tipo de aplicação foi o *User Datagram Protocol* (UDP).

Para transmissão de áudio e vídeo foram utilizados, respectivamente, os padrões MPEG-2 e MPEG-4. O áudio no formato MPEG-2 é transmitido em uma taxa variável entre 48 e 384 Kbps com variação no tamanho dos pacotes, tolerância de atraso de, no máximo, 150 ms e *jitter* menor do que 50 ms. Para vídeo no formato MPEG-4 é considerado transmissão em taxa variável entre 64 e 512 Kbps, RTP *payload* de até 1340 *bytes*, totalizando um tamanho máximo de pacote de 1400 *bytes*, tolerância de atraso de até 150 ms e *jitter* de, no máximo, 50 ms. Também é adotado protocolo UDP para camada de transporte.

A aplicação transferência de arquivos foi modelada considerando arquivos com comprimentos que variam de forma exponencialmente distribuída com taxa de transmissão média de 512 Kbps e máxima de 2 Mbps. O protocolo da camada de transporte considerado é

o TCP.

A modelagem de aplicação *Web* segue a distribuição de Pareto [59], com taxa máxima de até 1 Mbps e protocolo TCP para camada de transporte.

A Tabela 5.1 apresenta os parâmetros de simulação adotados na camada PHY e MAC.

Tabela 5.1: Parâmetros de simulação para as camadas PHY e MAC da rede IEEE 802.16j.

Parâmetro	Valor
Técnica de Modulação	OFDM
Frequência de Operação	3,5 GHz
Largura de Banda do Canal	5 MHz
Duração do Quadro	5 ms
Modo de Duplexação	TDD
Antena	Omnidirecional
Tamanho da Fila - BS	100 pacotes
Tamanho da Fila - RS	50 pacotes
Razão do Quadro DL	0,5
Razão do Quadro UL	0,5
Modelo de Propagação de Sinal	<i>Two Ray Ground</i>
Modulação	64QAM 3/4

Todas as simulações foram realizadas com duração total de 110 segundos, tráfego iniciando em 10 segundos e terminando no instante de tempo de 100 segundos.

Para simplificar a proposta, o parâmetro de priorização de tráfego da classe UGS em detrimento do tráfego para a classe rtPS não foi implementado. Por esse motivo, espera-se uma ligeira queda de vazão para tráfegos da classe UGS nas simulações onde as classes UGS e rtPS são utilizadas concorrentemente. Para casos onde tal parâmetro é implementado a vazão para tráfegos da classe UGS mantém-se praticamente constante.

### 5.3 Apresentação e Análise de Resultados

Os resultados apresentados a seguir foram calculados, baseados nas médias de várias simulações, com um intervalo de confiança de 95%, considerando basicamente a mesma distância das MSs em relação à BS e à RS, porém, com posicionamento diferenciado, buscando o mínimo de colisão de sinal. A vazão, o atraso e o *jitter* médio são obtidos em função da simulação como um todo, considerando todo seu período de tempo e todas as MSs ativas envolvidas.

Para melhor compreensão, a proposta de escalonamento DRR com *quantum* adaptativo e gerenciamento de filas ARED desenvolvido e apresentado na Seção 4.3 é referenciada, a partir deste ponto, nos gráficos e comentários apenas como *quantum* adaptativo. Da

mesma forma, o escalonamento DRR convencional sem gerenciamento de filas é referenciado apenas como *quantum* estático.

### 5.3.1 Resultados para Classe UGS

Para a classe UGS, com aplicação de voz sobre IP, o gráfico para o primeiro resultado de simulação apresentado possibilita a análise de seu comportamento em conjunto com outra classe de tráfego concorrente na rede, neste caso a rtPS, com aplicação de vídeo no formato MPEG-4. A carga de tráfego foi dividida meio a meio para cada classe. São analisadas duas situações, uma adotando *quantum* estático (500 bytes) e outra *quantum* adaptativo.

As curvas do gráfico da Figura 5.2 apresentam uma ligeira queda na vazão média total para a classe UGS observada a partir de sua saturação, que se dá com uma carga de 40 MSs ativas.

Para a classe rtPS, apesar de apresentar um desempenho um pouco abaixo do esperado, com menos de 50 MSs, a proposta de escalonamento *quantum* adaptativo apresenta-se melhor em termos de vazão à medida que a carga de tráfego aumenta, justificando o controle de tráfego e a quantificação dinâmica de transmissão de dados.

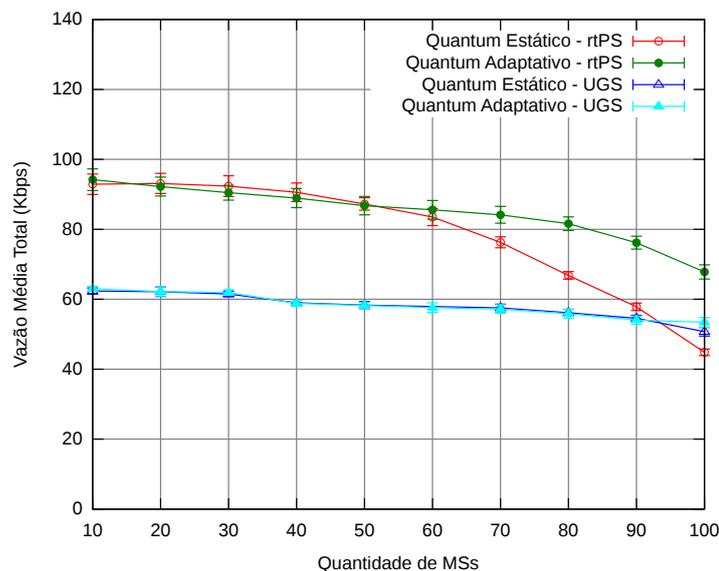


Figura 5.2: Gráfico da vazão média total para a classe UGS com aplicação de voz sobre IP e rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4.

As curvas do gráfico da Figura 5.3 apontam, em escala logarítmica, a diferença de atraso médio, em milissegundos, entre os algoritmos de escalonamento com *quantum* es-

tático e *quantum* adaptativo para os tráfegos de classe UGS e rtPS. Como a tolerância máxima de atraso para a aplicação considerada é de 150 ms, é possível observar que o *quantum* adaptativo ainda apresenta-se aceitável com 40 MSs ativas, embora haja um consenso de que a classe UGS atinge sua saturação a partir de 30 MSs na rede, facilmente observado pela queda na vazão média total na Figura 5.2. Nota-se também que o atraso para aplicação com *quantum* estático com carga de tráfego de 40 MSs ultrapassa o limite tolerável para a aplicação da classe UGS, observado na Figura 5.3, com uma pequena melhora no desempenho do *quantum* adaptativo em relação ao *quantum* estático.

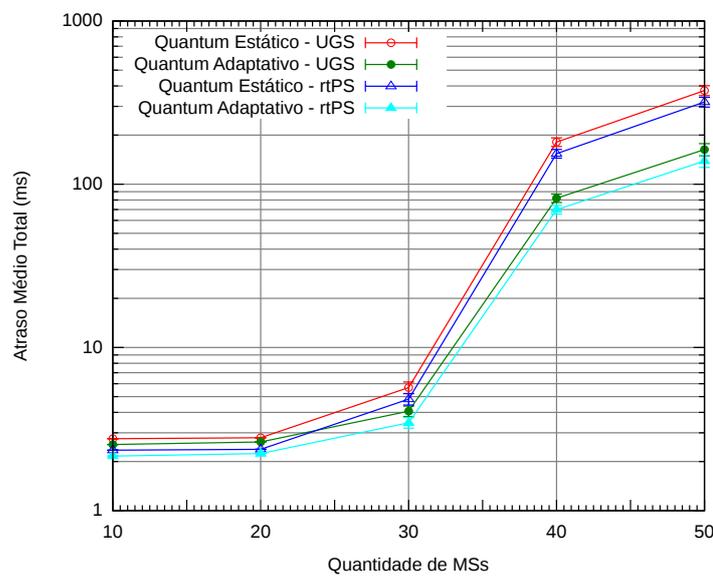


Figura 5.3: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado ao atraso médio total para a classe UGS e rtPS.

Aplicações pertencentes à classe UGS mantém o tamanho do campo de dados transmitidos na rede fixo. Por esse motivo esperava-se que a proposta do algoritmo *quantum* adaptativo apresentasse desempenho inferior ao *quantum* estático em relação ao *jitter* médio total, observado nas curvas do gráfico na Figura 5.4. Entretanto, a proposta do *quantum* adaptativo mantém-se tolerável com relação ao *jitter* médio total se for mantido o limite de 30 MSs para a classe UGS, podendo alcançar 50 MSs.

Outro ponto importante a ser analisado é a taxa média de perda de pacotes e, para isso, os resultados de simulação relativos a essa taxa são apresentados na Figura 5.5. Em todos os casos analisados, a taxa manteve-se abaixo do percentual máximo tolerado, sendo válido para *quantum* estático e *quantum* adaptativo.

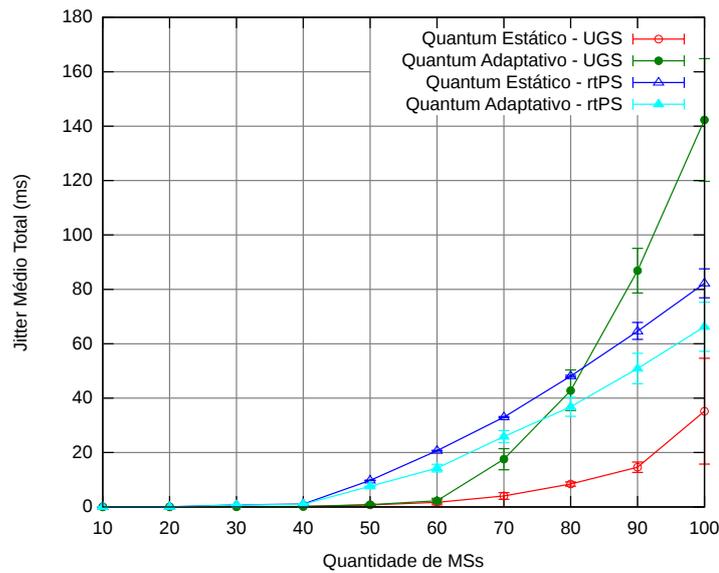


Figura 5.4: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado ao *jitter* médio total para a classe UGS e rtPS.

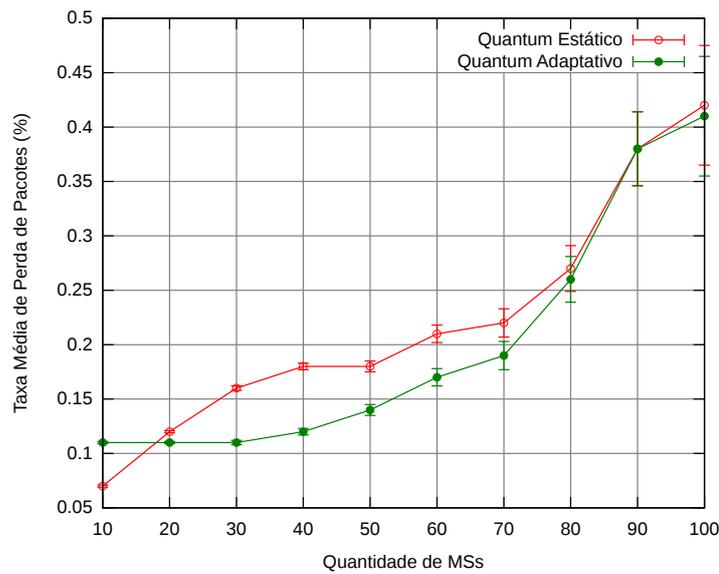


Figura 5.5: Taxa média de perda de pacotes para classe UGS.

### 5.3.2 Resultados para Classe rtPS

Com relação à classe rtPS, foram analisadas duas aplicações diferentes, uma destinada a áudio no formato MPEG-2 e outra a vídeo no formato MPEG-4.

Para aplicação de áudio, a Figura 5.6 apresenta a vazão média total para o *quantum* estático e *quantum* adaptativo.

Tanto o *quantum* estático quanto o *quantum* adaptativo apresentam perdas considerá-

veis no desempenho a partir de 90 MSs ativas, mas o *quantum* adaptativo ainda mantém uma vazão média acima da taxa mínima da aplicação (48 Kbps) com carga de tráfego de 100 MSs, o que não é alcançado em uma estratégia *quantum* estático.

Destaca-se nas curvas do gráfico na Figura 5.6 que, em todas as cargas de tráfego analisadas, o *quantum* adaptativo apresenta-se com desempenho igual ou superior ao *quantum* estático em situações com carga de tráfego mais baixa.

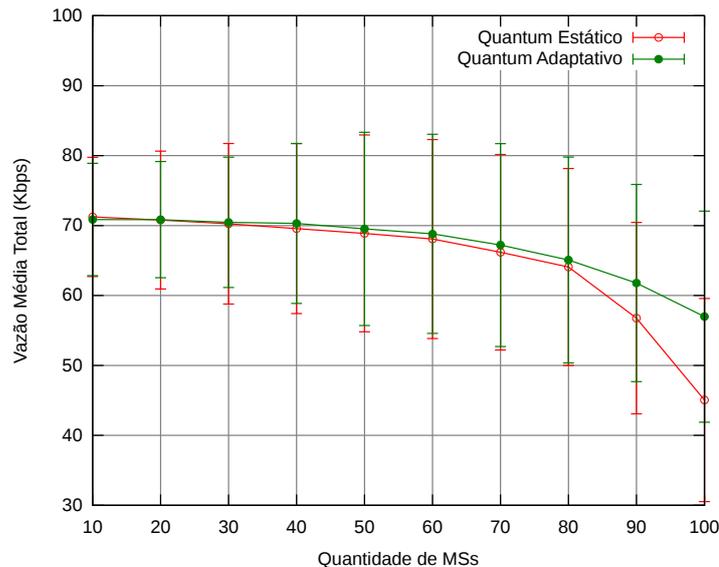


Figura 5.6: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado à vazão média total para a classe rtPS com aplicação MPEG-2.

Para o caso de uma aplicação de áudio no formato MPEG-2, as diferenças no desempenho, em termos de vazão, são notadas apenas a partir de uma carga de tráfego acima de 60 MSs. Apesar disso, a classe rtPS não pode ser avaliada apenas em função da vazão como parâmetro, é necessário considerar também o atraso e o *jitter*, apresentados em escala logarítmica, respectivamente, nas Figuras 5.7 e 5.8.

Em um contexto geral, considerando vazão, atraso e *jitter*, o *quantum* adaptativo apresenta-se com melhor desempenho em relação ao *quantum* estático para a classe rtPS com aplicação de áudio no formato MPEG-2, como observado nas Figuras 5.7 e 5.8.

A Figura 5.9, por sua vez, ilustra um desempenho superior do *quantum* adaptativo, em termos de vazão, com relação ao *quantum* estático em qualquer situação da rede para a classe rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4, sobretudo com uma carga de tráfego mais alta. No pior caso, o *quantum* adaptativo registra um desempenho 4% superior ao obtido pelo *quantum* estático que, para a classe rtPS, é considerado como uma

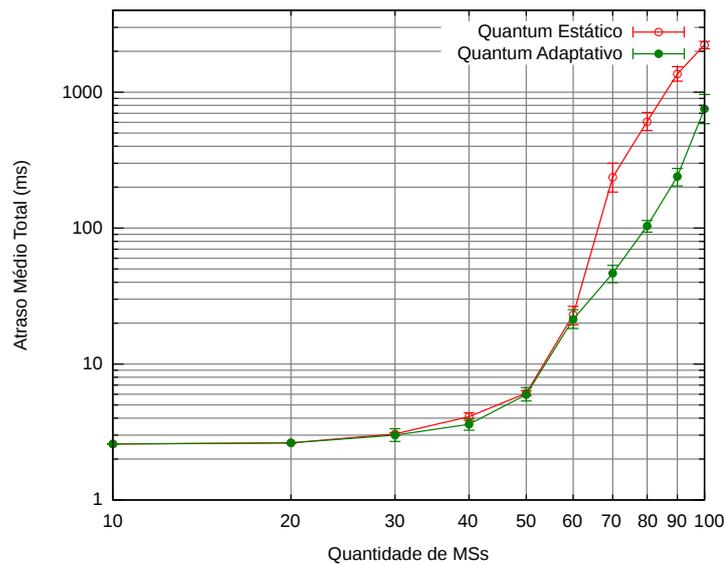


Figura 5.7: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado ao atraso médio total para a classe rtPS com aplicação de áudio no formato MPEG-2.

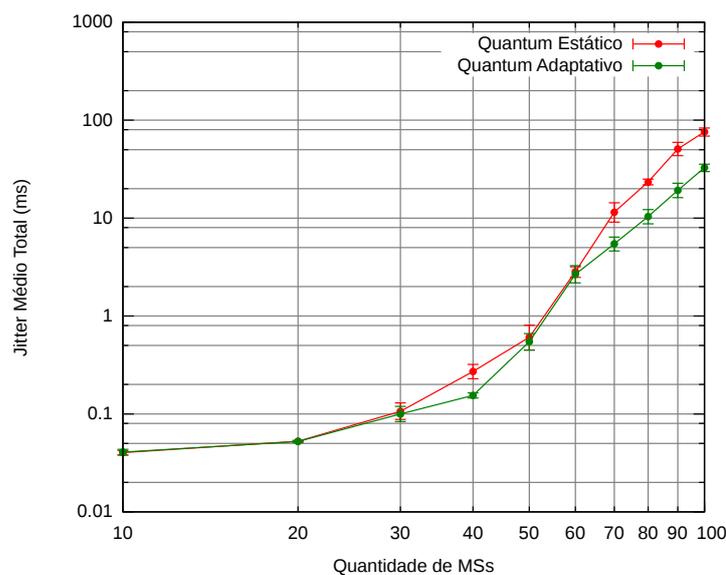


Figura 5.8: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado ao *jitter* médio total para a classe rtPS com aplicação de áudio no formato MPEG-2.

diferença significativa. Observa-se ainda que o *quantum* adaptativo é eficiente para taxas de dados mais altas em função de seu mecanismo de ajuste da quantificação, controle de congestionamento e gerenciamento de filas.

Como observado na Figura 5.10, a classe rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4 tolera um máximo de até 60 MSs para *quantum* adaptativo, sendo que, para o *quantum* estático, o máximo tolerado estaria em torno de 50 MSs ativas.

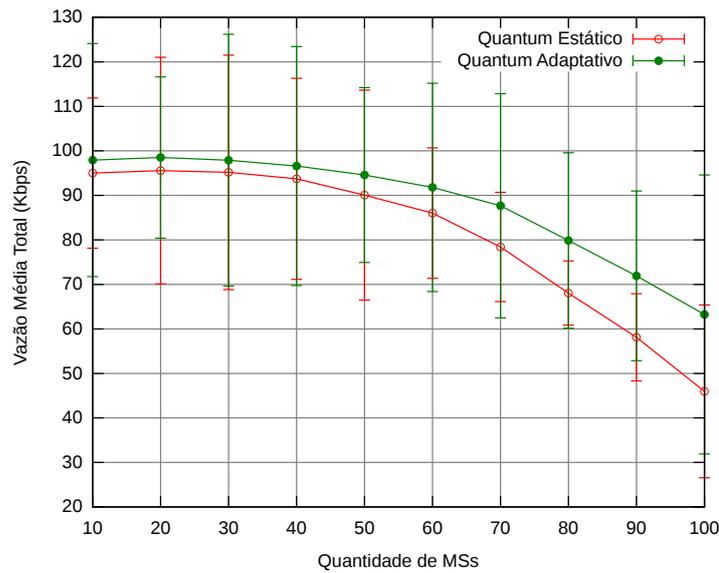


Figura 5.9: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado à vazão média total para a classe rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4.

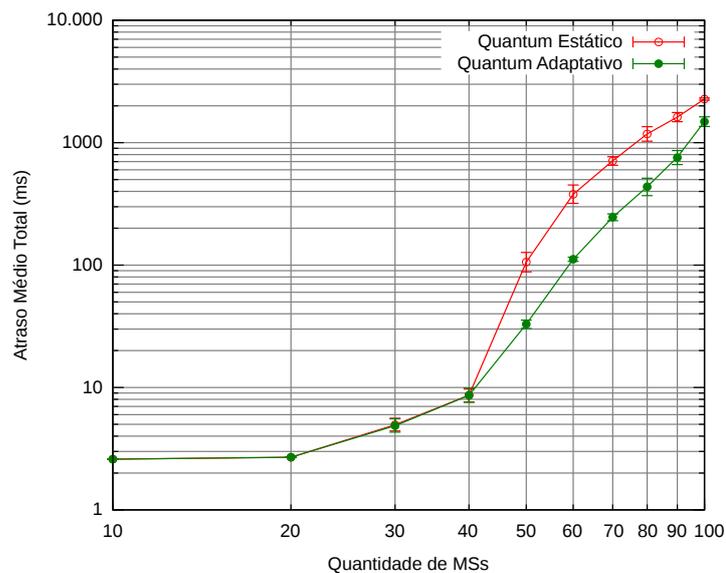


Figura 5.10: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado ao atraso médio total para a classe rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4.

O *jitter* registrado pelos testes na classe rtPS com utilização de *quantum* adaptativo, ilustrado na Figura 5.11, apresentou ligeira melhora em relação ao *quantum* estático. Considera-se esse desempenho satisfatório, mas a expectativa era de que, em função do intervalo de variação da taxa de dados e também do tamanho máximo do campo de dados de um pacote de aplicação de vídeo no formato MPEG-4 ser próximo ao tamanho da MTU, o *quantum* adaptativo apresentasse melhores resultados. Infere-se especificamente nesse

caso que, à medida que o tamanho do pacote aproxima-se ou até mesmo ultrapassa a MTU, o *quantum* adaptativo torna-se incapaz de gerenciar adequadamente os recursos da rede, perdendo desempenho por consequência, algo previamente destacado em [4].

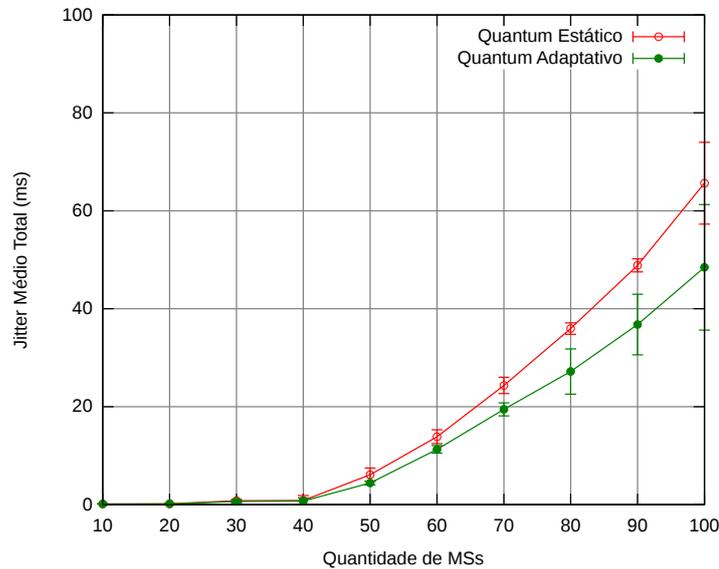


Figura 5.11: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado ao *jitter* médio total para a classe rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4.

### 5.3.3 Resultados para Classe nrtPS

Os resultados apresentados a seguir para a classe nrtPS assumem aplicação definida dentro dos parâmetros especificados na Subseção 5.2.2.1 sem tráfego de *background*.

O principal parâmetro de desempenho a ser considerado para a classe nrtPS é a vazão. A Figura 5.12 apresenta um gráfico com cenário de estabilização da vazão individual de 1 MS em relação ao tempo de simulação. É perceptível o aumento no desempenho da vazão até sua estabilização em 1100 Kbps para o caso onde o algoritmo *quantum* adaptativo é adotado. Nesse cenário consideram-se 7 MSs ativas na rede compartilhando o canal.

As curvas mostradas no gráfico da Figura 5.12 demonstram que o algoritmo *quantum* adaptativo possui um desempenho em torno de 37,5% maior do que o apresentado pelo *quantum* estático após a estabilização da vazão individual, observada a partir de 80 segundos de simulação. Entretanto, esse desempenho pode ser considerado como o máximo alcançado nas simulações, observado em uma carga de tráfego de 7 MSs, escolhida justamente por ter sido a carga de tráfego que gerou melhor diferencial de desempenho entre o *quantum* adaptativo e o *quantum* estático. Como observado na Figura 5.13, apenas para

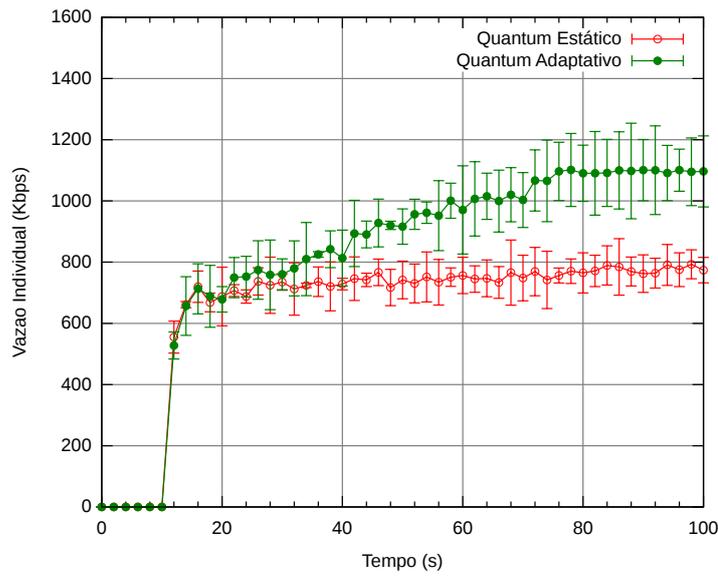


Figura 5.12: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado à vazão individual para a classe nrtPS.

o caso de uma carga de tráfego média de 10 MSs o desempenho do *quantum* adaptativo aproxima-se dessa diferença em relação ao *quantum* estático.

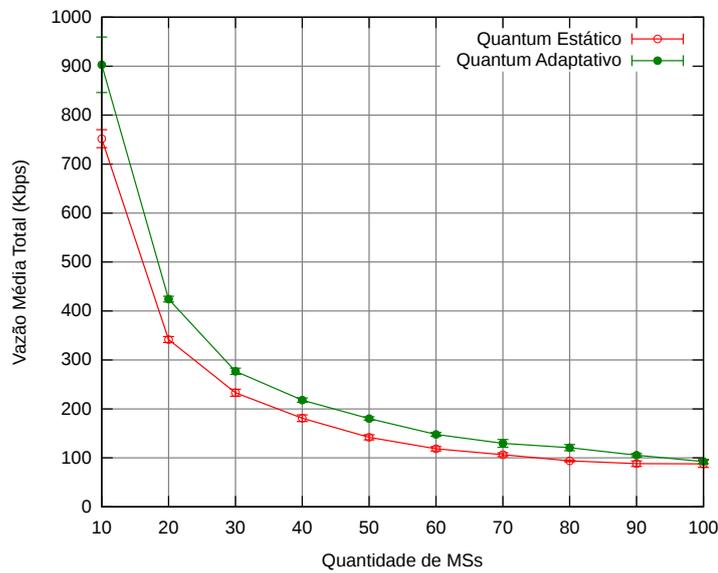


Figura 5.13: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado à vazão média total para a classe nrtPS.

### 5.3.4 Resultados para Classe BE

A classe BE adota aplicação *Web* modelada segundo a distribuição de Pareto já definida na Seção 5.2.2.1.

Para avaliação de desempenho da classe de tráfego BE não foi utilizado tráfego de *background*.

As curvas do gráfico para a classe BE apresentadas na Figura 5.14 também apontam um desempenho superior do algoritmo *quantum* adaptativo em relação ao *quantum* estático do ponto de vista da vazão média total, especialmente para situações com baixa carga de tráfego, chegando a um desempenho de até 27% além do *quantum* estático apresentado. Isso demonstra, mais uma vez, que o *quantum* adaptativo comporta-se bem para tráfegos com taxa de dados variável.

De fato, apesar da classe BE ter sido desenvolvida para atender tráfego com baixa prioridade, é importante ressaltar que um melhoramento de desempenho de mais de 25% para esse tipo de tráfego, com a utilização de *quantum* adaptativo em comparação à utilização do *quantum* estático, é um resultado muito bom, melhorando a percepção de QoS pelo usuário final.

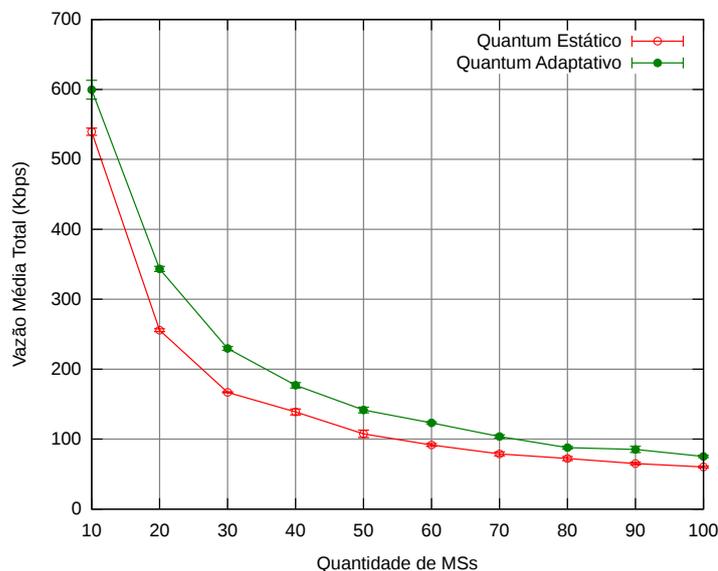


Figura 5.14: Desempenho do *quantum* adaptativo relacionado à vazão média total para a classe BE.

## 5.4 Considerações Finais

Neste capítulo avaliou-se o algoritmo de escalonamento DRR com *quantum* adaptativo proposto, baseado em modelagem e simulação computacional, descrito na Seção 5.2, juntamente com as principais ferramentas de simulação de redes utilizadas nos meios acadêmicos. Foram descritos o módulo e o suporte para simulação de redes IEEE 802.16j no NS-2 e em algumas ferramentas de simulação apresentadas. Os cenários de rede e os parâmetros para simulação e avaliação da proposta adotados nas camadas PHY, MAC e aplicação foram descritos na Subseção 5.2.2. Finalmente, a Seção 5.3 apresentou os resultados das simulações conduzidas com base nos cenários e parâmetros propostos, incluindo as devidas considerações sobre cada resultado.

# Capítulo 6

## Conclusões Gerais

O conceito de redes WiMAX *Multihop Relay* foi criado a partir do padrão IEEE 802.16j, em junho de 2009, tornando-o um divisor de águas para as demais especificações da família WiMAX. A capacidade de melhorar algumas características dos padrões anteriores a um custo mais baixo foi, sem dúvida, uma grande contribuição deixada pelo IEEE 802.16j. Isso sem levar em conta a capacidade de interoperabilidade com seu antecessor, o IEEE 802.16e, para casos onde a transição é considerada pouco viável.

O desafio de se realizar uma alocação de recursos eficiente, a falta de definição do padrão quanto ao tipo de escalonamento adequado a ser adotado e a existência de poucos trabalhos relevantes abordando o tema escalonamento para redes IEEE 802.16j serviram como principais fatores que motivaram o desenvolvimento deste trabalho.

Foi realizado um extenso levantamento bibliográfico sobre o assunto, com o objetivo de compreender as redes IEEE 802.16j de uma maneira geral e propor uma nova técnica de escalonamento que pudesse aproveitar ao máximo os recursos disponíveis na rede no modo T-RS.

A proposta de escalonamento *downlink* apresentada neste trabalho utiliza um algoritmo DRR modificado para permitir cálculo do *quantum* de maneira adaptativa com base, primeiramente no tamanho da MTU estabelecido na rede. Não obstante, o *quantum* também é ajustado com base nas informações sobre estado de congestionamento obtidas do tamanho médio da fila da RS e transmitidas à BS por meio de um campo de 6 *bits* reservado no subcabeçalho ESF, criado com a finalidade de conduzir informações à BS.

Os resultados apresentados comprovaram um melhor comportamento da proposta de escalonamento DRR com *quantum* adaptativo em detrimento da técnica de escalonamento

DRR convencional com *quantum* estático. Demonstrou-se também um aumento de desempenho para vazão média total do sistema, na proposta com *quantum* adaptativo, de até 37,5% para classe nrtPS, 27% para classe BE e, nos piores casos registrados, 4% para classe rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-4 e equiparação de desempenho para as classes UGS e rtPS com aplicação de vídeo no formato MPEG-2 com baixa carga de tráfego.

Dentre as variáveis utilizadas para cálculo do *quantum* adaptativo, destaca-se uma variável conhecida como fator  $\gamma$ . É possível considerar a atribuição de valores aleatórios para o fator  $\gamma$ , possibilitando melhoramento do desempenho da proposta. Entretanto, essa característica não foi considerada nas simulações conduzidas neste trabalho.

Observou-se, de fato, que a possibilidade de cooperação entre as RSs juntamente com a implementação de um esquema de otimização de rotas para tráfego distribuído são funcionalidades que poderiam ter sido analisadas de alguma forma com a proposta do Capítulo 4, objetivando um desempenho ainda melhor e a possibilidade de estender o uso para o modo NT-RS. Por outro lado, tais arranjos podem ser tratados como sugestão para continuidade deste trabalho e elaboração de novas propostas.

Sugere-se também, como continuidade deste trabalho, a implementação da priorização de tráfego para a classe UGS em relação a rtPS (descrito na Subseção 5.2.2.1), a adição e consideração da classe ertPS, e a possibilidade de aplicação de um algoritmo WFQ para escalonamento *uplink* especificamente para a classe nrtPS, em uma estratégia de escalonamento heterogênea, implementado em conjunto com a proposta de escalonamento DRR com *quantum* adaptativo desenvolvida e analisada.

Adicionalmente, é possível considerar como continuidade deste trabalho a implementação de uma estratégia de escalonamento heterogênea, adotada em conjunto com a proposta de *quantum* adaptativo, possibilitando comportamento diferenciado para cada classe de tráfego identificada no canal.

Finalmente, é possível observar por meio da literatura atual que a aplicação de esquemas adaptativos, seja para escalonamento, alocação de largura de banda, roteamento ou outra técnica, tem se destacado em estudos e aplicações de redes MR. Conclui-se portanto, com base nos resultados obtidos da proposta deste trabalho, que técnicas adaptativas podem otimizar o desempenho para redes MR de uma maneira geral.

# Referências Bibliográficas

- [1] Y. Chan, C. Wu, and C. Lai, “Congestion-Aware Downlink Scheduling for IEEE 802.16j Multihop Relay Networks,” in *Proceedings of the 4th Annual International Conference on Wireless Internet*, p. 36, ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), 2008.
- [2] H. Chen, X. Xie, and H. Wu, “A Queue-Aware Scheduling Algorithm for Multihop Relay Wireless Cellular Networks,” in *Mobile WiMAX Symposium, 2009. MWS’09. IEEE*, pp. 63–68, IEEE, 2009.
- [3] H. Al-Zubaidy, C. Huang, and J. Yan, “Dynamic Packet Scheduler Optimization in Wireless Relay Networks,” *CoRR*, vol. abs/1104.3165, 2011.
- [4] A. Sayenko, T. Hämäläinen, J. Joutsensalo, and L. Kannisto, “Comparison and Analysis of the Revenue-Based Adaptive Queuing Models,” *Computer Networks*, vol. 50, no. 8, pp. 1040–1058, 2006.
- [5] H. Wang and W. Jia, “Effective Traffic Control in IEEE 802.16j WiMAX networks,” in *IWQoS’10*, pp. 1–5, 2010.
- [6] IEEE, “IEEE 802.16 Task Group a – <http://www.ieee802.org/16/tga>,” 2003.
- [7] IEEE, “IEEE 802.16 Task Group d – [www.ieee802.org/16/tgd](http://www.ieee802.org/16/tgd),” 2004.
- [8] IEEE, “IEEE 802.16 Task Group 4 (WirelessHUMAN™ Task Group) – <http://www.ieee802.org/16/tg4>,” 2003.
- [9] IEEE, “IEEE 802.16e Task Group (Mobile WirelessMAN®) – <http://www.ieee802.org/16/tge>,” 2005.
- [10] IEEE, “IEEE 802.16’s Relay Task Group – <http://www.ieee802.org/16/relay>,” 2009.

- [11] S. Ahmadi, “An Overview of Next-Generation Mobile WiMAX Technology,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 47, no. 6, pp. 84–98, 2009.
- [12] IEEE, “IEEE 802.16 Task Group m (TGm) – [www.ieee802.org/16/tgm](http://www.ieee802.org/16/tgm),” 2010.
- [13] Wikipedia, “IEEE 802.16 – Wikipedia, The Free Encyclopedia – [http://en.wikipedia.org/wiki/IEEE\\_802.16](http://en.wikipedia.org/wiki/IEEE_802.16),” 2012. Acessado em 09/2012.
- [14] A. F. B. Wan and Tat-Chee, “A Review on WiMAX Multihop Relay Technology for Practical Broadband Wireless Access Network Design,” *Journal of Convergence Information Technology*, vol. 6, pp. 373–379, Sept. 2011.
- [15] P. Chan, E. Lo, R. Wang, E. Au, V. Lau, R. Cheng, W. Mow, R. Murch, and K. Letaief, “The Evolution Path of 4G Networks: FDD or TDD?,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 44, no. 12, pp. 42–50, 2006.
- [16] F. Figueiredo and L. Pereira, “Tecnologia WiMAX: uma visão geral,” *Cadernos CPqD Tecnologia. Campinas*, vol. 4, no. 2, p. 7, 2008.
- [17] S. Peters and R. Heath, “The Future of WiMAX: Multihop Relaying with IEEE 802.16j,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 47, no. 1, pp. 104–111, 2009.
- [18] V. Genc, S. Murphy, Y. Yu, and J. Murphy, “IEEE 802.16j Relay-Based Wireless Access Networks: An Overview,” *Wireless Communications, IEEE*, vol. 15, no. 5, pp. 56–63, 2008.
- [19] H. S. Hassanein, A. M. Taha, and N. A. Ali, *LTE, LTE-advanced, and WiMAX: Towards IMT-advanced Networks*. John Wiley & Sons, Ltd., 1<sup>a</sup> ed., 2012.
- [20] B. Lin, P. Ho, L. Xie, and X. Shen, “Optimal Relay Station Placement in IEEE 802.16j Networks,” in *Proceedings of the 2007 International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing*, pp. 25–30, ACM, 2007.
- [21] B. Lin, P. Ho, L. Xie, and X. Shen, “Relay Station Placement in IEEE 802.16j Dual-Relay MMR Networks,” in *Communications, 2008. ICC'08. IEEE International Conference on*, pp. 3437–3441, IEEE, 2008.

- [22] D. Kumar and N. Nagarajan, “A Survey on Technical Issues in IEEE 802.16j Mobile Multihop Relay Networks,” in *Smart Computing Review*, vol. 1, pp. 12–33, Coimbatore Institute of Engineering and Technology, Oct. 2011.
- [23] R. Prasad and F. Velez, *WiMAX Networks: Techno-Economic Vision and Challenges*. Springer, 2010.
- [24] L. Man, S. Committee, I. Computer, M. Theory, and T. Society, “IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks—Part 16: Air Interface for Broadband Wireless Access Systems—Amendment 1: Multihop Relay Specification,” 2009.
- [25] V. Zhu and V. Viorel, “Multihop Relay Extension for WiMAX Networks — Overview and Benefits of IEEE 802.16j Standard,” *Fujitsu Sci. Tech. J.*, vol. 44, no. 3, pp. 292–302, 2008.
- [26] S. Tang, P. Muller, and H. Sharif, *WiMAX Security and Quality of Service: An End-to-End Perspective*. John Wiley & Sons, 2010.
- [27] I. Msadaa, D. Câmara, and F. Filali, “Scheduling and CAC in IEEE 802.16 fixed BWNs: A Comprehensive Survey and Taxonomy,” *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, vol. 12, no. 4, pp. 459–487, 2010.
- [28] D. Ghosh, A. Gupta, and P. Mohapatra, “Scheduling in Multihop WiMAX networks,” *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review*, vol. 12, no. 2, pp. 1–11, 2008.
- [29] R. Jain, A. Durrezi, and G. Babic, “Throughput Fairness Index: An Explanation,” in *ATM Forum Contribution 99*, vol. 45, 1999.
- [30] J. Devaraju *et al.*, “Study of Routing and Scheduling Algorithms in WiMAX Mesh and Multihop Networks,” *World Journal of Science and Technology*, vol. 2, no. 5, 2012.
- [31] J.-C. Lin, C.-L. Chou, and C.-H. Liu, “Performance Evaluation for Scheduling Algorithms in WiMAX Network,” in *Proceedings of the 22nd International Conference on Advanced Information Networking and Applications - Workshops, AINAW '08*, (Washington, DC, USA), pp. 68–74, IEEE Computer Society, 2008.

- [32] S. Lu, V. Bharghavan, and R. Srikant, “Fair Scheduling In Wireless Packet Networks,” *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, vol. 7, no. 4, pp. 473–489, 1999.
- [33] M. Uitert, “Generalized Processor Sharing Queues,” *Ponsen and Looijen BV*, 2003.
- [34] L. Zhang, “Virtual Clock: A New Traffic Control Algorithm for Packet Switching Networks,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 20, no. 4, pp. 19–29, 1990.
- [35] A. Demers, S. Keshav, and S. Shenker, “Analysis and Simulation of a Fair Queueing Algorithm,” in *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 19, pp. 1–12, ACM, 1989.
- [36] P. McKenney, “Stochastic Fairness Queueing,” in *INFOCOM’90. Ninth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communication Societies. The Multiple Facets of Integration. Proceedings.*, IEEE, pp. 733–740, IEEE, 1990.
- [37] M. Shreedhar and G. Varghese, “Efficient Fair Queueing Using Deficit Round-Robin,” *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, vol. 4, no. 3, pp. 375–385, 1996.
- [38] J. Bennett and H. Zhang, “WF<sup>2</sup>Q: Worst-Case Fair Weighted Fair Queueing,” in *INFOCOM’96. Fifteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer Societies. Networking the Next Generation. Proceedings IEEE*, vol. 1, pp. 120–128, IEEE, 1996.
- [39] S. Golestani, “A Self-Clocked Fair Queueing Scheme for Broadband Applications,” in *INFOCOM’94. Networking for Global Communications., 13th Proceedings IEEE*, pp. 636–646, IEEE, 1994.
- [40] P. Bhattacharya and A. Ephremides, “Optimal Scheduling With Strict Deadlines,” *Automatic Control, IEEE Transactions on*, vol. 34, no. 7, pp. 721–728, 1989.
- [41] M. Andrews, “Probabilistic End-to-End Delay Bounds for Earliest Deadline First Scheduling,” in *INFOCOM 2000. Nineteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, vol. 2, pp. 603–612, IEEE, 2000.

- [42] M. Andrews and L. Zhang, “Minimizing End-to-End Delay in High-speed Networks With a Simple Coordinated Schedule,” in *INFOCOM’99. Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, vol. 1, pp. 380–388, IEEE, 1999.
- [43] T. Ng, I. Stoica, and H. Zhang, “Packet Fair Queueing Algorithms for Wireless Networks with Location-Dependent Errors,” in *INFOCOM’98. Seventeenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, vol. 3, pp. 1103–1111, IEEE, 1998.
- [44] S. Yusof, S. Kamilah, and N. Faisal, “An Efficient Bandwidth Demand Estimation for Delay Reduction in IEEE 802.16j MMR WiMAX Network,” *International Journal of Engineering (IJE)*, vol. 3, no. 6, pp. n–a, 2010.
- [45] S. Floyd and V. Jacobson, “Random Early Detection Gateways for Congestion Avoidance,” *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, vol. 1, no. 4, pp. 397–413, 1993.
- [46] W. Feng, D. Kandlur, D. Saha, and K. Shin, “A Self-Configuring RED gateway,” in *INFOCOM’99. Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, vol. 3, pp. 1320–1328, IEEE, 1999.
- [47] S. Floyd, R. Gummadi, S. Shenker, *et al.*, “Adaptive RED: An Algorithm for Increasing the Robustness of RED’s Active Queue Management,” *Preprint, available at <http://www.icir.org/floyd/papers.html>*, 2001.
- [48] D. Ju-Long, “Control Problems of Grey Systems,” *Systems & Control Letters*, vol. 1, no. 5, pp. 288–294, 1982.
- [49] J. Deng, “Grey System Fundamental Method,” *Huazhoug University of Science and Technology, Wuhan, China (in Chinese)*, 1985.
- [50] X. Chang, “Network Simulations with OPNET,” in *Simulation Conference Proceedings, 1999 Winter*, vol. 1, pp. 307–314, IEEE, 1999.
- [51] S. Keshav, B. D. o. E. E. University of California, and C. S. C. S. Division, *REAL: A Network Simulator*. University of California, 1988.

- [52] S. McCanne, S. Floyd, K. Fall, K. Varadhan, *et al.*, “Network simulator ns-2,” 1997.
- [53] A. Varga *et al.*, “The OMNeT++ Discrete Event Simulation System,” in *Proceedings of the European Simulation Multiconference (ESM’2001)*, vol. 9, 2001.
- [54] T. Henderson, S. Roy, S. Floyd, and G. Riley, “Ns-3 Project Goals,” in *Proceeding from the 2006 workshop on ns-2: the IP network simulator*, p. 13, ACM, 2006.
- [55] S. Wang and Y. Lin, “NCTUns Network Simulation and Emulation for Wireless Resource Management,” *Wireless Communications and Mobile Computing*, vol. 5, no. 8, pp. 899–916, 2005.
- [56] S. Wang and Y. Huang, “NCTUns Distributed Network Emulator,” *Internet Journal ISSN*, vol. 4, no. 2, pp. 61–94.
- [57] Y. Lai and Y. Chen, “Designing and Implementing an IEEE 802.16 Network Simulator for Performance Evaluation of Bandwidth Allocation Algorithms,” in *High Performance Computing and Communications, 2009. HPCC’09. 11th IEEE International Conference on*, pp. 432–437, IEEE, 2009.
- [58] A. Taha, P. Kolomitro, H. Hassanein, and N. Abu Ali, “Evaluating Frame Structure Design in WiMAX Relay Networks,” *Concurrency and Computation: Practice and Experience*.
- [59] B. Arnold, “Pareto Distribution,” *Encyclopedia of Statistical Sciences*.

## Trabalhos publicados pelo autor

- [60] E. Santos and P. Guardieiro, “Uma Abordagem Geral do Padrão IEEE 802.16j,” in *X Conferência de Estudos em Engenharia Elétrica – CEEL*, Sept. 2012.

# Bibliografia

- [61] F. Chang, I. Hsieh, S. Kao, *et al.*, “An Efficient Uplink Scheduling Mechanism with Enabling Multi-Device Transmission and Maximum Latency Fulfillment in IEEE 802.16j Networks,” in *Computer Science & Education (ICCSE), 2011 6th International Conference on*, pp. 1410–1415, IEEE, 2011.
- [62] X. Guo, W. Ma, Z. Guo, X. Shen, and Z. Hou, “Adaptive Resource Reuse Scheduling for Multihop Relay Wireless Network Based on Multicoloring,” *Communications Letters, IEEE*, vol. 12, no. 3, pp. 176–178, 2008.
- [63] D. Ghosh, A. Gupta, and P. Mohapatra, “Adaptive Scheduling of Prioritized Traffic in IEEE 802.16j Wireless Networks,” in *Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications, 2009. WIMOB 2009. IEEE International Conference on*, pp. 307–313, IEEE, 2009.
- [64] B. Jaumard, T. Murillo, and S. Sebbah, “Scheduling vs. Pseudo-Scheduling Models in IEEE 802.16j Wireless Relay Networks,” in *Communications (QBSC), 2012 26th Biennial Symposium on*, pp. 101–106, IEEE, 2012.
- [65] S. Yang, C. Kao, W. Kan, and T. Shih, “Handoff Minimization Through a Relay Station Grouping Algorithm with Efficient Radio-Resource Scheduling Policies for IEEE 802.16j Multihop Relay Networks,” *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 59, no. 5, pp. 2185–2197, 2010.
- [66] Y. Shi, W. Zhang, and K. Ben Letaief, “Cooperative Multiplexing and Scheduling in Wireless Relay Networks,” in *Communications, 2008. ICC’08. IEEE International Conference on*, pp. 3034–3038, IEEE, 2008.

- [67] H. Zeng and C. Zhu, "System Design and Resource Allocation in 802.16j Multi-hop Relay Systems under the User Rate Fairness Constraint," in *Communications, 2009. ICC'09. IEEE International Conference on*, pp. 1–6, IEEE, 2009.
- [68] Y. Wang, K. Huang, and W. Huang, "An Adaptive Distributed Scheduling Scheme for IEEE 802.16j Networks," in *Proceedings of the 6th International Wireless Communications and Mobile Computing Conference*, pp. 133–137, ACM, 2010.
- [69] H. Baek and J. Jang, "Dynamic Frame Scheduling with Load Balancing for IEEE 802.16j," in *Wireless Communications & Signal Processing, 2009. WCSP 2009. International Conference on*, pp. 1–5, IEEE, 2009.
- [70] A. Bayan and T. Wan, "A Scalable QoS Scheduling Architecture for WiMAX Multi-hop Relay Networks," in *Education Technology and Computer (ICETC), 2010 2nd International Conference on*, vol. 5, pp. V5–326, IEEE, 2010.
- [71] C. Kao, S. Yang, and T. Tsai, "Performance Enhancement of Repacking and Borrowing Mechanisms for IEEE 802.16j Multihop Resource Scheduling," *Computer Networks*, 2011.
- [72] Q. Zhang and Y. Zhang, "Cross-Layer Design for QoS Support in Multihop Wireless Networks," *Proceedings of the IEEE*, vol. 96, no. 1, pp. 64–76, 2008.
- [73] C. Hsieh, J. Chen, and J. Weng, "Cooperative Adaptive Partner Selection for Real-Time Services in IEEE 802.16j Multihop Relay Networks," in *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2010 IEEE*, pp. 1–6, IEEE, 2010.
- [74] A. Ahmad Zamani, N. Mohd Imam Ma'AROF, F. Nor Yusof, N. Satiman, S. Syed Yusof, and N. Fisal, "Cross-Layer Relay Selection For Cooperative Relay System in IEEE 802.16j Network," *Jurnal Teknologi*, vol. 55, pp. 255–269, 2012.
- [75] L. Erwu, W. Dongyao, L. Jimin, S. Gang, and J. Shan, "Performance Evaluation of Bandwidth Allocation in 802.16j Mobile Multi-hop Relay Networks," in *Vehicular Technology Conference, 2007. VTC2007-Spring. IEEE 65th*, pp. 939–943, IEEE, 2007.

- [76] W. Tong and J. Zhao, “Quantum Varying Deficit Round Robin Scheduling over Priority Queues,” in *Computational Intelligence and Security, 2007 International Conference on*, pp. 252–256, IEEE, 2007.
- [77] B. Chang, Y. Liang, and S. Su, “Adaptive Competitive On-Line Routing Algorithm for IEEE 802.16j WiMAX Multi-hop Relay Networks,” in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2009 IEEE 20th International Symposium on*, pp. 2197–2201, IEEE, 2009.
- [78] C. Hoymann, K. Klagges, and M. Schinnenburg, “Multihop Communication in Relay Enhanced IEEE 802.16 Networks,” in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2006 IEEE 17th International Symposium on*, pp. 1–4, IEEE, 2006.
- [79] A. Sayenko, O. Alanen, and H. Martikainen, “Analysis of the Non-Transparent In-Band Relays in the IEEE 802.16 Multi-hop System,” in *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2010 IEEE*, pp. 1–6, IEEE, 2010.
- [80] G. Shen, J. Liu, D. Wang, J. Wang, and S. Jin, “Multi-hop Relay for Next-Generation Wireless Access Networks,” *Bell Labs Technical Journal*, vol. 13, no. 4, pp. 175–193, 2009.
- [81] I. Chan and W. Liao, “Adaptive Bandwidth Allocation for TCP Traffic in IEEE 802.16j Wireless Networks with Transparent Relay Stations,” in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2008. PIMRC 2008. IEEE 19th International Symposium on*, pp. 1–5, IEEE, 2008.
- [82] R. Fei, K. Yang, and S. Ou, “A QoS-aware Dynamic Bandwidth Allocation Algorithm for Relay Stations in IEEE 802.16j-based Vehicular Networks,” in *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2010 IEEE*, pp. 1–6, IEEE, 2010.
- [83] S. Ann and H. Kim, “Relay Association Method for Optimal Path in IEEE 802.16j Mobile Multi-hop Relay Networks,” *Transactions on Emerging Telecommunications Technologies*, vol. 21, no. 7, pp. 624–631, 2010.
- [84] H. Fattah and C. Leung, “An Overview of Scheduling Algorithms in Wireless Multimedia Networks,” *Wireless Communications, IEEE*, vol. 9, no. 5, pp. 76–83, 2002.

- [85] Z. Tao, K. Teo, and J. Zhang, “Aggregation and Concatenation in IEEE 802.16j Mobile Multihop Relay (MMR) Networks,” in *Mobile WiMAX Symposium, 2007. IEEE*, pp. 85–90, IEEE, 2007.
- [86] L. Xiao and L. Cuthbert, “Improving Fairness in Relay-Based Access Networks,” in *Proceedings of the 11th international symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems*, pp. 18–22, ACM, 2008.
- [87] A. Bayan and T. Wan, “On-Demand Flexible Tiered QoS Scheduling Algorithm for IEEE 802.16j Multi-hop Relay Networks,” in *Information Technology (ITSim), 2010 International Symposium in*, vol. 2, pp. 586–591, IEEE, 2010.
- [88] S. Narasimha and K. Sivalingam, “Improved Opportunistic Scheduling Algorithms for WiMAX Mobile Multihop Relay Networks,” in *High Performance Computing (HiPC), 2009 International Conference on*, pp. 20–29, IEEE, 2009.
- [89] S. Shakkottai and R. Srikant, “Scheduling Real-Time Traffic with Deadlines over a Wireless Channel,” *Wireless Networks*, vol. 8, no. 1, pp. 13–26, 2002.
- [90] X. Liu, E. Chong, and N. Shroff, “Opportunistic Transmission Scheduling with Resource-Sharing Constraints in Wireless Networks,” *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 19, no. 10, pp. 2053–2064, 2001.
- [91] Z. Becvar and R. Bestak, “Overhead of ARQ Mechanism in IEEE 802.16 Networks,” *Telecommunication Systems*, vol. 46, no. 4, pp. 353–367, 2011.
- [92] Y. Chen, C. Lin, and S. Wang, “A Traffic-Aware Routing Algorithm for IEEE 802.16j Multihop Relay Networks,” in *Communications and Networking in China, 2009. ChinaCOM 2009. Fourth International Conference on*, pp. 1–10, IEEE, 2009.
- [93] F. Gordejuela-Sanchez, D. Lopez-Perez, and J. Zhang, “Frequency Planning in IEEE 802.16j Networks: An Optimization Framework and Performance Analysis,” in *Wireless Communications and Networking Conference, 2009. WCNC 2009. IEEE*, pp. 1–6, IEEE, 2009.
- [94] Y. Kim and M. Sichitiu, “Fairness Schemes in 802.16j Mobile Multihop Relay Networks,” in *Proc. IEEE GLOBECOM*, pp. 1–5, 2010.

- [95] P. Mogre, M. Hollick, S. Dimitrov, and R. Steinmetz, “Incorporating Spatial Reuse into Algorithms for Bandwidth Management and Scheduling in IEEE 802.16j Relay Networks,” in *Local Computer Networks, 2009. LCN 2009. IEEE 34th Conference on*, pp. 384–391, IEEE, 2009.
- [96] T. Kim, T. Min, and C. Kang, “Opportunistic Packet Scheduling Algorithm for Load Balancing in a Multi-hop Relay-Enhanced Cellular OFDMA-TDD System,” in *Communications, 2008. APCC 2008. 14th Asia-Pacific Conference on*, pp. 1–5, IEEE, 2008.
- [97] R. Bhatia and M. Kodialam, “On Power Efficient Communication over Multi-hop Wireless Networks: Joint Routing, Scheduling and Power Control,” in *INFOCOM 2004. Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, vol. 2, pp. 1457–1466, IEEE, 2004.
- [98] S. Ann, K. Lee, and H. Kim, “A Path Selection Method in IEEE 802.16j Mobile Multi-hop Relay Networks,” in *Sensor Technologies and Applications, 2008. SENSORCOMM’08. Second International Conference on*, pp. 808–812, IEEE, 2008.
- [99] A. Belghith and L. Nuaymi, “Comparison of WiMAX Scheduling Algorithms and Proposals for the rtPS QoS Class,” in *Wireless Conference, 2008. EW 2008. 14th European*, pp. 1–6, IEEE, 2008.
- [100] J. Hancock, “Jitter—Understanding It, Measuring It, Eliminating It. Part 1: Jitter Fundamentals,” *High Frequency Electronics*, vol. 4, pp. 44–50, 2004.
- [101] S. Seo, S. Kim, S. Kim, Y. Kim, H. Lee, S. Ryu, and C. Cho, “Relay Performance Analysis of TTR and STR Relay Modes in IEEE 802.16j MMR System,” *ETRI journal*, vol. 32, no. 2, 2010.
- [102] J. Chen, C. Wang, F. Tsai, C. Chang, S. Liu, J. Guo, W. Lien, J. Sum, and C. Hung, “The Design and Implementation of WiMAX Module for ns-2 Simulator,” in *Proceeding from the 2006 workshop on ns-2: the IP network simulator*, p. 5, ACM, 2006.
- [103] Y. Wang, W. Lin, C. Tsai, and G. Huang, “A Hybrid Scheduling Mechanism for IEEE 802.16j Networks,” in *Advanced Information Networking and Applications*

- Workshops (WAINA), 2012 26th International Conference on*, pp. 448–453, IEEE, 2012.
- [104] Y. Liang, B. Chang, S. Su, and D. Wang, “Adaptive Cost-Based with Max–Min AMC Routing Algorithm for Increasing Utilization and Reducing Blocking in IEEE 802.16j WiMAX Networks,” *Wireless Personal Communications*, vol. 62, no. 3, p. 577, 2012.
- [105] H. Lu, “Relay Station Placement Strategy in IEEE 802.16j WiMAX Networks,” *IEEE Transactions on Communications*, vol. 59, no. 1, pp. 151–158, 2011.
- [106] A. Sukul, J. Chang, and P. Bhattarakosol, “An Unbound Network Coding for Extended IEEE 802.16j Multihop Relay Network,” *International Journal of Distributed Sensor Networks*, vol. 2012, 2012.
- [107] S. Wang, C. Chou, and C. Lin, “The Design and Implementation of the NCTUns Network Simulation Engine,” *Simulation Modelling Practice and Theory*, vol. 15, no. 1, pp. 57–81, 2007.
- [108] I. Lin, “Dynamic Zone-based Bandwidth-Negotiation Scheduling for IEEE 802.16j WiMAX Networks,” 2011.
- [109] J. Zhang, S. Feng, W. Ye, and H. Zhuang, “MAC Performance Evaluation of IEEE 802.16j,” in *Information Science and Engineering, 2008. ISISE’08. International Symposium on*, vol. 1, pp. 421–425, IEEE, 2008.
- [110] Y. Kim, J. Yoon, J. Chae, and H. Kim, “An Interference Detection Method for Mobile Relay Stations in Transparent Mode of IEEE 802.16j Mobile Multi-hop Relay Networks,” in *ICWN’08*, pp. 482–487, 2008.
- [111] K. Chu and T. Huang, “A Novel Bandwidth Request Mechanism for IEEE 802.16j Networks,” *Tamkang Journal of Science and Engineering*, vol. 13, no. 1, pp. 71–78, 2010.
- [112] T. Murillo, *Routing and Scheduling Using Column Generation in IEEE 802.16j Wireless Relay Networks*. PhD thesis, Concordia University, 2011.

- 
- [113] Y. Kim and M. Sichitiu, “Optimal Resource Allocation in Multihop Relay-Enhanced WiMAX Networks,” in *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2011 IEEE*, pp. 737–742, IEEE, 2011.
- [114] J. Baek and Y. Suh, “The Compensation Model for Utilizing a Frame-Based Scheduling Algorithm in High-Speed Wireless Networks,” in *Communications, 2008. ICC’08. IEEE International Conference on*, pp. 3100–3104, IEEE, 2008.
- [115] Z. Lv and R. Qiu, “An ARQ and HARQ Interaction Mechanism for IEEE 802.16j System,”
- [116] G. Patil, S. McClean, and G. Raina, “Drop Tail and RED Queue Management with Small Buffers: Stability and Hopf Bifurcation,” *ICTACT Journal on Communication Technology*, vol. 2, no. 2, pp. 339–344, 2011.

# Apêndice A

## Algoritmo *Random Early Detection*

Este apêndice apresenta o algoritmo *Random Early Detection* (RED) utilizado como referência para elaboração da proposta de algoritmo para gerenciamento de filas aplicado na camada MAC de redes IEEE 802.16j.

No algoritmo A.1,  $w_q$  é o fator de peso da fila, utilizado para detectar mudanças no tamanho médio da fila e seu estado de congestionamento. As variáveis  $min_{th}$  e  $max_{th}$  estabelecem os limiares de tamanho médio de fila mínimo e máximo, respectivamente. O valor máximo da probabilidade de descarte de pacotes  $p_d$  é definido pela variável  $max_p$  enquanto  $p_f$  representa a probabilidade final de descarte de pacotes.

---

**Algoritmo A.1** RED - *Random Early Detection*

---

```
tam_medio_fila  $\leftarrow$  0
cont  $\leftarrow$  -1
para cada chegada de pacote faça
  se fila não estiver vazia então
    tam_medio_fila  $\leftarrow$   $(1 - w_q) \cdot tam\_medio\_fila + w_q q$ 
  senão
     $m \leftarrow f(tempo - tempo\_inativo\_fila)$ 
    tam_medio_fila  $\leftarrow$   $(1 - w_q)^m \cdot tam\_medio\_fila$ 
  fim se
  se  $min_{th} \leq tam\_medio\_fila < max_{th}$  então
    cont  $\leftarrow$  cont + 1
     $p_d \leftarrow max_p (tam\_medio\_fila - min_{th}) / (max_{th} - min_{th})$ 
     $p_f \leftarrow p_d / (1 - cont \cdot p_d)$ 
    dentro da probabilidade  $p_f$  :
      marcar pacote p/ descarte
    cont  $\leftarrow$  0
  senão se  $max_{th} \leq tam\_medio\_fila$  então
    marcar pacote p/ descarte
    cont  $\leftarrow$  0
  senão
    cont  $\leftarrow$  -1
  fim se
  quando fila estiver vazia
    tempo_inativo_fila  $\leftarrow$  tempo
fim para
```

---

# Apêndice B

## Algoritmo *Adaptive Random Early Detection*

Este apêndice apresenta o algoritmo *Adaptive Random Early Detection* (ARED) utilizado como referência para elaboração da proposta de algoritmo para gerenciamento de filas aplicado na camada MAC de redes IEEE 802.16j.

O ARED foi desenvolvido com a finalidade de ajustar o grau de agressividade e eficácia do algoritmo RED de acordo com a carga de tráfego registrada na fila. Esse algoritmo mede  $max_p$  com base em dois fatores constantes  $\alpha$  e  $\beta$  escolhidos de acordo com o limiar atingido,  $min_{th}$  ou  $max_{th}$ . O algoritmo B.1 apresenta a forma como  $max_p$  é ajustado.

---

**Algoritmo B.1** ARED - *Adaptive Random Early Detection*

---

```
para cada chegada de pacote faça  
  se  $min_{th} \leq tam\_medio\_fila < max_{th}$  então  
     $status \leftarrow$  “Entre mínimo e máximo”  
  fim se  
  se  $tam\_medio\_fila < min_{th}$  e  $status \neq$  “Abaixo” então  
     $status \leftarrow$  “Abaixo”  
     $max_p \leftarrow max_p / \alpha$   
  fim se  
  se  $tam\_medio\_fila > max_{th}$  e  $status \neq$  “Acima” então  
     $status \leftarrow$  “Acima”  
     $max_p \leftarrow max_p \cdot \beta$   
  fim se  
fim para
```

---

Onde  $\alpha$  e  $\beta$  são definidos com os valores 3 e 2, respectivamente. O parâmetro  $max_p$  é definido inicialmente com o valor 0,02.