

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



**PROPOSTA DE MECANISMO DE CAC BASEADO EM RESERVAS  
DINÂMICAS DE LARGURA DE BANDA PARA AS REDES IEEE  
802.16e**

**Sílvia Martins Reis**

**Novembro**

**2012**

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

**PROPOSTA DE MECANISMO DE CAC BASEADO EM RESERVAS  
DINÂMICAS DE LARGURA DE BANDA PARA AS REDES IEEE  
802.16e**

**Sílvio Martins Reis**

Dissertação apresentada à Universidade Federal de  
Uberlândia para obtenção do título de Mestre em  
Engenharia Elétrica, aprovada em 23 de novembro de  
2012 pela banca examinadora:

Paulo Roberto Guardieiro, Dr. – Orientador (UFU)

Juergen Rochol, Dr. (UFRGS)

Éderson Rosa da Silva, Dr. (UFU)

Uberlândia, Novembro de 2012

**PROPOSTA DE MECANISMO DE CAC BASEADO EM RESERVAS  
DINÂMICAS DE LARGURA DE BANDA PARA AS REDES IEEE  
802.16e**

**Sílvia Martins Reis**

Dissertação apresentada por Sílvia Martins Reis à Universidade Federal de Uberlândia  
como parte dos requisitos à obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica.

---

Prof. Paulo Roberto Guardieiro, Dr.  
Orientador

---

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

# Dedicatória

*Dedico este trabalho aos meus pais Sílvia e Múcio, à minha esposa  
Fernanda, ao meu filho Eduardo e a meus irmãos.*

# Agradecimentos

*Sobretudo a Deus, por ter me dado saúde, força e perseverança para concluir este trabalho.*

*À minha querida esposa Fernanda pelo amor e apoio incondicional em todos os momentos.*

*Ao meu filho Eduardo pela compreensão e carinho.*

*À minha mãe Sílvia e ao meu pai Múcio pelo amor, dedicação e educação que sempre me foram dadas.*

*Aos meus irmãos pelo incentivo e conselhos.*

*Ao meu orientador Prof. Dr. Paulo Roberto Guardieiro pela valiosa orientação e aprendizado que me foi proporcionado ao longo deste trabalho.*

*Ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica e aos professores e servidores da Universidade Federal de Uberlândia.*

*Enfim, a todos aqueles que contribuíram direta ou indiretamente para a realização desse trabalho.*

# Resumo

Reis, S. M., *Proposta de Mecanismo de CAC Baseado em Reservas Dinâmicas de Largura de Banda para as Redes IEEE 802.16e*, UFU, Uberlândia, Brasil, 2012, 114p.

O padrão IEEE 802.16e é uma importante tecnologia para comunicação em banda larga sem fio, que possibilita altas taxas de transferência, longo alcance e mobilidade. Uma de suas principais características é a provisão de qualidade de serviço (*Quality of Service - QoS*) às aplicações. Esta é obtida por meio de mecanismos, tais como, o controle de admissão de conexões (*Connection Admission Control - CAC*), que determina se uma conexão pode ou não ser estabelecida de acordo com os recursos disponíveis na rede, políticas de policiamento de tráfego e também um esquema de escalonamento de pacotes, que define qual classe de serviço deverá ser atendida com maior prioridade, baseado em critérios preestabelecidos. Como o padrão não define as políticas para implementar estes mecanismos, neste trabalho propõe-se um mecanismo de CAC para o padrão IEEE 802.16e, baseado em reservas dinâmicas de largura de banda. Estas reservas são obtidas pela segmentação da quantidade de largura de banda do canal por limiares, que são ajustados dinamicamente de acordo com as admissões das conexões em *handoff* e novas conexões. Foram realizados experimentos por meio de modelagem e simulação, que demonstraram que o mecanismo proposto pode evitar o desperdício de recursos da rede, aumentar sua eficiência e prover QoS, em termos de largura de banda, às aplicações.

Palavras-chave: IEEE 802.16e, WiMAX, QoS, CAC, Limiar.

# Abstract

Reis, S. M., *Proposal of a CAC Mechanism Based on Bandwidth Reservation and Dynamic Thresholds Adjustment for IEEE 802.16e Networks*, UFU, Uberlândia, Brasil, 2012, 114p.

The IEEE 802.16e standard is an important technology for wireless broadband communication, which allows high transfer rates, long reach and mobility. One of its main features is the quality of service (QoS) provision for applications. This is achieved through a connection admission control (CAC) scheme, which determines whether or not a connection can be established according to the network resources availability, a traffic policing scheme and also a packet scheduling scheme, that defines which service class should be served with the higher priority, based on predetermined criteria. As the standard does not define the policies to implement these mechanisms, this work proposes a CAC mechanism for IEEE 802.16e standard, based on dynamic bandwidth reservation. These reserves are obtained by segmenting the amount of the channel's bandwidth by thresholds, which are dynamically adjusted according to the admissions of handoff and new connections. Experiments were performed through modeling and simulation, demonstrating that the proposed mechanism can avoid the waste of network resources, increases its efficiency and provide QoS, in terms of bandwidth, for applications.

Index Terms: IEEE 802.16e, WiMAX, QoS, CAC, Threshold.

# Sumário

Lista de Figuras	x
Lista de Tabelas	xiii
Lista de Abreviaturas e Siglas	xiv
<b>1. Introdução.....</b>	<b>19</b>
<b>2. Redes Padrão IEEE 802.16.....</b>	<b>23</b>
2.1. Introdução .....	23
2.2. Evolução do Padrão 802.16 .....	23
2.3. Topologia.....	25
2.4. Arquitetura WiMAX.....	26
2.5. Modelo de Referencia do Padrão 802.16.....	28
2.6. Camada Física.....	29
2.6.1. Procedimento para entrada na rede.....	34
2.7. Camada MAC .....	35
2.7.1. Subcamada de Convergência de Serviço Específico (CS) .....	36
2.7.2. Subcamada de Parte Comum (MAC CPS) .....	37
2.7.3. Subcamada de Segurança .....	40
2.8. O Padrão 802.16e.....	40
2.8.1. Altas Taxas de dados .....	41
2.8.2. Escalabilidade .....	42



2.8.3.	Qualidade de Serviço.....	44
2.8.4.	Segurança.....	44
2.8.5.	Mobilidade.....	44
2.8.5.1.	HHO.....	45
2.8.5.2.	MDHO .....	45
2.8.5.3.	FBSS .....	47
2.9.	Considerações Finais .....	48
<b>3.</b>	<b>Qualidade de Serviço em Redes IEEE 802.16 .....</b>	<b>49</b>
3.1.	Introdução .....	49
3.2.	Provisão de QoS em redes IEEE 802.16.....	50
3.3.	Mecanismos para provisão de QoS no padrão IEEE 802.16 .....	53
3.3.1.	Escalonamento .....	54
3.3.1.1.	Disciplinas de Escalonamento .....	55
3.3.1.1.1.	<i>First In First Out</i> (FIFO) .....	56
3.3.1.1.2.	<i>Priority queuing</i> (PQ) .....	56
3.3.1.1.3.	<i>Round Robin</i> (RR) .....	57
3.3.1.1.4.	<i>Weighted Round-Robin</i> (WRR) .....	58
3.3.1.1.5.	<i>Deficit Round Robin</i> (DRR).....	58
3.3.1.1.6.	<i>Fair Queuing</i> (FQ).....	60
3.3.1.1.7.	<i>Weighted Fair Queuing</i> (WFQ).....	60
3.3.1.1.8.	<i>Earliest deadline first</i> (EDF) .....	61
3.3.1.2.	Classificação dos mecanismos de escalonamento .....	62
3.3.1.2.1.	Escalonadores Homogêneos .....	62
3.3.1.2.2.	Escalonadores Híbridos .....	63
3.3.1.2.3.	Escalonadores Oportunistas.....	64

3.3.2.	CAC.....	65
3.3.2.1.	Mecanismos CAC com degradação .....	70
3.3.2.2.	Mecanismos CAC sem degradação .....	71
3.4.	Considerações Finais .....	73
<b>4.</b>	<b>Proposta de Um Mecanismo de CAC Para Redes IEEE 802.16e Baseado em Reservas de Largura de Banda com Ajuste Dinâmico de Limiares .....</b>	<b>74</b>
4.1.	Introdução .....	74
4.2.	Descrição do Problema .....	75
4.3.	Solução Proposta.....	76
4.4.	Trabalhos Relacionados .....	81
4.5.	Considerações Finais .....	83
<b>5.</b>	<b>Avaliação do Esquema de CAC Proposto .....</b>	<b>84</b>
5.1.	Introdução .....	84
5.2.	Modelagem e Simulação.....	84
5.2.1.	Ferramenta de Simulação .....	84
5.2.2.	Ambiente e Parâmetros de Simulação .....	85
5.3.	Resultados Experimentais.....	87
5.3.1.	Cenário 01 .....	88
5.3.2.	Cenário 02 .....	93
5.3.3.	Cenário 03 .....	96
5.3.4.	Cenário 04 .....	100
5.4.	Considerações Finais .....	104
<b>6.</b>	<b>Conclusões Gerais .....</b>	<b>105</b>
	<b>Referencias Bibliográficas .....</b>	<b>108</b>

# Lista de Figuras

Figura 2.1: Topologia PMP .....	25
Figura 2.2: Topologia <i>MESH</i> .....	26
Figura 2.3: Modelo de referência das redes WiMAX [3].....	27
Figura 2.4: Modelo de Referência do Padrão IEEE 802.16 [1].....	29
Figura 2.5: Técnicas de modulação .....	30
Figura 2.6: Frame Padrão IEEE 802.16 [1].....	31
Figura 2.7: Estrutura do <i>frame</i> FDD (adaptado de [5]).....	31
Figura 2.8: Estrutura do <i>frame</i> TDD [5].....	32
Figura 2.9: Classificação e mapeamento do CID no sentido BS-SS [10] .....	36
Figura 2.10: Classificação e mapeamento do CID no sentido SS-BS [10] .....	37
Figura 2.11: Formato da MAC PDU e do cabeçalho genérico [1] .....	39
Figura 2.12: Esquema MIMO com duas antenas .....	42
Figura 2.13: OFDMA – Subcanais [14] .....	42
Figura 2.14: Comparação entre a técnica OFDM e OFDMA [14] .....	43
Figura 2.15: Processo <i>Hard Handover</i> (HHO) [15].....	45
Figura 2.16: Processo <i>Macro-Diversity Handover</i> (MDHO) [15] .....	46
Figura 2.17: Processo <i>Fast Base Station Switching</i> (FBSS) [15].....	47

Figura 3.1: Processo de admissão da conexão.....	51
Figura 3.2: Arquitetura básica de Escalonamento e CAC do IEEE 802.16 [17].....	54
Figura 3.3: Escalonadores de pacotes na BS e na SS [18] .....	55
Figura 3.4: Modelo FIFO [19].....	56
Figura 3.5: Modelo PQ [19] .....	57
Figura 3.6: Operação da disciplina RR [19].....	57
Figura 3.7: Exemplo de operação da disciplina WRR.....	58
Figura 3.8: Modelo disciplina WRR [19].....	59
Figura 3.9: Modelo FQ [19] .....	60
Figura 3.10: Exemplo de operação da disciplina WFQ.....	61
Figura 3.11: Estrutura hierárquica para alocação de banda [25][26] .....	63
Figura 3.12: Categorias de CAC .....	70
Figura 4.1: Esquema de reserva de largura de banda proposto .....	76
Figura 4.2: Algoritmo de CAC proposto .....	80
Figura 4.3: Pseudocódigo do algoritmo AACA [17].....	83
Figura 5.1: Ambiente de simulação .....	86
Figura 5.2: Número de conexões em <i>handoff</i> admitidas ao longo do tempo. ....	88
Figura 5.3: Número de conexões de tempo real admitidas ao longo do tempo.....	89
Figura 5.4: Número de conexões de não tempo real admitidas ao longo do tempo.....	89
Figura 5.5: Taxa de bloqueio das conexões <i>handoff</i> e tempo real.....	90
Figura 5.6: Taxa de bloqueio das conexões de não tempo real e BE. ....	91
Figura 5.7: Número de conexões de tempo real admitidas ao longo do tempo.....	93
Figura 5.8: Número de conexões de não tempo real admitidas ao longo do tempo.....	94

Figura 5.9: Taxa de bloqueio das conexões de tempo real.....	95
Figura 5.10: Taxa de bloqueio das conexões de não tempo real e BE. ....	95
Figura 5.11: Número de conexões <i>handoff</i> admitidas ao longo do tempo. ....	97
Figura 5.12: Número de conexões de tempo real admitidas ao longo do tempo.....	97
Figura 5.13: Número de conexões de não tempo real admitidas ao longo do tempo.....	98
Figura 5.14: Taxa de bloqueio das conexões em <i>handoff</i> e de tempo real. ....	99
Figura 5.15: Taxa de bloqueio das conexões de não tempo real. ....	99
Figura 5.16: Número de conexões <i>handoff</i> admitidas ao longo do tempo. ....	101
Figura 5.17: Número de conexões de tempo real admitidas ao longo do tempo.....	101
Figura 5.18: Número de conexões de não tempo real admitidas ao longo do tempo...	102
Figura 5.19: Taxa de bloqueio das conexões em <i>handoff</i> e de tempo real. ....	103
Figura 5.20: Taxa de bloqueio das conexões de não tempo real. ....	103

# Lista de Tabelas

Tabela 2.1: Especificações da camada física – IEEE 802.16 .....	34
Tabela 3.1: Classes, Aplicações e Parâmetros de QoS do padrão IEEE 802.16 .....	53
Tabela 3.2: Critérios para a classificação dos mecanismos de CAC (adaptado de [34])	69
Tabela 5.1: Principais Parâmetros de Simulação.....	86
Tabela 5.2: Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas (Cenário 01).....	90
Tabela 5.3: Taxas de Bloqueio ao Término das Tentativas de Conexão (Cenário 01) ..	92
Tabela 5.4: Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas (Cenário 02).....	94
Tabela 5.5: Taxas de Bloqueio ao Término das Tentativas de Conexão (Cenário 02) ..	96
Tabela 5.6: Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas (Cenário 03).....	98
Tabela 5.7: Taxas de Bloqueio ao Término das Tentativas de Conexão (Cenário 03)	100
Tabela 5.8: Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas (Cenário 04).....	102
Tabela 5.9: Taxas de Bloqueio ao Término das Tentativas de Conexão (Cenário 04)	104

# Lista de Abreviaturas e Siglas

AACA	<i>Adaptive Admission Control Algorithm</i>
ARQ	<i>Automatic Repeat Request</i>
ASN	<i>Access Service Network</i>
ATM	<i>Asynchronous Transfer Mode</i>
AWK	<i>Aho, Weinberger and Kernighan</i>
BE	<i>Best Effort</i>
BPSK	<i>Binary Phase Shift Keying</i>
BR	<i>Bandwidth Request</i>
BS	<i>Base Station</i>
BWA	<i>Broadband Wireless Access</i>
CAC	<i>Connection Admission Control</i>
CBR	<i>Constant Bit Rate</i>
CQICH	<i>Channel Quality Indicator Channel</i>
CI	<i>CRC Indicator</i>
CID	<i>Connection Identifier</i>
CRC	<i>Cyclic Redundancy Check</i>
CS	<i>Subcamada de Convergência</i>
CSN	<i>Connectivity Service Networks</i>
DAMA	<i>Demand Assigned Multiple Access</i>
DBRAC	<i>Dynamic Bandwidth Reserving Admission Control</i>
DCD	<i>Downlink Channel Descriptor</i>

DFS	<i>Dynamic Frequency Selection</i>
DHCP	<i>Dynamic Host Configuration Protocol</i>
DRR	<i>Deficit Round Robin</i>
DSA	<i>Dynamic Service Addition</i>
DSA-ACK	<i>Dynamic Service Addition Acknowledgment</i>
DSA-REQ	<i>Dynamic Service Addition Request</i>
DSA-RSP	<i>Dynamic Service Addition Response</i>
DSL	<i>Digital Subscriber Line</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>
FBSS	<i>optional Fast Base Station Switching handover</i>
FDD	<i>Frequency Division Duplexing</i>
FEC	<i>Forward Error Correction</i>
FFT	<i>Fast Fourier Transform</i>
FIFO	<i>First In First Out</i>
FTP	<i>File Transfer Protocol</i>
GPC	<i>Grant Per Connection</i>
GPS	<i>Generalized Processor Sharing</i>
GPSS	<i>Grant Per Subscriber Station</i>
HCS	<i>Header Check Sequence</i>
HiperACCESS	<i>High Performance Radio Access</i>
HiperMAN	<i>High Performance Radio Metropolitan Area Network</i>
HHO	<i>mandatory Hard Handover</i>



HT	<i>Header Type</i>
IEEE	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers</i>
ITU	<i>International Telecommunication Union</i>
LEN	<i>Length</i>
LoS	<i>Line of Sight</i>
LSB	<i>Least Significant Bit</i>
MAC	<i>Medium Access Control</i>
MDHO	<i>Macro Diversity Handover</i>
MRTR	<i>Minimum Reserved Traffic Rate</i>
MPEG	<i>Motion Picture Expert Group</i>
MS	<i>Mobile Station</i>
MSB	<i>Most Significant Bit</i>
MSC	<i>Mobile Switching Center</i>
MSTR	<i>Maximum Sustained Traffic Rate</i>
NAP	<i>Network Access Provider</i>
NIST	<i>National Institute of Standards and Technology</i>
NLoS	<i>Non Line of Sight</i>
NRM	<i>Network Reference Model</i>
nrtPS	<i>Non-real-time Polling Service</i>
NS	<i>Network Simulator</i>
NSP	<i>Network Service Provider</i>
OFDM	<i>Orthogonal Frequency Division Multiplexing</i>
PDU	<i>Protocol Data Unit</i>
PHS	<i>Packet Header Suppression</i>
PMP	<i>Point to Multi-Point</i>

PS	<i>Physical Slot</i>
QAM	<i>Quadrature Amplitude Modulation</i>
QoE	<i>Quality of Experience</i>
QoS	<i>Quality of Service</i>
QPSK	<i>Quadrature Phase Shift Keying</i>
RR	<i>Round Robin</i>
RRM	<i>Radio Resource Management</i>
rtPS	<i>real-time Polling Service</i>
SAP	<i>Service Access Point</i>
SC	<i>Single Carrier</i>
SDU	<i>Service Data Unit</i>
SFID	<i>Service Flow Identifier</i>
SLA	<i>Service Level Agreement</i>
SNMP	<i>Simple Network Management Protocol</i>
SNR	<i>Signal-to-Noise Ratio</i>
SS	<i>Subscriber Station</i>
TDD	<i>Time Division Duplexing</i>
TDM	<i>Time Division Multiplexing</i>
TDMA	<i>Time Division Multiple Access</i>
TFTP	<i>Trivial File Transfer Protocol</i>
UCD	<i>Uplink Channel Descriptor</i>
UGS	<i>Unsolicited Grant Service</i>
VBR	<i>Variable Bit Rate</i>
VC	<i>Virtual Channel</i>
VCI	<i>VC Identifiers</i>

VoIP	<i>Voice over IP</i>
VP	<i>Virtual Path</i>
WFQ	<i>Weighted Fair Queuing</i>
WiMAX	<i>Worldwide Interoperability for Microwave Access</i>
WLAN	<i>Wireless Local Area Network</i>
WMAN	<i>Wireless Metropolitan Area Network</i>
WPAN	<i>Wireless Personal Area Network</i>
WRR	<i>Weighted Round Robin</i>

# Capítulo 1

## Introdução

Nos últimos anos as telecomunicações se tornaram essenciais no dia a dia da população, dado a crescente demanda por informação no contexto do mundo globalizado e da Internet. As redes de computadores cabeadas podiam atender apenas a parcela da população que estivesse em locais onde houvesse a infraestrutura instalada pelos provedores de acesso. Dessa forma, surgiu então a necessidade da criação de redes sem fio, que possibilitassem a cobertura de áreas em que as redes cabeadas não estivessem presentes ou onde o custo de sua disponibilização fosse muito alto. Entretanto, as redes sem fio geralmente são menos eficientes e mais imprevisíveis quando comparadas às redes cabeadas, dado a instabilidade inerente ao meio físico que é baseado em radiofrequência. Com isso as redes sem fio estão sujeitas a altas taxas de erro, largura de banda limitada e um significativo *overhead* nos pacotes, aspectos que quando somados limitam a capacidade da rede na provisão de QoS às aplicações, sendo este um grande desafio para as comunicações sem fio.

Este cenário motivou o desenvolvimento de tecnologias de redes sem fio que pudessem lidar com os problemas causados pelo meio físico. Neste contexto, surgiram as redes banda larga de acesso sem fio (*Broadband Wireless Access - BWA*), visando oferecer altas taxas de transmissão de dados, uma ampla área de cobertura e provisão de QoS às aplicações. De forma a padronizar as redes BWA, entidades como o *Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE)* e o *3th Generation Partnership Project (3GPP)* elaboraram padrões para definir as especificações destas redes e permitir a interoperabilidade dos equipamentos. O 3GPP elaborou o padrão *Long Term Evolution (LTE)*, que é a evolução da tecnologia 3G e mais recentemente uma nova versão do LTE conhecida com *LTE Advanced*. Já o IEEE elaborou o padrão IEEE 802.16, também conhecido como *Worldwide Interoperability for Microwave Access (WiMAX)*,

que possui algumas versões que foram lançadas à medida que o padrão foi sendo aperfeiçoado e, mais recentemente, a versão IEEE 802.16m. Estes padrões têm algumas características em comum, como por exemplo, a provisão de altas taxas de transmissão de dados, que podem chegar a até 1 Gbps, longo alcance, suporte à mobilidade e principalmente a possibilidade de se prover QoS às aplicações. Desta forma, estes dois padrões têm recebido atenção especial da comunidade científica e das empresas de tecnologia, sendo alvo de muitos estudos.

O padrão IEEE 802.16, foco principal deste trabalho, especifica uma estrutura de camadas que permite a interoperabilidade com outras tecnologias, como as baseadas na arquitetura TCP/IP e as redes *Asynchronous Transfer Mode* (ATM). Este especifica a camada física, com as definições da interface aérea e a camada de controle de acesso ao meio que dentre outras funções, propicia o tratamento diferenciado aos vários tipos de tráfego gerados pelas aplicações.

No padrão IEEE 802.16 os recursos do sistema são controlados pela estação base (*Base Station* - BS), que pode efetivamente garantir qualidade de serviço para as aplicações das estações assinantes (*Subscriber Station* - SS) empregando mecanismos como, por exemplo, o controle de admissão de conexões (*Connection Admission Control* - CAC), um esquema de escalonamento de pacotes e políticas de policiamento de tráfego. O CAC determina se uma conexão pode ou não ser estabelecida de acordo com os recursos disponíveis na rede. O esquema de escalonamento de pacotes define qual classe de serviço deverá ser atendida com maior prioridade, baseado em critérios preestabelecidos. Já as políticas de policiamento de tráfego garantem que os fluxos de dados não violarão os parâmetros descritores de tráfego “negociados” durante o estabelecimento da conexão. No entanto o padrão não especifica como implementar as políticas destes mecanismos, deixando em aberto para que cada fabricante possa criar as suas e com isso oferecer um diferencial competitivo para seu produto.

Nas redes IEEE 802.16 quando uma SS se afasta da BS à qual está conectada, a qualidade da comunicação sofre uma degradação, o que faz com que a BS ou a própria SS transfira a conexão para uma BS vizinha com melhor qualidade de sinal. Este processo é chamado de *handoff*. Geralmente esquemas de CAC irão priorizar um usuário existente em processo de *handoff* a um novo usuário na rede, de modo a prover uma melhor *Quality of Experience* (QoE) percebida pelo usuário já conectado. A QoE basicamente indica a aceitabilidade dos serviços providos pela rede que é percebida subjetivamente pelos usuários. O projeto de um mecanismo de CAC deve levar em

consideração a necessidade de largura de banda disponível para atender aos requisitos mínimos de QoS das conexões em *handoff*. Em vista disso, a BS deve reservar uma certa quantidade da largura de banda exclusivamente para as conexões em *handoff* e dedicar o restante para novas conexões. Entretanto, se uma quantidade fixa da largura de banda é reservada para usuários em *handoff* e esta nunca puder ser utilizada por novas conexões, provavelmente haverá um desperdício de recursos da rede. Portanto, um esquema de CAC para redes IEEE 802.16 deve levar em consideração a necessidade de largura de banda para usuários em *handoff* com o desafio de não desperdiçar recursos da rede e aceitar o máximo possível de novas conexões.

Com base no fato do padrão não definir as políticas do mecanismo de CAC, neste trabalho é então proposto um algoritmo de CAC que realiza a reserva dinâmica de largura de banda para as conexões pertencentes às diferentes classes de serviço e as conexões em *handoff*. Este visa minimizar o desperdício de recursos da rede, aumentar sua eficiência, prover justiça na admissão das conexões e garantir QoS em termos de largura de banda, às aplicações. Para demonstrar estas características do mecanismo proposto, foram realizados experimentos por meio de modelagem e simulação que forneceram resultados satisfatórios em todos os parâmetros avaliados.

Foi realizada uma ampla pesquisa bibliográfica que possibilitou a identificação de trabalhos que são diretamente relacionados ao mecanismo proposto e que serviram de base para o desenvolvimento deste trabalho. Estes também exploram mecanismos de CAC com reservas de largura de banda. Em [54], os autores apresentam um esquema de CAC baseado em reservas de largura de banda com limiares fixos que segmentam a largura de banda em reservas destinadas às conexões pertencentes às diferentes classes de serviços. O algoritmo proposto nesta dissertação também utiliza reservas de largura de banda com limiares, porém seus valores não são fixos. Estes são ajustados dinamicamente com base nas admissões das conexões. Já em [55] os autores elaboraram um esquema de CAC com reserva dinâmica de largura de banda para conexões em *handoff*. Esta reserva varia de acordo com a admissão de conexões em *handoff* e o término de *handoffs* já admitidos. No algoritmo proposto nesta dissertação, as variações dos limiares das reservas são ocasionadas por admissões de conexões em *handoff* e também de novas conexões. Em [17] é apresentado um algoritmo de CAC adaptativo, que ajusta dinamicamente a quantidade de largura de banda reservada para os *handoffs* de acordo com a distribuição das chegadas de novas conexões e de conexões em *handoff*. No algoritmo proposto nesta dissertação, além da reserva para as conexões em

*handoff*, existem também as reservas para as novas conexões de tráfego de tempo real, não tempo real e BE. Estas reservas possibilitam a diferenciação no tratamento dos diferentes tipos de tráfego, em termos da quantidade de largura de banda que é destinada para cada um.

O restante desta dissertação está organizado da seguinte forma:

No Capítulo 2 são apresentadas as principais características do padrão IEEE 802.16. Inicialmente apresenta-se o histórico da evolução do padrão, as topologias definidas e o modelo de referência, com atenção especial às camadas física e MAC. Em seguida, são apresentadas as principais características que foram introduzidas no padrão 802.16e-2005, abordando-se os conceitos de altas taxas de dados, escalabilidade, qualidade de serviço, segurança e mobilidade definidos pelo padrão.

O Capítulo 3 apresenta a arquitetura para a provisão de QoS em redes IEEE 802.16. São destacadas as classes de serviço e os seus principais parâmetros de QoS, bem como os mecanismos para provisão de QoS, incluindo os de escalonamento e os de controle de admissão de conexões. São detalhadas as principais disciplinas de escalonamento e os tipos de escalonadores: homogêneos, híbridos e oportunistas, além de trabalhos relacionados a cada tipo de escalonador. Apresentam-se também os tipos de mecanismos de CAC: com degradação e sem degradação, bem como alguns trabalhos relacionados a cada tipo de mecanismo de CAC.

No Capítulo 4 apresenta-se proposta de um mecanismo de CAC para o padrão IEEE 802.16e. Este é baseado em reservas de largura de banda com ajuste dinâmico de limiares e visa a provisão de QoS, em termos de largura de banda, às aplicações. São apresentadas as principais motivações para a solução proposta bem como o seu detalhamento e os trabalhos relacionados que serviram de base para a elaboração deste trabalho.

No Capítulo 5 avalia-se por meio de modelagem e simulação o mecanismo proposto. São apresentados os ambientes e parâmetros de simulação utilizados, bem como os resultados experimentais obtidos. É utilizada uma ferramenta de simulação bastante difundida no meio acadêmico, com uma extensão para executar o mecanismo de CAC proposto.

Por fim, no Capítulo 6 são apresentadas as conclusões gerais deste trabalho, bem como algumas sugestões para trabalhos futuros.

## Capítulo 2

# Redes Padrão IEEE 802.16

### 2.1. Introdução

Nos últimos anos, as redes BWA ganharam grande destaque no mercado devido à crescente demanda por serviços multimídia sem fio como, por exemplo, transmissão de vídeo, áudio e vídeoconferência e o seu baixo custo de implantação, quando comparado às redes tradicionais de acesso via cabo, como a *Digital Subscriber Line (DSL)* ou o E1/T1. O padrão IEEE 802.16 [1] para acesso sem fio em banda larga, também conhecido como WiMAX, é uma importante solução para prover serviços multimídia sem fio, incluindo garantias de qualidade de serviço para aplicações de tempo real e para as que demandam altas taxas de transmissão. O WiMAX também se destaca por ser uma solução de baixo custo para acesso à Internet em áreas metropolitanas e até mesmo em áreas rurais, uma vez que os enlaces ponto a ponto podem alcançar dezenas de quilômetros.

O restante deste capítulo apresenta as principais características e o funcionamento do padrão IEEE 802.16.

### 2.2. Evolução do Padrão 802.16

O padrão IEEE 802.16 foi criado em 1999 estabelecendo a primeira geração do WiMAX. A BS e as SSs operavam na faixa de frequências de 10-66 GHz. Como as microondas de rádio de mais alta frequência não podiam atravessar obstáculos, este fato fez da visada direta (*Line of Sight - LOS*), onde o receptor deve estar “visível” ao emissor, a única maneira de comunicação entre a BS e a SS. Os equipamentos operando nesta faixa de frequências proviam altas taxas de transmissão e pouca interferência,



porém eram caros, difíceis de se instalar, devido a necessidade da LOS e não podiam operar com estações móveis.

Naquele tempo, não havia uma organização responsável por garantir que todos os equipamentos fabricados seriam compatíveis entre si. Devido a este fato, o *WiMAX Forum* [2] foi fundado em 2001 com o objetivo de promover a compatibilidade e interoperabilidade dos equipamentos. Esta é uma organização sem fins lucrativos, formada por importantes empresas de equipamentos e componentes, tais como, a AT&T, Fujitsu, Intel, Siemens Mobile, Nozema, dentre outras.

Outras versões e alterações do padrão IEEE 802.16 foram criadas desde a primeira em 1999, mas foi em 2004 que nasceu a segunda geração do WiMAX, estabelecendo-se a versão 802.16-2004 do padrão. Esta versão IEEE 802.16-2004 apresentava melhorias significativas no padrão 802.16 e substituiu todas as versões anteriores. Adicionalmente, era direcionada apenas para aplicações fixas, sem mobilidade do usuário entre as antenas transmissoras, ficando por isso conhecido como WiMAX fixo.

Em 2005, o IEEE concluiu e aprovou a versão do padrão denominada IEEE 802.16e ou IEEE 802.16-2005, que acrescentou ao padrão IEEE 802.16-2004 o suporte à mobilidade das estações clientes. Além disso, a nova versão do padrão introduziu suporte ao *Scalable Orthogonal Frequency Division Multiple Access* (SOFDMA), uma variação do OFDMA que reserva um número variável de portadoras, suporte para múltiplas entradas e saídas (*Multiple Input Multiple Output* – MIMO) e sistema de antenas adaptativas (*Adaptive Antenna Systems* – AAS). Outros fatores, como a economia de energia dos equipamentos móveis, aspectos de segurança e taxa de transferência foram melhorados sensivelmente na versão IEEE 802.16e.

Em 2009, foi lançado o padrão 802.16-2009 que consolida os padrões IEEE 802.16-2004, 802.16e-2005, 802.16-2004/Cor1-2005, 802.16f-2005 e o 802.16g-2007. Nesta versão, a topologia de redes *MESH* que era suportada pelo padrão 802.16-2004 deixou de ser utilizada. Mais tarde neste mesmo ano, a emenda 802.16j foi lançada. Esta melhorou alguns aspectos deficientes das versões anteriores, relativos à área de cobertura dentro das células e a baixa qualidade do sinal nas bordas das células. O problema foi resolvido através da inclusão de estações repetidoras (*Relay Stations* - RS) dentro da célula. As RS possibilitaram o aumento da capacidade da rede e a melhoria da qualidade do sinal. Estes tipos de redes são chamadas de *Multihop Cellular Networks*

(MCN), devido ao fato dos dados poderem trafegar por mais de um link ou salto, para irem da BS até as SSs e vice-versa.

Em 2010 foi lançada a emenda IEEE 802.16h que especifica mecanismos melhorados nas políticas e camada MAC, para permitir a convivência de sistemas isentos de licença baseados no padrão 802.16 e facilitar a coexistência de tais sistemas com os usuários primários.

Em 2011, foi lançada a terceira emenda para o padrão 802.16-2009, a emenda 802.16m também conhecida como *WirelessMAN-Advanced* ou WiMAX 2. Esta tem como o objetivo melhorar a interface aérea IEEE 802.16 para suportar velocidades de até 100 Mbps para operações móveis e 1 Gbps para operações fixas.

### 2.3. Topologia

O padrão IEEE 802.16-2004 define dois tipos de topologias: a ponto-multiponto (*Point to Multipoint - PMP*) e a *Mesh*. A topologia PMP é composta pela BS e as SSs conforme ilustrado na Figura 2.1. A BS é responsável pela comunicação entre a rede sem fio e a rede núcleo, suportando as interfaces IP, ATM, Ethernet e E1/T1. A SS fornece ao usuário o acesso à rede núcleo através do estabelecimento de conexões com a BS.

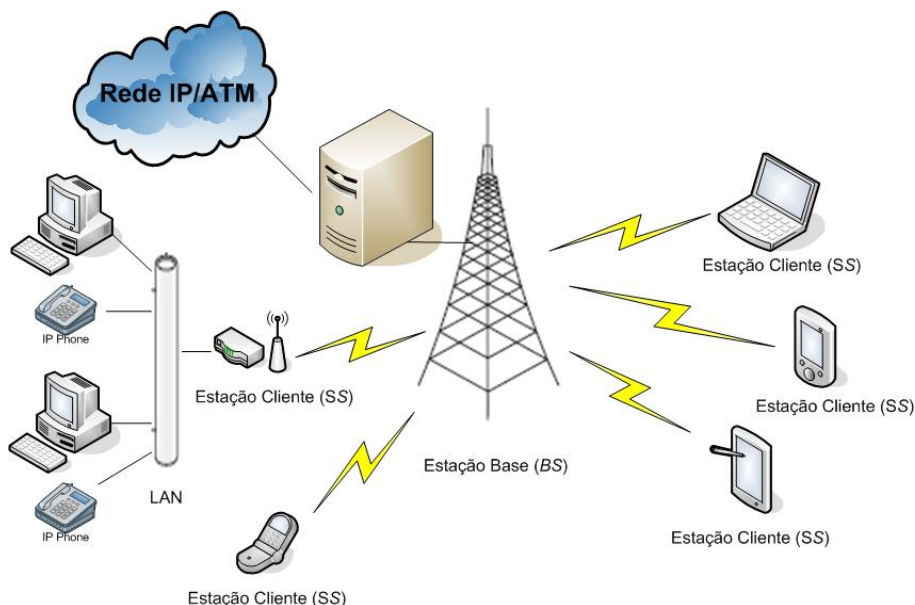


Figura 2.1: Topologia PMP

A Figura 2.2 ilustra a topologia *Mesh*. Nesta não existe a necessidade de comunicação direta entre a BS e as SSs, logo, as SSs podem comunicar com outras SSs diretamente [1]. A topologia *Mesh* exige algoritmos de roteamento complexos, pois operam no modo *ad hoc*, ou seja, operam sem a necessidade de um ponto central. Esta topologia deixou de ser adotada a partir do padrão 802.16-2009.

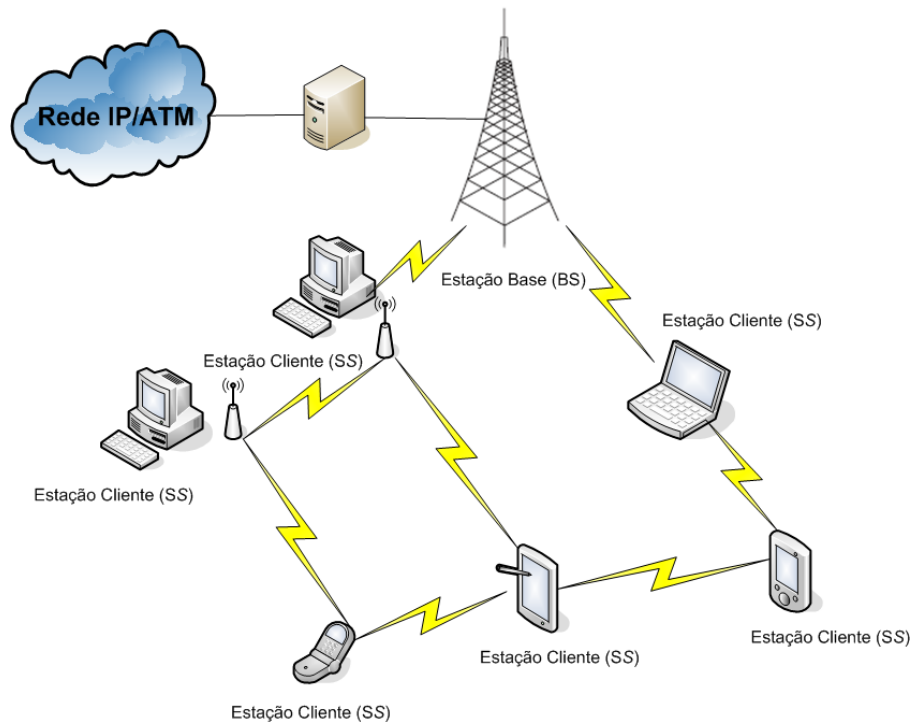


Figura 2.2: Topologia *MESH*

## 2.4. Arquitetura WiMAX

Em 2005, o *Network Working Group* (NWG) foi formado pelo *WiMAX Forum* para especificar uma arquitetura de rede fim a fim. A nova arquitetura teve de ser compatível com as características sistêmicas das redes de quarta geração (4G). Como resultado, o NWG definiu vários parâmetros de design, tais como: a otimização da interconectividade das redes de serviço de acesso via rádio (*Access Service Network - ASN*), separação lógica das ASNs e as redes de serviço de conectividade (*Connectivity Service Networks - CSN*) e suporte para diferentes tecnologias de acesso.

Uma ilustração lógica do modelo de referência (*Network Reference Model - NRM*) das redes WiMAX é mostrada na Figura 2.3. O NRM WiMAX faz uma distinção entre prestadores de serviços de rede (*Network Service Providers- NSP*) e provedores de

acesso à rede (*Network Access Providers - NAP*). O primeiro é uma entidade que habilita a conectividade IP e também fornece os serviços disponíveis para os equipamentos dos clientes WiMAX, com a ajuda de uma ou mais CSNs.

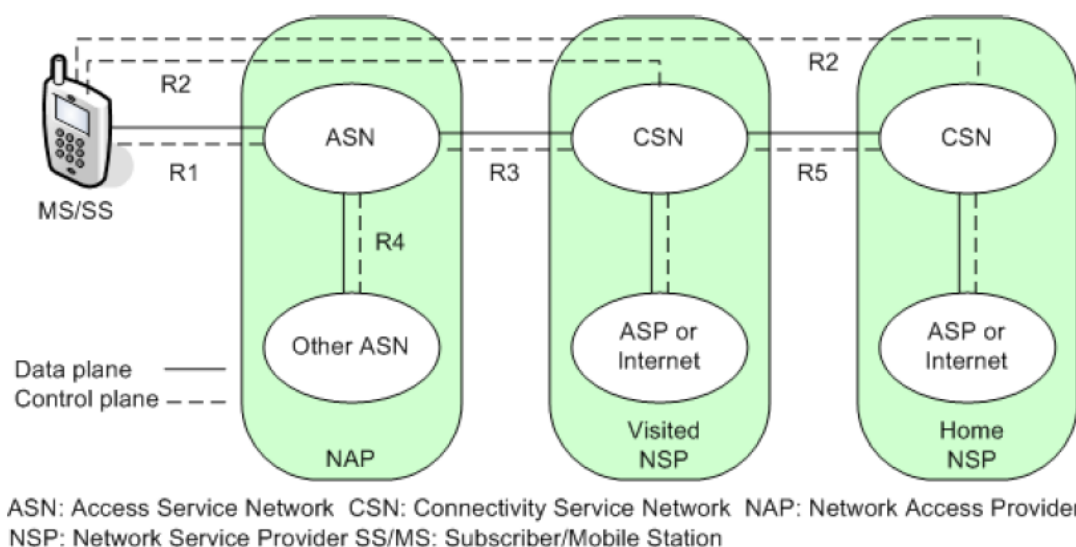


Figura 2.3: Modelo de referência das redes WiMAX [3]

As NAPs fornecem a infraestrutura de *hardware* para o assinante, utilizando uma ou mais ASNs. Uma SS que possui mobilidade é conhecida como *Mobile Station* (MS). Esta é o equipamento do usuário que permite a conexão à rede WiMAX. A ASN fornece um ponto de entrada para a MS e para isso é necessário suportar as seguintes funcionalidades: conectividade *layer-2*, autenticação e autorização, transferência de mensagem, descoberta de serviço e de rede, facilitar a conectividade *layer-3* utilizando a funcionalidade de retransmissão (*relay*), gestão de recursos de rádio (*Radio Resource Management - RRM*), QoS, tunelamento entre ASN e a CSN, mobilidade e paginação para a ASN e CSN.

As MSs obtêm a conectividade IP da CSN, que consiste em bancos de dados de usuários, roteadores e dispositivos de *gateway*. As seguintes funcionalidades são suportadas: alocação de endereços IP, serviços de autenticação e autorização, policiamento e controle de admissão, *roaming*, mobilidade, acesso à Internet, cobrança e conectividade para serviços WiMAX.

O modelo de referência WiMAX especifica seis pontos de referência, R1 a R6, que ajudam a interligar cada um dos seus diferentes componentes ilustrados na Figura 2.3. Cada um destes pontos de referência representa vários procedimentos e funcionalidades, tais como: procedimentos definidos pelo padrão IEEE 802.16,

gerenciamento de políticas de autenticação e autorização, configurações e gerenciamento IP, gerenciamento da mobilidade e tunelamento. Além disso, as ASNs e NSPs não pertencem necessariamente ao mesmo operador de rede. Por exemplo, duas NSPs diferentes podem ter acesso à mesma ASN e vice-versa.

A entidade lógica ASN é representada em uma rede WiMAX física por dois componentes, a estação base (BS) e o *gateway* ASN. A BS fornece conectividade para a MS através de frequências de rádio, bem como transmissões coordenadas através de agendamentos *uplink* e *downlink*. Enquanto isso, o *gateway* ASN fornece conectividade para as BSs com outras ASNs ou CSNs e é responsável pelo roteamento de dados [3].

## 2.5. Modelo de Referência do Padrão 802.16

A Figura 2.4 ilustra o modelo de referência do Padrão IEEE 802.16 adotado para a estação base e a estação assinante. O padrão estabelece dois planos:

- Plano de controle/dados: formado pelas camadas físicas e MAC.
- Plano de gerência: composto pelas entidades de gerenciamento.

O Plano de controle/dados é formado pela camada física e a camada MAC. Esta última é dividida em três subcamadas:

(1) subcamada de convergência de serviço específico (*Service Specific Convergence Sublayer - CS*): responsável pela interface com a rede externa;

(2) subcamada de parte comum MAC (*MAC Common Part Sublayer - MAC CPS*): controla as funcionalidades de acesso ao sistema, alocação de largura de banda e estabelecimento e manutenção das conexões;

(3) subcamada de segurança: provê autenticação através de chave de segurança e criptografia.

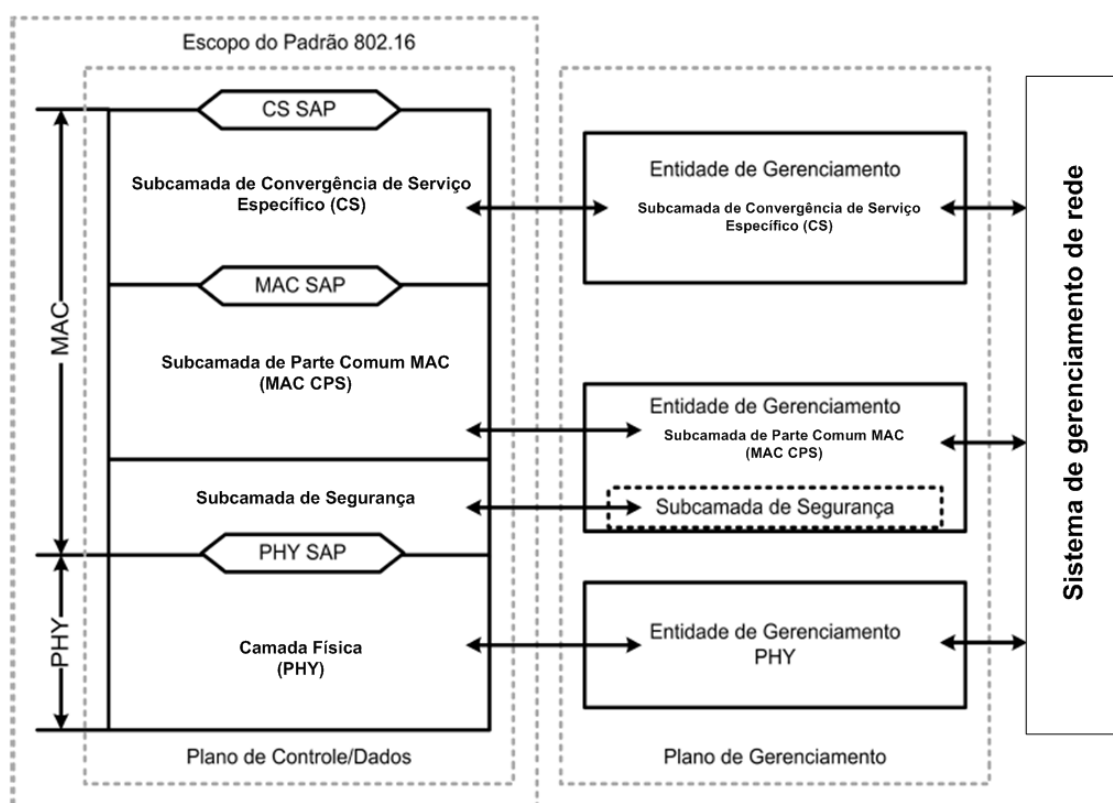


Figura 2.4: Modelo de Referência do Padrão IEEE 802.16 [1]

## 2.6. Camada Física

Dentre as principais funções da camada física, pode-se destacar: transmissão das MAC PDUs, definição das técnicas de transmissão digital: modulação e codificação, definição de espectro, correção de erro, definição da técnica de duplexação e construção dos *frames* e *subframes* de transmissão.

Várias técnicas de modulação digital podem ser utilizadas em sistemas de telecomunicações, devido à intensidade do sinal e a relação sinal/ruído (*Signal-to-Noise Ratio* - SNR) diminuírem em função da distância relativa à BS. Deste modo, a camada física do padrão IEEE 802.16 suporta quatro modulações diferentes [4]:

- *Binary Phase Shift Keying* (BPSK): a modulação BPSK é uma modulação digital binária, ou seja, a modulação codifica um bit por símbolo;
- *Quadrature Phase Shift Keying* (QPSK): diferentemente da BPSK a modulação QPSK codifica dois bits por símbolo;

- *Quadrature Amplitude Modulation (QAM) 16-QAM* : a modulação 16-QAM codifica quatro bits por símbolo;
- *Quadrature Amplitude Modulation (QAM) 64-QAM* : a modulação 64-QAM codifica seis bits por símbolo;

Os esquemas de modulação e codificação têm um perfil de rajada adaptativo que pode ser ajustado para cada SS, de forma a otimizar o uso da largura de banda garantindo-se a disponibilidade do enlace. A Figura 2.5 ilustra as opções de modulação e codificação que podem ser associadas de forma dinâmica. A intensidade do sinal diminui em função da distância relativa à BS e conseqüentemente a SNR também diminui. Por este motivo, o padrão IEEE 802.16 emprega esquemas de modulação diferentes, dependendo da distância que a SS se encontra da BS. Contudo, quanto mais distante a SS estiver da BS, mais baixa será a taxa de transmissão de dados.

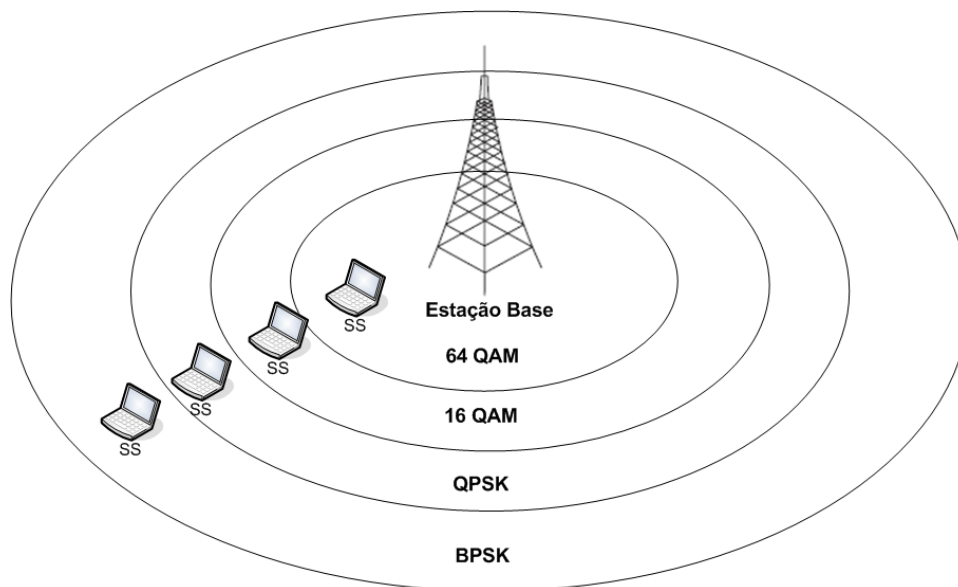


Figura 2.5: Técnicas de modulação

A camada física opera em um formato de *frames*, os quais são subdivididos em intervalos de tempo chamados *slots* físicos (*Physical Slots* - PSs). Cada *frame* é dividido em *subframe downlink* e *subframe uplink* conforme ilustrado na Figura 2.6. O *subframe downlink* é utilizado pela BS para a transmissão de dados e informações de controle para as SSs. O *subframe uplink* é compartilhado entre todas as SSs para transmissões que têm como destino a BS [5]. Em outras palavras, a comunicação entre a BS e a SS

ocorre em dois sentidos, da BS para SS e da SS para BS, respectivamente, *downlink* e *uplink* [1] [5].

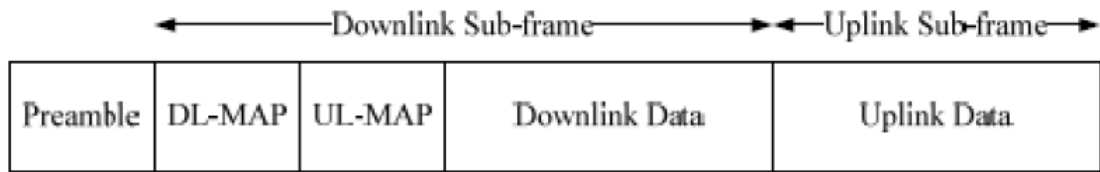


Figura 2.6: Frame Padrão IEEE 802.16 [1]

O padrão IEEE 802.16 permite dois modos de acesso ao meio físico: duplexação por divisão de frequência (*Frequency Division Duplexing - FDD*) e duplexação por divisão do tempo (*Time Division Duplexing - TDD*) [1] [5]. No modo FDD os canais *downlink* e *uplink* operam simultaneamente em frequências diferentes. Portanto, a duração de um *subframe* (*uplink ou downlink*) é igual à duração do frame. A Figura 2.7 ilustra a estrutura do frame FDD.

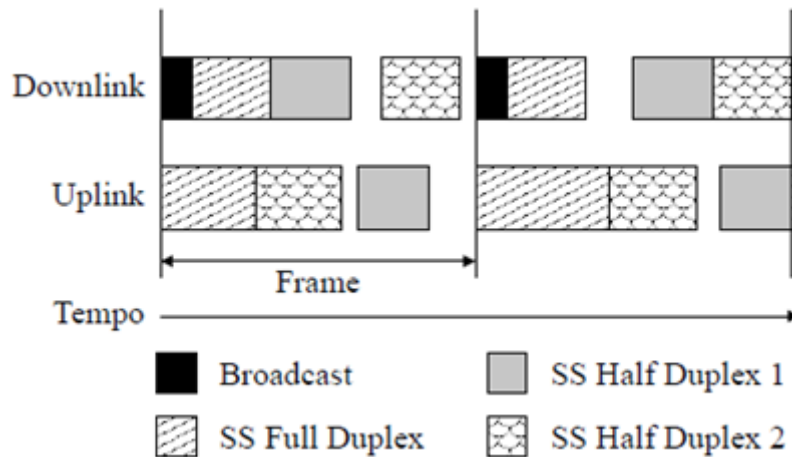


Figura 2.7: Estrutura do *frame* FDD (adaptado de [5])

No modo TDD os *subframes uplink* e *downlink* podem compartilhar a mesma frequência, porém, não é possível realizar transmissões simultâneas nos dois sentidos. Assim, cada *frame* TDD tem um *subframe downlink* seguido por um *subframe uplink*. A Figura 2.8 ilustra a estrutura do *frame* TDD.

O padrão IEEE 802.16 especifica duas faixas de frequências, de 2-11 GHz e de 10-66 GHz. A faixa de frequência licenciada de 10-66 GHz requer visada direta devido à alta frequência e ao pequeno comprimento de onda. Esta faixa de frequência utiliza uma modulação de portadora única [6]. A faixa de frequência abaixo de 11 GHz não



requer visada direta (*Non Line of Sight* - NLOS) devido ao grande comprimento de onda. Contudo, para suportar NLOS, os cenários requerem funcionalidades avançadas, tais como: atenuação de interferências, gerenciamento de energia e múltiplas antenas.

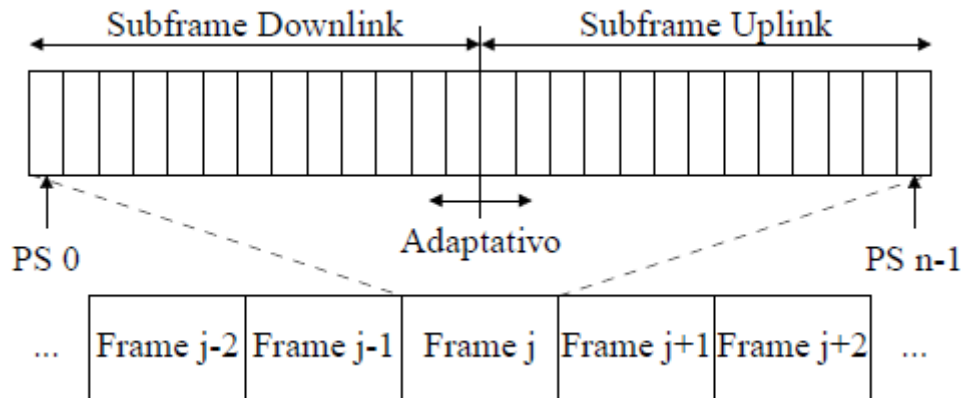


Figura 2.8: Estrutura do *frame* TDD [5]

O padrão IEEE 802.16 especifica cinco interfaces aéreas para a camada física: *WirelessMAN-SC*, *WirelessMAN-SCa*, *WirelessMAN-OFDM*, *WirelessMAN-OFDMA* e *WirelessMAN-HUMAN*, detalhadas a seguir [7] [8] [9]:

- *WirelessMAN-SC* : é baseada em uma portadora única (*Single Carrier* - SC), opera na faixa de frequência de 10 – 66 GHz, projetada para suportar somente a topologia PMP. A *WirelessMAN-SC* provê suporte para TDD e FDD. O canal *uplink* é baseado em uma combinação do *Time Division Multiple Access* (TDMA) e o *Demand Assigned Multiple Access* (DAMA). O canal *downlink* é baseado no *Time Division Multiplexing* (TDM).
- *WirelessMAN-SCa*: utiliza uma portadora única como a interface área *WirelessMAN-SC*, opera na faixa de frequência de 2 – 11 GHz, sendo projetada para sistemas NLoS. O canal *uplink* é baseado no TDMA e o *downlink* em TDM ou TDMA. Acrescenta melhorias na estrutura dos quadros visando contornar as condições do meio de transmissão sem linha de visada direta, incluindo o esquema de codificação *Forward Error Correction* (FEC), estrutura de quadros

robusta a multipercurso, estimativa e equalização de canal, modulação adaptativa, múltiplos esquemas de codificação, antenas adaptativas, diversidade de transmissão, controle de potência e *Automatic Repeat Request* (ARQ) [5].

- *WirelessMAN-OFDM*: utiliza a modulação *Orthogonal Frequency Division Multiplexing* (OFDM), projetada para sistema sem visada direta, com transformada de 256 subportadoras. A OFDM é uma técnica de modulação multiportadora que tem por ideia básica dividir os dados a serem transmitidos em diversos canais e transmiti-los paralelamente, a taxas menores. Esta técnica é muito usada em sistemas modernos de telecomunicações e dentre as suas vantagens pode-se citar: facilidade para transmissão em caminhos múltiplos, maior resistência à interferência, ideal para condições NLoS. O uso desta interface aérea é obrigatório para bandas de frequências não licenciadas. A sua especificação é definida tanto para o padrão IEEE 802.16 como para o HIPERMAN do ETSI, o que assegura a interoperabilidade global do padrão IEEE 802.16. Além das funcionalidades definidas na versão *WirelessMAN-SCa*, suporta topologia *Mesh* e subcanalização no enlace *uplink* (das SSs para a BS).
- *WirelessMAN-OFDMA*: utiliza a modulação OFDMA que tem um número maior de sub-portadoras, 2048 sub-portadoras. Esta quantidade de sub-portadoras torna a *Fast Fourier Transform* (FFT) mais lenta e aumenta os requisitos de sincronização. Nesse sistema, o acesso múltiplo é oferecido através de um subconjunto de endereçamento de múltiplas portadoras para receptores individuais. Assim, as SSs podem utilizar mais de uma sub-portadora.
- *WirelessMAN-HUMAN*: opera nas faixas de frequências não licenciadas 5 – 6 GHz. Esta se diferencia da *WirelessMAN-OFDM*, por utilizar um esquema de seleção de frequência dinâmico (*Dynamic Frequency Selection* - DFS) para detectar e evitar interferências.

As principais especificações da camada física do padrão 802.16 são detalhadas na Tabela 2.1.

Tabela 2.1: Especificações da camada física – IEEE 802.16

<b>Especificação</b>	<b>Faixa de Frequência</b>	<b>Descrição</b>	<b>Duplexação</b>
WirelessMAN-SC	10–66 GHz	Especificação de Portadora única em ambientes LOS.	TDD, FDD
WirelessMAN-Sca	2 - 11 GHz	Especificação de portadora única para transmissões NLOS.	TDD, FDD
WirelessMAN-OFDM	2 - 11 GHz	Suporte OFDM para transmissões NLOS, também utilizada na topologia Mesh.	TDD, FDD
WirelessMAN-OFDMA	2 - 11 GHz	Suporte OFDMA para transmissões NLOS.	TDD, FDD
WirelessHUMAN	2 - 11 GHz	Suporte OFDM e designada para operar em faixas de frequência não licenciadas.	TDD

### 2.6.1. Procedimento para Entrada na Rede

Para acessar a rede e realizar a inicialização, a SS deve seguir um processo predefinido. Primeiro uma SS terá de procurar um sinal de *downlink* adequado da BS e tentar sincronizar com ela através da detecção dos preâmbulos de quadro periódicos. Este canal *downlink* será mais tarde utilizado para estabelecer os parâmetros do canal. Se um canal já existe, a SS tenta utilizar os parâmetros operacionais já determinados. Caso contrário, a SS irá verificar o canal utilizando todas as frequências suportadas.

Em segundo lugar, a SS procura o descritor *downlink* do canal (*Downlink Channel Descriptor - DCD*) e o descritor *uplink* do canal (*Uplink Channel Descriptor - UCD*), que são transmitidos em *broadcast* pela BS e contém informações sobre as características dos canais *uplink* e *downlink*, o tipo de modulação e o esquema de FEC. A SS também procura pelas mensagens *uplink-map* e *downlink-map*, que são intituladas UL-MAP e DL-MAP, respectivamente, e detecta os seus horários de início.

Em terceiro lugar, a SS realiza um procedimento chamado *ranging* inicial que lhe permite definir os parâmetros físicos adequadamente (por exemplo, adquirir o tempo de *offset* da rede e solicitar ajuste de potência) em função da distância em que a SS se encontra da BS. A SS realiza o *ranging* inicial enviando um pacote de solicitação de *ranging* (*Ranging Request packet - RNG-REQ*) no *slot* de contenção inicial. Se a mensagem RNG-REQ é recebida corretamente pela BS, ela responde com um pacote de

resposta de *ranging* (*Ranging Response packet* - RNG-RSP) para ajustar a frequência, tempo e potência de transmissão da SS e informá-la sobre o seu ID de conexão (CID). As mensagens subsequentes RNG-REQ e RNG-RSP serão trocadas através deste CID. Uma vez que o *ranging* é concluído, a SS informa a BS de suas capacidades físicas (por exemplo, a modulação, esquema de codificação, suporte a *half* ou *full duplex* em FDD). Nesta fase, a BS pode decidir aceitar ou rejeitar essas capacidades.

Em quarto lugar, a SS requisita autorização para entrar na rede. Caso seja autorizada, ao final deste processo a SS obterá uma chave de autenticação e outra de criptografia.

Em quinto lugar, a SS se registra na BS, enviando uma mensagem de pedido de registro. A BS responde com uma mensagem de resposta de registro que contém um CID de gerenciamento secundário e a versão IP utilizada para essa conexão. A recepção da mensagem de resposta de registro significa que a SS foi registrada na rede e tem a permissão para acessá-la. Em seguida, a SS utiliza o protocolo *Dynamic Host Configuration Protocol* (DHCP) para obter os parâmetros relacionados à conectividade IP (por exemplo, endereço IP) e obtém os dados de data e hora. Opcionalmente, a BS pode proceder com a preparação das conexões para os fluxos de serviço pré-provisionados durante a inicialização da SS. Após a admissão na rede, à medida que a SS se desloca na área de cobertura da BS, a SS também realizará o procedimento de *ranging*, desta vez chamado de *ranging* periódico, onde as RNG-REQ serão enviadas nos intervalos de dados concedidos pela BS, a fim de ajustar os níveis de energia, tempo e frequência de *offset*.

## 2.7. Camada MAC

No modelo de referência do padrão IEEE 802.16, a camada MAC fica situada logo acima da camada física e é dividida em três subcamadas: subcamada de convergência de serviço específico (CS), subcamada de parte comum (MAC CPS) e a subcamada de segurança, conforme anteriormente ilustrado na Figura 2.4. Cada subcamada tem funções específicas que se somarão para propiciar a comunicação da camada física com as camadas superiores e vice-versa. As principais funções de cada subcamada são descritas nas seções seguintes. A estrutura da camada MAC apresentada nesta seção considera apenas o modo de operação PMP.

### 2.7.1. Subcamada de Convergência de Serviço Específico (CS)

A subcamada de convergência de serviço específico (CS) tem por principal função prover a comunicação com as camadas superiores. Os dados provenientes destas camadas são entregues à CS através do ponto de acesso CS-SAP (*Service Access Point*) e estes são mapeados em unidades conhecidas como *Service Data Units* (SDUs) que são específicas do padrão IEEE 802.16. As SDUs são encaminhadas para a camada MAC CPS através do ponto de acesso MAC-SAP [9]. A CS inicialmente realiza um processo chamado *Packet Header Supression* (PHS) que remove informações redundantes dos cabeçalhos. Logo após esta remoção, o pacote é classificado em um fluxo de serviço, recebendo um ID de fluxo de serviço (*Service Flow Identifier - SFID*), de acordo com a classe de dados a que este pertença e também um identificador de conexão (*Connection Identifier - CID*). As Figuras 2.9 e 2.10 ilustram o processo de classificação dos dados e mapeamento dos CIDs nos sentidos BS-SS e SS-BS respectivamente.

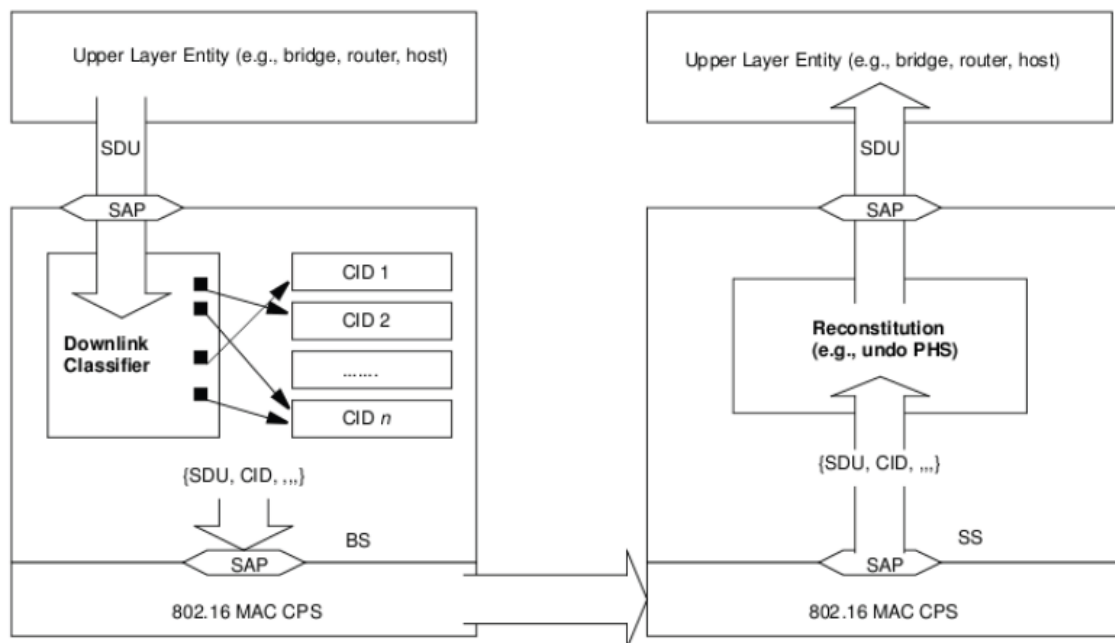


Figura 2.9: Classificação e mapeamento do CID no sentido BS-SS [10]

Para prover a interface com os diferentes protocolos da camada superior a CS necessita de múltiplas especificações. Deste modo, o padrão IEEE 802.16 define duas especificações para esta subcamada [1]: A de Convergência de Pacotes e a de Convergência ATM.

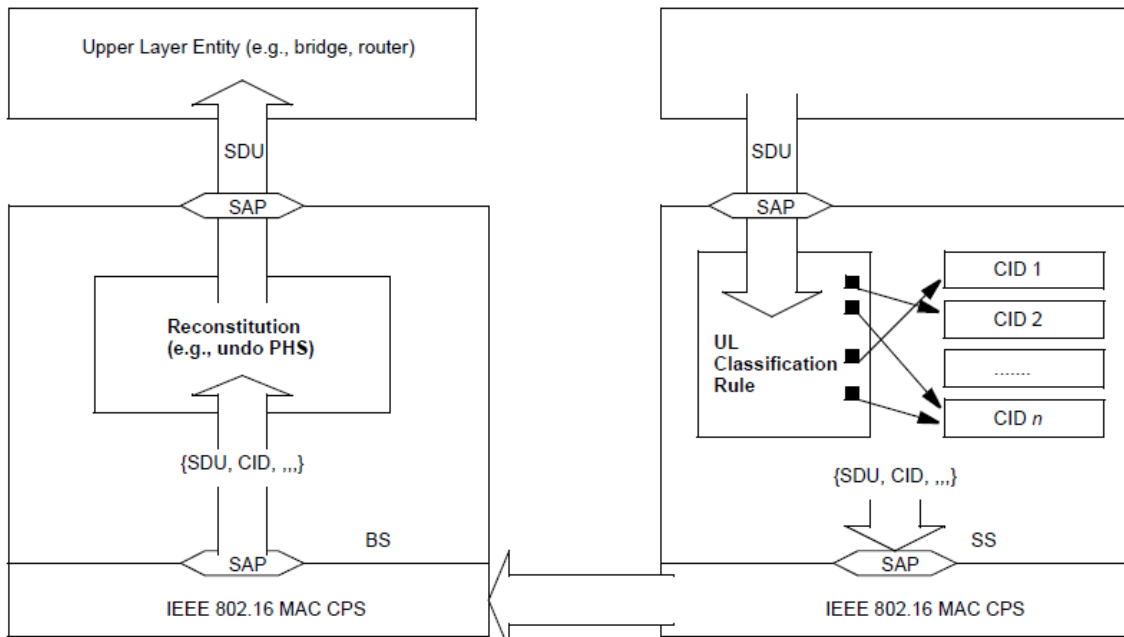


Figura 2.10: Classificação e mapeamento do CID no sentido SS-BS [10]

A Subcamada de Convergência de Pacotes tem por função mapear as unidades de dados (*Protocol Data Units* - PDUs) provenientes de protocolos como, por exemplo, o IPv4/IPv6 e Ethernet em SDUs.

A Subcamada de Convergência ATM é definida para serviços ATM, onde as células ATM juntamente com seus parâmetros de conexão como *Virtual Path Identifier* (VPI) e *Virtual Channel Identifier* (VCI) são mapeadas em PDUs e entregues ao MAC SAP apropriado.

### 2.7.2. Subcamada de Parte Comum (MAC CPS)

Entre a CS e a Subcamada de Segurança, fica localizada a MAC CPS. Dentre as principais funções da MAC CPS destacam-se a fragmentação e remontagem dos pacotes, os mecanismos para a provisão de QoS e o estabelecimento e manutenção das conexões criadas para o transporte dos dados.

O padrão IEEE 802.16 é uma tecnologia orientada à conexão. Cada uma tem um CID de 16 bits. Além dos CIDs, cada SS tem um *MAC ADDRESS* de 48 bits, que em conjunto com o CID identificam o equipamento na rede. No processo de admissão na rede, dois pares de conexões de gerenciamento devem ser estabelecidos entre a SS e a BS e um terceiro par de conexões de gerenciamento pode ser opcionalmente gerado. Cada par compreende uma conexão *uplink* (SS sentido BS) e uma conexão *downlink*

(BS sentido SS). Os três pares de conexões refletem o fato de que há três diferentes níveis de QoS para o tráfego de gerenciamento entre uma SS e a BS. A conexão básica é utilizada pela camada MAC da BS e das SSs para a troca de mensagens de gerenciamento curtas e urgentes. A conexão primária é utilizada pela camada MAC da BS e das SSs para a troca de mensagens mais longas e mais tolerantes ao retardo, enquanto que a conexão secundária é utilizada pela BS e pelas SSs para a transferência de mensagens tolerantes ao retardo e padronizadas, tais como mensagens DHCP, *Trivial File Transfer Protocol* (TFTP) e *Simple Network Management Protocol* (SNMP) [5].

Além dessas três conexões de gerenciamento, também são alocadas conexões de transporte às SSs para os serviços contratados. As conexões de transporte são unidirecionais a fim de facilitar a distinção dos parâmetros de QoS nos tráfegos *uplink* e *downlink* [1]. Para cada fluxo de serviço é definido um *Service Flow Identifier* (SFID) de 32 bits, que define os parâmetros de QoS associados a cada conexão. Cada fluxo de serviço tem ao menos um SFID e uma direção associada. São reservadas também, conexões para o acesso inicial baseado em contenção, transmissões *broadcast* no sentido *downlink* e *polling broadcast* e *multicast* das SSs.

Uma das responsabilidades da MAC CPS é a criação da *Protocol Data Unit* (PDU). Esta tem o tamanho máximo de 2048 *bytes*, é composta por um cabeçalho inicial de tamanho fixo de 6 *bytes*, um *payload* opcional de tamanho variável e um código de redundância cíclica (*Cyclic Redundancy Check* - CRC) também opcional de 4 *bytes*. A Figura 2.11 ilustra o formato da MAC PDU e seu cabeçalho. Os campos do cabeçalho são [11]:

HT - *header type* (Especifica o tipo de cabeçalho. Se HT = 0 identifica que o formato do cabeçalho é genérico, indicando a presença de um *payload* qualquer na PDU.

Caso HT = 1, indica que o cabeçalho é específico para requisição de largura de banda);

EC - *encryption control* (controle de encriptação);

Type - indica os subcabeçalhos e especifica o tipo de carga útil;

CI - *CRC indicator* (indicador de CRC);

EKS - *encryption key sequence* (chave de sequência de encriptação);

ESF - *extended subheader field* (campo de sub-cabeçalho estendido);

Rsv - *reserved* (campo reservado);

LEN - *length* (comprimento da MAC PDU incluindo o cabeçalho e CRC);

CID - *connection identifier* (identificador de conexão);

HCS - *header check sequence* (sequência de verificação do cabeçalho);

LSB - *least significant bit* (bit menos significativo);

MSB - *most significant bit* (bit mais significativo).

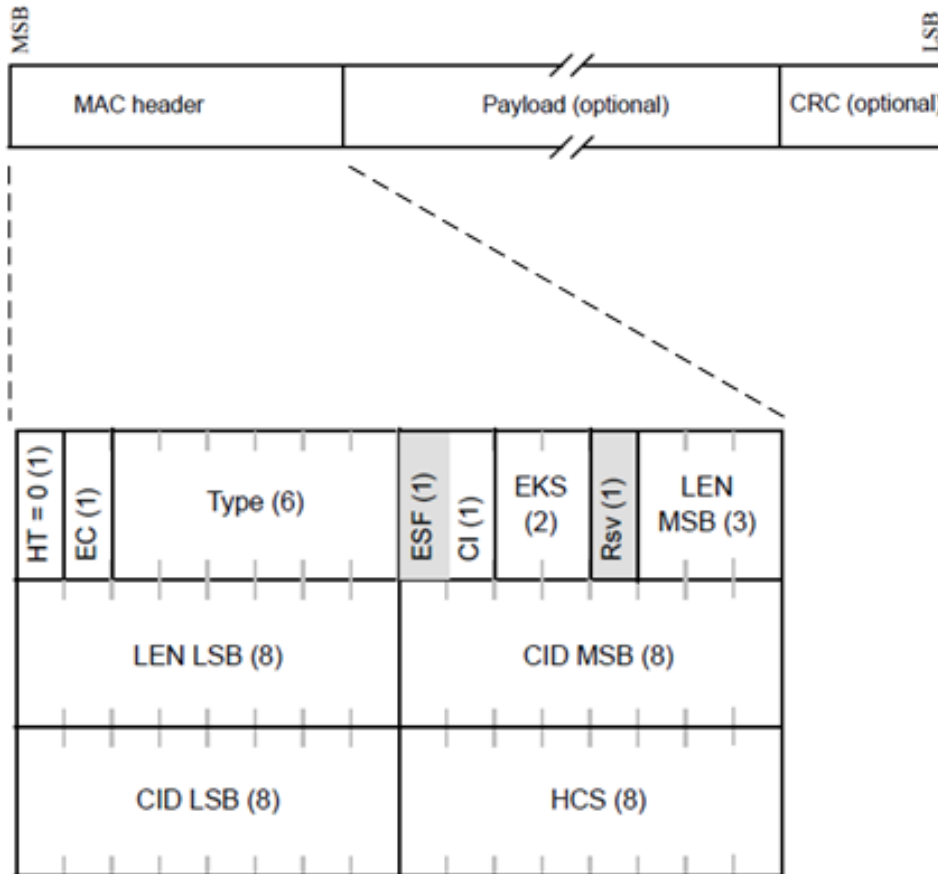


Figura 2.11: Formato da MAC PDU e do cabeçalho genérico [1]

A camada MAC CPS também é responsável pelo controle de acesso ao meio e pela alocação e requisição de largura de banda. Para as SSs requisitarem largura de banda, o padrão define um mecanismo chamado *polling*. Este mecanismo pode ser classificado como:

- *Polling unicast*: onde a SS recebe uma concessão (*grant*) da BS para requisitar largura de banda individualmente, através da mensagem UL-MAP.
- Baseado em Contenção: quando não há largura de banda suficiente para a BS realizar o *polling unicast* com todas as SSs, esta realiza o *polling* para um grupo



de SSs (*multicast polling*) ou para todas SSs (*broadcast polling*). Nestes casos, a BS envia o *grant* na mensagem UL-MAP e as SSs que estão precisando requisitar largura de banda competem por este *grant*. A resolução da contenção se dá com um algoritmo de *backoff exponencial*.

O padrão também possibilita o envio de requisições de largura de banda em *piggyback* sobre os dados transmitidos no sentido *uplink*. A partir dessas requisições, a BS aloca *grants* para cada SS solicitante.

Deve-se notar que o *grant* para a requisição de largura de banda é por SS. Já a requisição da largura de banda é por conexão (por CID) e a largura de banda é alocada por SS. Com isso, uma SS que recebeu a concessão de largura de banda da BS, pode escolher para qual conexão destiná-la, independente de qual conexão tenha requisitado esta largura de banda.

### **2.7.3. Subcamada de Segurança**

Em razão das redes sem fio serem mais vulneráveis que as redes cabeadas, devido à própria configuração física destas, o padrão define uma subcamada específica para a provisão de segurança. A subcamada de segurança é responsável pela criptografia e autenticação das conexões, protegendo-as contra acessos não autorizados. Esta se utiliza de protocolos e algoritmos voltados para a troca de chaves e criptografia, necessários para a autenticação na rede e segurança do tráfego.

Dentre os algoritmos de criptografia definidos pelo padrão, pode-se citar os *Rivest Shamir Adleman (RSA)*, *Data Encryption Standard (DES)*, *Advanced Encryption Standard (AES)*, *Hashed Message Authentication Code (HMAC)* e o *Cipher-based Message Authentication Code (CMAC)*.

## **2.8. O Padrão 802.16e**

Em dezembro de 2005 o IEEE *group* completou e aprovou o padrão IEEE 802.16e-2005, uma emenda ao padrão IEEE 802.16-2004. Uma das principais características do IEEE 802.16e-2005 foi a introdução do suporte à mobilidade, o que fez com que este também ficasse conhecido como *mobile WIMAX* ou WIMAX móvel.

Este padrão é uma solução de banda larga sem fio que permite a convergência de redes de banda larga fixas e móveis.

Algumas das características mais importantes suportadas pelo WiMAX Móvel são descritas nos tópicos a seguir.

### **2.8.1. Altas Taxas de dados**

No IEEE 802.16e foram incluídas técnicas MIMO (*Multiple Input Multiple Output*) juntamente com esquemas de subcanalização flexível, modulação e codificação adaptativas que permitem ao WiMAX móvel suportar taxas de *downlink* com picos de 66 Mbps e picos de até 28 Mbps no *uplink* em um canal de 10 MHz [12].

A propagação por multipercurso é uma característica de todos os meios de comunicação sem fio. Normalmente, existe um percurso primário (o mais direto possível) a partir de um transmissor no ponto A para um receptor num ponto B. Inevitavelmente, alguns sinais transmitidos seguem outros caminhos para o receptor, se refletindo em objetos no chão ou nas camadas da atmosfera [13].

Os sistemas tradicionais de rádio, que não possuem mecanismos para combater os sinais de multipercurso, dependem de que o sinal primário seja intenso o suficiente para superar as interferências. Sistemas mais sofisticados utilizam técnicas de diversidade espacial com múltiplas antenas para captar o sinal mais forte a cada instante de tempo. Outra técnica muito utilizada é a de equalização temporal, que adiciona atrasos diferentes aos sinais recebidos para forçar o realinhamento dos picos e fundos dos diferentes sinais de multipercurso.

A tecnologia MIMO tira vantagem da propagação de multipercurso para aumentar a vazão, o alcance e a confiabilidade. Em lugar de combater os efeitos do multipercurso, a técnica MIMO utiliza os sinais de multipercurso para transportar mais informações. Isso é obtido enviando e recebendo mais de um sinal de dados no mesmo canal de rádio ao mesmo tempo. A técnica MIMO emprega múltiplos transmissores, receptores e antenas, aumentando a eficiência espectral [13]. A Figura 2.12 ilustra o esquema MIMO com duas antenas.

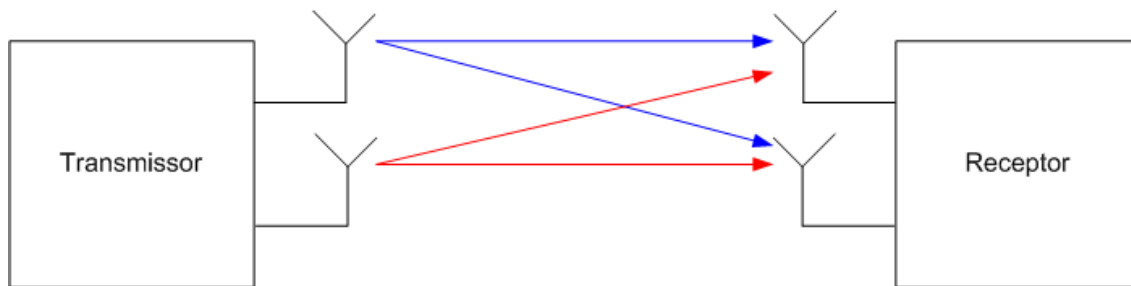


Figura 2.12: Esquema MIMO com duas antenas

### 2.8.2. Escalabilidade

Apesar da globalização, a alocação de recursos de espectro para banda larga sem fio ainda é muito diferenciada de país para país. Desta forma, o WiMAX móvel foi projetado de modo a funcionar em diferentes canalizações, que variam de 1,25 a 20 MHz. Esta característica também permite a utilização do WiMAX móvel em ambientes geograficamente díspares, de modo a atender diferentes necessidades econômicas, tais como prover acesso a Internet a baixo custo em ambientes rurais ou melhorar a capacidade de acesso banda larga móvel em áreas urbanas e suburbanas.

A Interface Aérea do WiMAX móvel adota como solução de acesso múltiplo o OFDMA (*Orthogonal Frequency Division Multiple Access*) de modo a otimizar o desempenho de multipercursos em ambientes sem linha de visada (NLOS - *Non-Line-of-Sight*). A Emenda 802.16e introduz o OFDMA Escalável (*Scalable OFDMA*) de modo a suportar larguras de banda de canal variáveis de 1,25 a 20 MHz.

A tecnologia OFDMA emprega múltiplas subportadoras sobrepostas e estas são divididas em grupos. Cada grupo é chamado de subcanal. As subportadoras que formam o subcanal não precisam ser adjacentes. A Figura 2.13 ilustra os subcanais formados pelas subportadoras. As subportadoras com a mesma cor representam um subcanal.

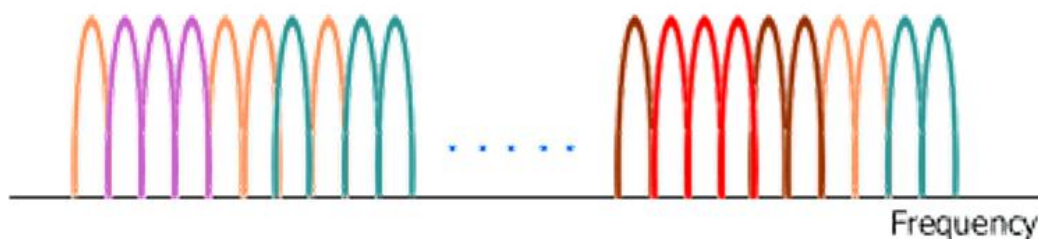


Figura 2.13: OFDMA – Subcanais [14]

No *downlink* um subcanal pode ser destinado a diferentes receptores. No *uplink* um transmissor pode ser atribuído a um ou mais subcanais (subcanalização) o que permite um elevado ganho em vazão.

A subcanalização define os subcanais que podem ser alocados para as SS's, dependendo das condições do canal e dos seus requisitos de dados. Usando a subcanalização no mesmo *slot* de tempo, a BS pode alocar mais potência de transmissão para as SS's com menor SNR (*Signal-to-Noise Ratio*) e menos potência para SS's com maior SNR. A subcanalização também permite a BS alocar maior potência para os subcanais atribuídos às SS's que estejam em um ambiente fechado, propiciando uma melhor cobertura nestes ambientes. A Figura 2.14 ilustra a diferença entre as técnicas OFDM e OFDMA para a transmissão nos *slots* de tempo.

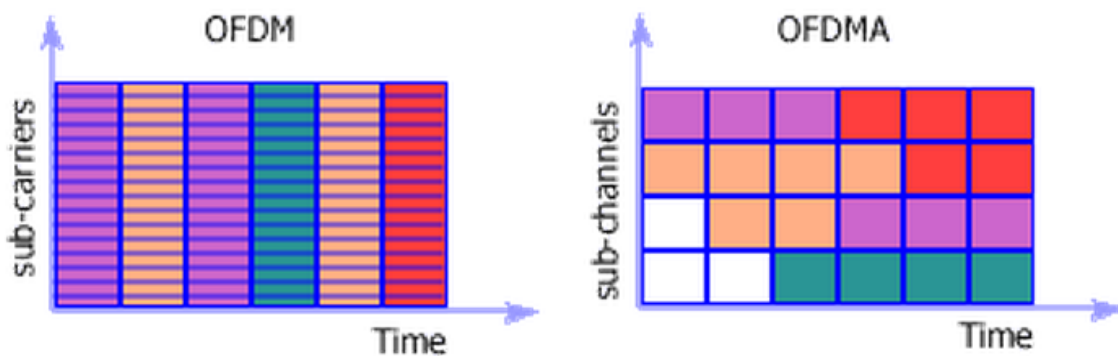


Figura 2.14: Comparação entre a técnica OFDM e OFDMA [14]

No OFDM apenas uma SS pode transmitir em um *slot* de tempo. No OFDMA varias SS's podem transmitir no mesmo *slot* de tempo em vários subcanais.

A subcanalização no uplink pode economizar energia da SS transmissora porque esta pode concentrar potência apenas em certos subcanais a ela alocados. Esta característica de economia de energia é particularmente útil em dispositivos móveis alimentados por baterias.

A tecnologia *Scalable* OFDMA (S-OFDMA) adiciona escalabilidade ao OFDMA. Esta dimensiona o tamanho da FFT (*Fast Fourier Transform*) para a largura de banda do canal, mantendo o espaçamento de frequência de subportadora constante em diferentes larguras de banda de canal. O padrão IEEE 802.16e estabelece que o tamanho da FFT pode ser de 128, 512, 1024 e 2048. Tamanhos menores de FFT são

dados aos canais de menor largura de banda, enquanto que tamanhos maiores de FFT são dados a canais com mais largura de banda. Ao fazer o espaçamento de frequência da sub-portadora constante, o S-OFDMA reduz a complexidade do sistema de canais menores e melhora o desempenho dos canais mais largos.

O S-OFDMA suporta larguras de banda de canal entre 1,25 MHz a 20 MHz. Com a escalabilidade de largura de banda, a tecnologia WiMAX móvel pode cumprir com os regulamentos de frequência em várias partes do mundo e de forma flexível, abordar os diversos requisitos dos provedores de Internet, que podem fornecer apenas serviços de Internet básica ou um pacote de serviços de banda larga.

### **2.8.3. Qualidade de Serviço**

A premissa básica do projeto da camada MAC do IEEE 802.16e é a provisão de QoS. A camada MAC define fluxos de serviço (*Service Flows*) que são classificados em classes de serviço que possuem diferentes níveis de QoS. Além das classes de serviço UGS, rtPS, nrtPS e BE, estabelecidas no IEEE 802.16-2004, no padrão IEEE 802.16e foi introduzida a classe ertPS, para suportar serviços de tráfego de tempo real com taxa de transmissão variável, tais como, serviços de voz sobre IP com supressão de silêncio.

Adicionalmente, com a introdução da técnica de subcanalização na camada física, obteve-se uma flexibilidade no agendamento de recursos na interface aérea.

### **2.8.4. Segurança**

O WiMAX móvel possui as melhores soluções de segurança disponíveis atualmente, tais como autenticação EAP, criptografia AES e métodos de proteção de mensagens de controle. Existe ainda suporte para o emprego de diversos conjuntos de credenciais de usuários, tais como cartões SIM/USIM, *Smart Cards*, certificados digitais e esquemas de Nome de Usuário/Senha [13].

### **2.8.5. Mobilidade**

A partir da elaboração do padrão IEEE 802.16e, foi introduzido o conceito de mobilidade. O padrão suporta a movimentação das estações assinantes em velocidades que variam desde a de um usuário caminhando a, até mesmo, velocidades veiculares. Devido a esta possibilidade das SS's se moverem durante sua permanência na rede, foi

adotado o conceito de *handoff* ou *handover*. Quando uma SS se afasta da BS à qual está conectada, a qualidade da comunicação sofre uma degradação, o que faz com que a BS ou a própria SS transfira a conexão para uma BS vizinha com melhor qualidade de sinal. Este processo é chamado de *handoff* ou *handover*. Três métodos de *handoff* foram definidos: HHO (*mandatory Hard Handover*), FBSS (*optional Fast Base Station Switching handover*) e o MDHO (*Macro Diversity Handover*). Destes três métodos, somente o HHO é obrigatório no padrão, os outros dois são opcionais.

### 2.8.5.1. HHO

O HHO adota a filosofia “pare antes de fazer”. Mais precisamente, resulta em uma súbita transferência de conexão de uma BS para outra, uma vez que a SS pode se comunicar com apenas uma BS por vez. Conseqüentemente, todas as conexões com a BS atual são finalizadas antes de uma nova conexão com a BS destino ser estabelecida. Na Figura 2.15, a linha mais escura nas bordas das células BS1 e BS2 indica a posição onde o HHO ocorre. Este tipo de *handoff* não é adequado para aplicações sensíveis ao retardo, como as de tempo-real.

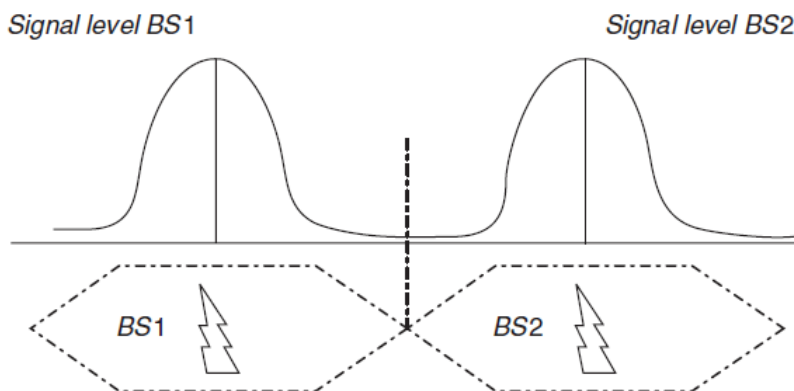


Figura 2.15: Processo *Hard Handover* (HHO) [15]

### 2.8.5.2. MDHO

O MDHO permite a SS manter uma conexão válida simultaneamente com mais de uma BS. Uma lista de BSs que podem ser envolvidas no processo de *handoff* é chamada de *Diversity Set*. Essa lista é atualizada através da troca de mensagens de gerenciamento MAC com base na taxa *Carrier to Noise plus Interface Ratio* (CINR)

das BSs. Esta atualização da lista é baseada em dois limiares enviados via *broadcast* no *Downlink Channel Descriptor* (DCD) que são os *H\_Add\_Threshold* e o *H\_Delete\_Threshold*. Uma BS é removida da lista *Diversity Set* quando sua CINR é menor que o limiar *H\_Delete\_Threshold*, enquanto uma BS vizinha é adicionada à lista quando sua CINR é maior que o limiar *H\_Add\_Threshold*.

A SS deve monitorar as BSs permanentemente pela lista *Diversity Set* e escolher uma BS âncora entre elas. Além disso, a SS sincroniza-se e registra-se na BS âncora e em seguida, executa o *ranging* enquanto monitora o canal de *downlink* para informações de controle. A SS comunica-se com a BS âncora e as BSs da lista *Diversity Set* como ilustrado na Figura 2.16. Duas ou mais BSs transmitem dados no canal *downlink* de modo que múltiplas cópias são recebidas pela SS. Portanto, a SS precisa combinar a informação recebida usando uma das técnicas de combinação de diversidade conhecidas. No canal *uplink*, a transmissão da SS é recebida por múltiplas BSs e a seleção de diversidade das informações recebidas é realizada para escolher o melhor *uplink*. Note-se que as BSs referidas como “BSs vizinhas” na Figura 2.16, recebem comunicação da SS e outras BSs, mas o nível do sinal recebido não é suficiente para adicioná-las ao *Diversity Set*.

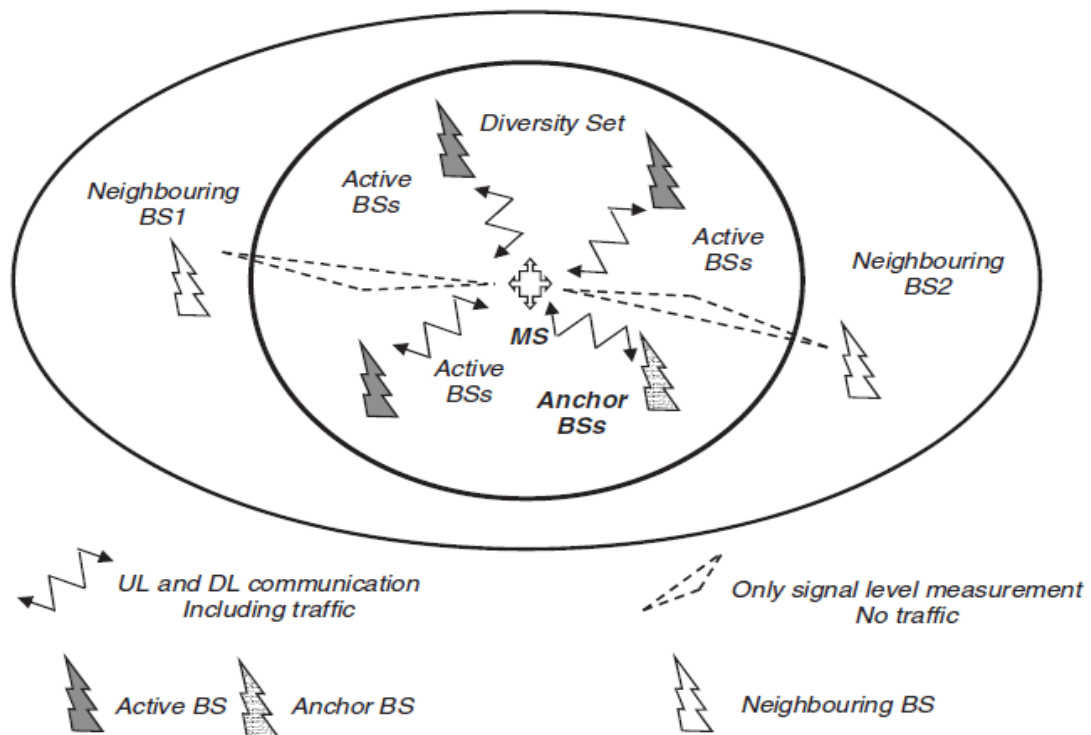


Figura 2.16: Processo *Macro-Diversity Handover* (MDHO) [15]

### 2.8.5.3. FBSS

Quando o *handoff* FBSS é suportado tanto pela SS quanto pela BS, a SS mantém uma lista de BSs que é conhecida como *Active Set*. Esta lista é monitorada pela SS continuamente. A SS poderá realizar *ranging* e manter um ID de conexão válido com todas as BSs do *Active Set*, porém esta só pode se comunicar com a BS âncora. Mais detalhadamente, a SS é registrada e sincronizada com a BS âncora e ambas as entidades trocam tráfego *uplink* e *downlink*, incluindo mensagens de gerenciamento. Caso a qualidade do sinal da BS âncora recebido pela SS sofra uma degradação, a BS âncora pode ser alterada de um quadro para outro. Nesse caso, a conexão é comutada para a nova BS âncora, sem realizar sinalização explícita de *handoff*, uma vez que a SS simplesmente relata o ID da nova BS selecionada no *Channel Quality Indicator Channel* (CQICH). Todo quadro pode então ser enviado através da nova BS pertencente ao *Active Set*. O processo de *handoff* FBSS é ilustrado na Figura 2.17.

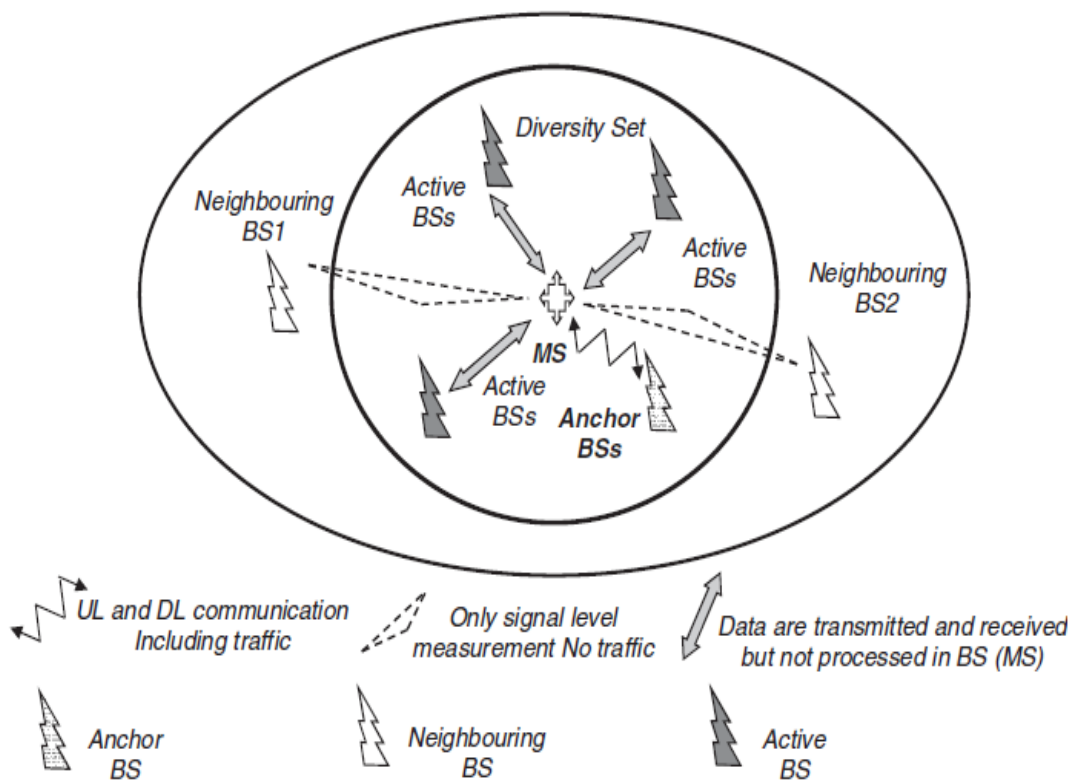


Figura 2.17: Processo *Fast Base Station Switching* (FBSS) [15]



## 2.9. Considerações Finais

Neste capítulo foram abordadas as principais características do padrão IEEE 802.16. Inicialmente foi apresentado o histórico da evolução do padrão desde suas versões iniciais até as que estão em vigência nos dias atuais. Apresentou-se também as topologias do padrão que possibilitaram um entendimento inicial de seu escopo. Foi detalhado o modelo de referência do padrão IEEE 802.16, com atenção especial às camadas física e MAC. Foram mostrados os principais aspectos da camada física referentes à modulação, métodos de acesso ao meio físico enfatizando-se o método de duplexação por divisão do tempo (TDD – *Time Division Duplexing*) e as interfaces aéreas. Relativo à camada MAC, apresentou-se as três subcamadas que a compõem (CS, MAC CPS e Segurança) com o detalhamento dos principais aspectos de cada subcamada. Por fim foram apresentadas as principais características que foram introduzidas no padrão 802.16e-2005 abordando-se os conceitos de taxas de dados, escalabilidade, qualidade de serviço, segurança e mobilidade.

## Capítulo 3

# Qualidade de Serviço em Redes IEEE 802.16

### 3.1. Introdução

A QoS em redes de computadores, segundo a recomendação E.800 do *International Telecommunications Union* (ITU) [16] pode ser definida como sendo o efeito coletivo do desempenho do serviço que determina o grau de satisfação do usuário desse serviço. Deste modo, a QoS está relacionada com algumas características da rede que possibilitam as aplicações funcionarem de maneira satisfatória para os usuários. Estas características podem ser entendidas como parâmetros indicadores do desempenho da rede como, por exemplo, a vazão, o atraso máximo sofrido pelo tráfego da aplicação entre o computador origem e destino, o *jitter*, dentre outros.

Com a crescente demanda por aplicações multimídia de tempo real, a QoS que é oferecida às aplicações passa a ser uma das principais características que a rede de computadores deve ter. Nas redes sem fio, dentre as quais se enquadram as baseadas no padrão IEEE 802.16, esta característica se torna desafiadora, uma vez que o meio físico está sujeito a várias instabilidades que são peculiares das transmissões por radiofrequência.

Dessa forma, este capítulo tem por objetivo, descrever os principais mecanismos utilizados para a provisão de QoS em redes baseadas no padrão IEEE 802.16. Na Seção 3.2 é apresentada a arquitetura para a provisão de QoS em redes IEEE 802.16, descrevendo-se as classes de serviço e os seus principais parâmetros de QoS. Em seguida, na Seção 3.3, são apresentados os mecanismos para provisão de QoS destacando-se os de escalonamento e o de controle de admissão de conexões. São também apresentadas as principais disciplinas relacionadas a cada mecanismo bem como trabalhos propostos na literatura.

### 3.2. Provisão de QoS em Redes IEEE 802.16

O padrão IEEE 802.16 foi desenvolvido levando-se em conta a provisão de qualidade de serviço às aplicações. A subcamada MAC CPS, pertencente à camada MAC especificada no IEEE 802.16, é responsável pela provisão de QoS às aplicações. Os pacotes que passam por esta camada são associados a um fluxo de serviço com o objetivo de diferenciar o tráfego gerado pelas aplicações. Este é identificado por um número de 32 *bits* (*Service Flow Identifier* - SFID). Cada fluxo de serviço é caracterizado por um conjunto de parâmetros de QoS. Os principais parâmetros são [5]:

- Taxa mínima reservada (*minimum reserved traffic rate* - MRTR): especifica a taxa mínima de transferência de dados que a BS deve garantir ao fluxo de serviço;
- Taxa máxima sustentável (*maximum sustained traffic rate* - MSTR): define a taxa de pico do serviço, porém é apenas um limite e não uma garantia de que a taxa estará disponível;
- Latência máxima (*maximum latency*): especifica a latência máxima entre a transmissão do pacote para a interface de radiofrequência e a recepção do pacote na interface de rede da BS ou da SS;
- *Jitter* tolerável (*tolerated jitter*): especifica a variação máxima permitida para a latência da conexão;
- Rajada de tráfego máxima (*maximum traffic burst*): define o tamanho máximo da rajada que deve ser disponibilizado para o serviço;
- Tipo do fluxo de serviço (*service flow scheduling type*): o valor deste parâmetro determina o tipo de serviço ao qual o fluxo deve ser associado. Se o parâmetro é omitido, usa-se o serviço de melhor esforço;
- Intervalo de *grants* (*unsolicited grant interval*): intervalo entre concessões sucessivas de largura de banda (*grants*) para um fluxo de serviço de tempo real com taxa constante;
- Intervalo de *polling* (*unsolicited polling interval*): intervalo máximo entre *grants* sucessivos alocados para um fluxo de serviço em tempo real enviar requisição de banda;
- Prioridade do tráfego (*traffic priority*): o valor desse parâmetro especifica a prioridade atribuída ao tráfego. Dados dois fluxos de serviço idênticos em

todos os parâmetros de QoS exceto na prioridade, o fluxo de serviço com maior prioridade deve ter latência menor e prioridade maior no processo de armazenamento no *buffer*. Por outro lado, para fluxos de serviço não idênticos, a prioridade não deve preceder outros parâmetros de QoS conflitantes.

O padrão IEEE 802.16 adota um protocolo de camada MAC orientado à conexão, isto é, cada conexão é associada a um ID de conexão. Quando um fluxo de serviço gerado na camada de aplicação chega à camada MAC, a SS primeiramente envia uma mensagem de requisição de estabelecimento de conexão *Dynamic Service Addition Request* (DSA-REQ) para a BS. O mecanismo de CAC na BS então verifica se a largura de banda disponível pode suportar os requisitos de QoS da nova conexão sem violar a QoS dos usuários já existentes na rede. Se a requisição de conexão é aceita, a BS responde à solicitação da SS com uma mensagem de resposta de conexão *Dynamic Service Addition Response* (DSA-RSP). A SS então envia uma mensagem *Dynamic Service Addition Acknowledgment* (DSA-ACK) para a BS confirmando o processo de admissão da nova conexão. A Figura 3.1 ilustra o processo de admissão de uma nova conexão:

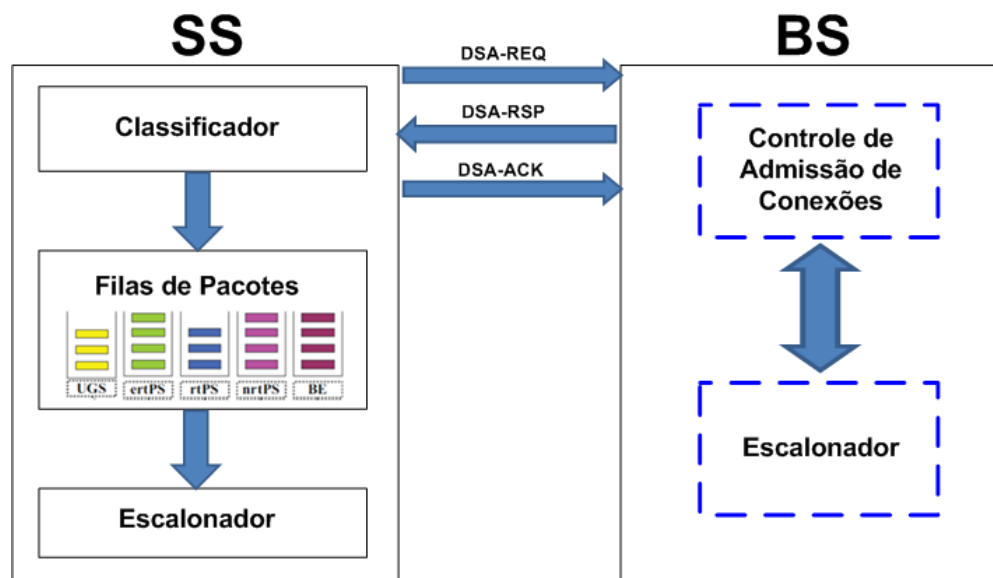


Figura 3.1: Processo de admissão da conexão

Após o processo de estabelecimento de conexão ser finalizado, a SS pode então enviar uma requisição de largura de banda. Na SS, o *Service Data Unit* (SDU) é classificado em cinco diferentes classes de serviço de acordo com o seu SFID e CID.

Estas classes é que permitirão o tratamento diferenciado dos dados associados aos fluxos de serviço. As classes de serviço definidas pelo padrão são:

(1) *Unsolicited Grant Service* (UGS): o UGS é projetado para suportar fluxos de serviço de tempo real com pacotes de tamanho fixo, gerados em intervalos periódicos, como, por exemplo, aplicações *Voice-over-Internet-Protocol* (VoIP) sem supressão de silêncio. Este serviço aloca *grants* com quantidades fixas de banda para aplicações *Constant Bit Rate* (CBR) sem necessidade da requisição.

(2) *Real-time Polling Service* (rtPS): o rtPS é destinado a suportar fluxos de serviço de tempo real com tamanho de pacote variável, gerados em intervalos periódicos (*Variable Bit Rate* - VBR), tais como vídeo MPEG (*Motion Pictures Experts Group*). As SSs requisitam largura de banda periodicamente através de um mecanismo conhecido como *polling unicast*.

(3) *Extended Real-time Polling Service* (ertPS): este serviço usa um mecanismo de *grants* similar àquele utilizado pelas conexões UGS. Entretanto, os *grants* alocados periodicamente podem ser usados para enviar requisições informando a BS sobre a necessidade de um novo tamanho de *grant*. A BS não muda o tamanho dos *grants* até que receba uma requisição de largura de banda da SS [5]. O ertPS foi projetado para suportar serviços de tempo real com taxa variável (VBR) tais como aplicações VoIP com supressão de silêncio.

(4) *Non-real-time Polling Service* (nrtPS): o nrtPS suporta tráfego insensível ao retardo, que requer *grants* de tamanho variável regularmente, tal como o tráfego FTP. O serviço oferece *polling unicast*, porém, com menor frequência do que o serviço rtPS.

(5) *Best Effort* (BE): o BE suporta tráfego de melhor esforço sem quaisquer garantias de QoS. A SS pode utilizar tanto *slots unicast* quanto *slots* de contenção para requisitar largura de banda.

Os parâmetros de QoS e os tipos de aplicações suportadas por cada classe de serviço são descritos na Tabela 3.1.

Com esta possibilidade de um tratamento diferenciado aos dados gerados pelas

aplicações, surgiram então mecanismos que poderão efetivamente garantir a provisão de QoS. Dentre estes mecanismos, podemos destacar o gerenciamento de recursos do enlace, o policiamento e modelagem de tráfego na BS e SS, técnicas de controle de erros, o escalonamento na BS e SS e o Controle de Admissão de Conexões (CAC).

Tabela 3.1: Classes, Aplicações e Parâmetros de QoS do padrão IEEE 802.16

Classes	Aplicações	Parâmetros de QoS
UGS	VoIP sem supressão de silêncio	Taxa Máxima; Latência Máxima; Jitter
rtPS	Transmissão de Vídeo	Taxa Máxima; Taxa Mínima; Latência Máxima
ertPS	VoIP com supressão de silêncio	Taxa Máxima; Taxa Mínima; Latência Máxima; Jitter
nrtPS	FTP	Taxa Máxima; Taxa Mínima
BE	Navegação Web; email	Taxa Máxima

O foco principal deste trabalho será nos mecanismos de CAC, porém será dada uma atenção especial aos mecanismos de escalonamento, uma vez que estes também têm tido grande destaque na literatura.

### 3.3. Mecanismos para Provisão de QoS no Padrão IEEE 802.16

Dentre os principais mecanismos para a provisão de QoS no padrão IEEE 802.16 destacam-se os de escalonamento e de CAC. Estes têm sido foco de inúmeros estudos, uma vez que o padrão não estabelece como devem funcionar, deixando em aberto para a comunidade científica propor os que obtiverem melhor desempenho.

A Figura 3.2 ilustra a arquitetura básica de escalonamento e CAC do padrão IEEE 802.16.

Nas seções seguintes são abordadas as características destes mecanismos, bem como as principais pesquisas relacionadas ao desenvolvimento e aprimoramento do escalonamento e CAC.

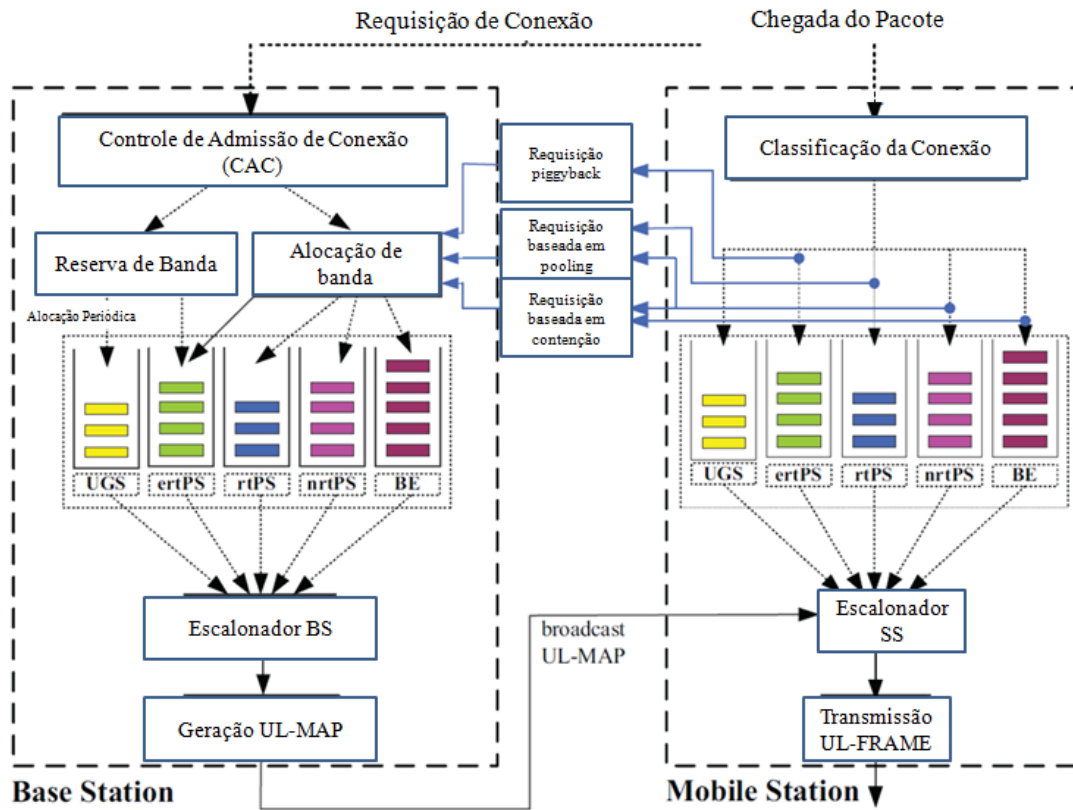


Figura 3.2: Arquitetura básica de Escalonamento e CAC do IEEE 802.16 [17]

### 3.3.1. Escalonamento

O processo de definição sobre quais pacotes armazenados nos *buffers* de transmissão que serão servidos ou descartados é conhecido como escalonamento. No padrão IEEE 802.16, a alocação dos recursos é realizada por três escalonadores. A estação base possui um escalonador para o tráfego *downlink* e outro para o tráfego *uplink*. O escalonador *downlink* decide quais conexões terão direito de transmitir em cada *subframe downlink*. O escalonador *uplink* atribui *grants* para as estações cliente enviarem requisições de banda e dados nos *subframes uplink*. Cada estação cliente possui um escalonador *uplink* local que decide quais pacotes serão enviados nas oportunidades de transmissão recebidas nos *subframes uplink* [5]. Esta estrutura é apresentada na Figura 3.3.

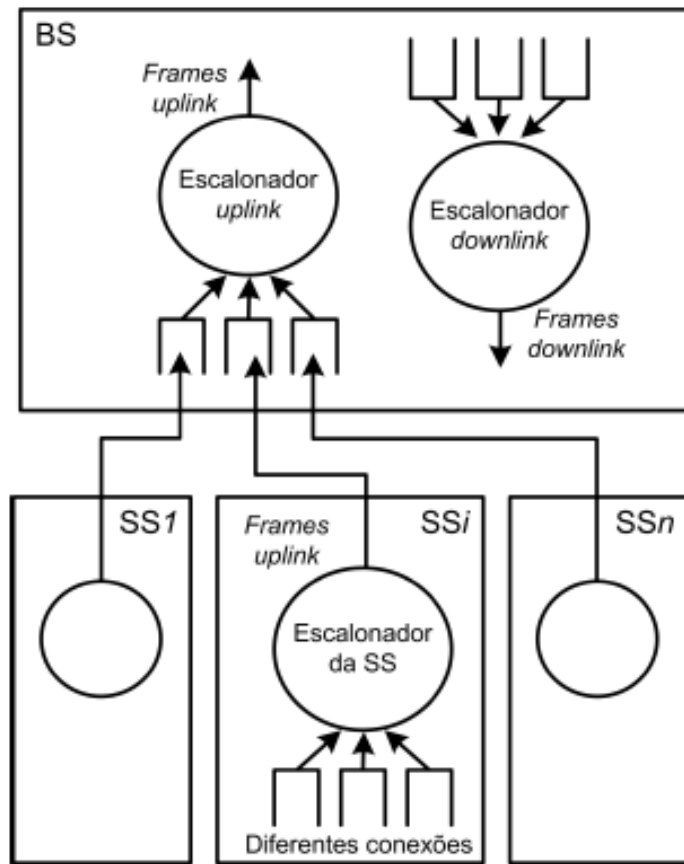


Figura 3.3: Escalonadores de pacotes na BS e na SS [18]

O escalonador de pacotes *uplink* na BS concederá largura de banda (*grant*) para cada uma das classes de escalonamento por SS. Na SS, as requisições de banda sempre são referentes a uma determinada conexão, enquanto os *grants* concedidos pela BS são alocados para a SS e não para uma conexão em particular. Dessa forma, a SS pode utilizar o *grant* recebido para uma conexão diferente daquela para a qual a requisição foi feita [5].

O funcionamento do escalonador é baseado em disciplinas de escalonamento que definem a política de classificação e enfileiramento dos pacotes escolhidos para a transmissão.

### 3.3.1.1. Disciplinas de Escalonamento

A seguir são apresentadas algumas das principais disciplinas de escalonamento encontradas na literatura.



### 3.3.1.1.1. *First In First Out (FIFO)*

A FIFO é uma das disciplinas mais básicas de escalonamento por filas. Nesta, todos os pacotes tem o mesmo tratamento. Estes são enfileirados em uma fila única e então servidos na mesma ordem em que chegaram para a fila, de modo que o primeiro a chegar é o primeiro a ser servido. Esta disciplina é também conhecida como *First-Come, First-Served (FCFS)*. A Figura 3.4 ilustra o modelo FIFO.

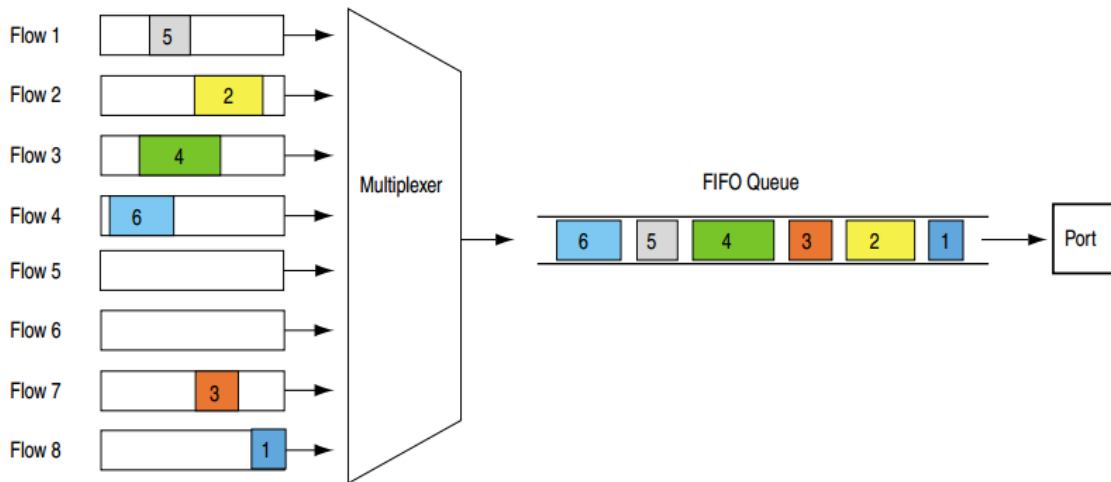


Figura 3.4: Modelo FIFO [19]

### 3.3.1.1.2. *Priority Queuing (PQ)*

Na disciplina PQ, são adotadas filas com prioridades distintas. Os pacotes são primeiramente classificados de acordo com a sua prioridade e então encaminhados para a fila correspondente a esta prioridade. A fila de maior prioridade é servida primeiro. Somente quando esta estiver vazia é que a próxima de menor prioridade será atendida. Os pacotes dentro de uma mesma fila são atendidos na disciplina FIFO. Como esta disciplina atende primeiramente os pacotes de maior prioridade, para somente depois atender os de menor prioridade, dependendo do volume de tráfego de pacotes de alta prioridade, poderá ocorrer um grande atraso nos pacotes de baixa prioridade. Pode ocorrer até o preenchimento total da parcela do *buffer* reservada para a fila de baixa prioridade e com isso a perda de pacotes. O modelo da disciplina PQ é ilustrado pela Figura 3.5.

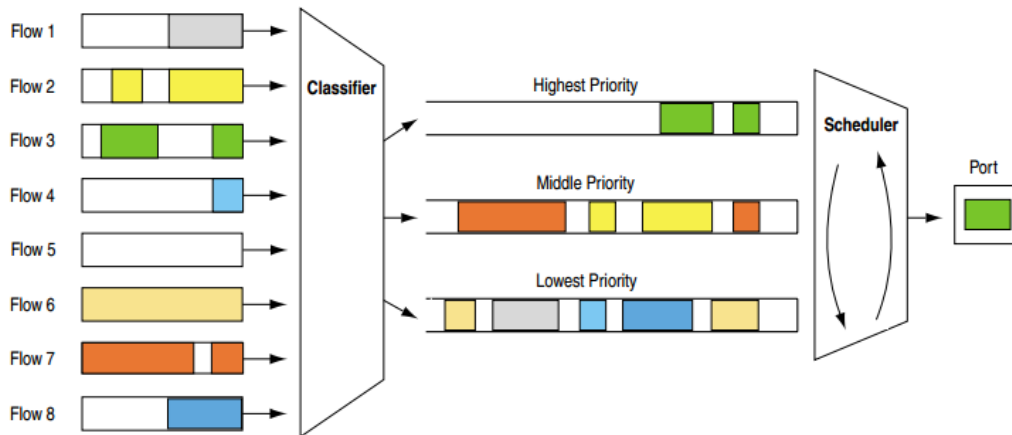


Figura 3.5: Modelo PQ [19]

### 3.3.1.1.3. Round Robin (RR)

Na disciplina de escalonamento RR, também conhecida como varredura cíclica, os pacotes são rearranjados em classes, as quais são atendidas de maneira cíclica, sendo uma de cada vez. Em um ciclo do escalonador RR será transmitido um pacote de cada fila. Caso uma fila esteja vazia, o escalonador passará para a próxima fila até que todas as filas fiquem vazias. Esta disciplina não atribui nenhum tipo de prioridade aos pacotes, porém acaba favorecendo os de tamanho maior. A Figura 3.6 ilustra o modo de operação da disciplina RR considerando duas filas [20].

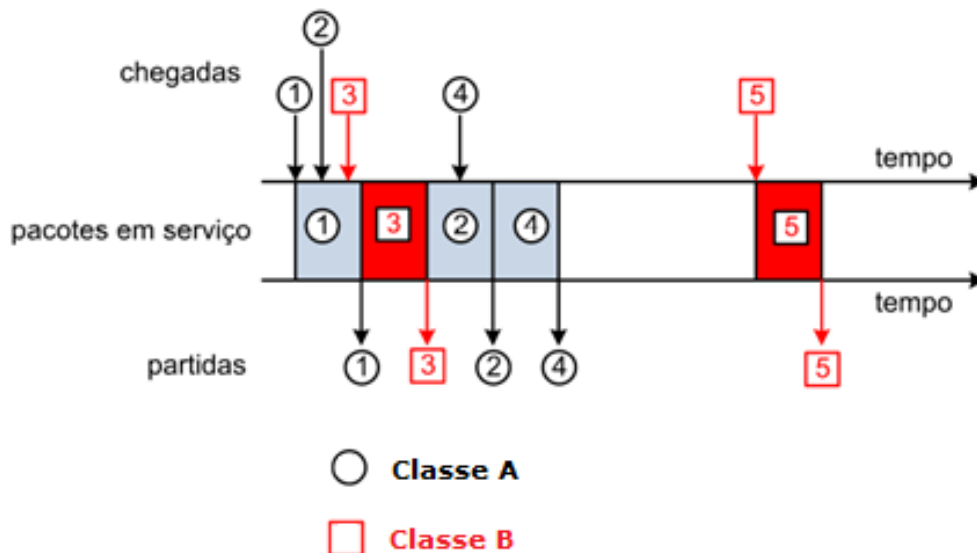


Figura 3.6: Operação da disciplina RR [19]

### 3.3.1.1.4. *Weighted Round-Robin (WRR)*

Na disciplina WRR os pacotes são primeiramente classificados entre várias classes de serviço e então atribuídos a uma fila que é dedicada exclusivamente para esta classe de serviço. A cada fila é atribuído um peso que corresponde a uma porcentagem da largura de banda do canal. As filas são servidas em uma ordem que obedece a disciplina *round-robin* e caso a fila esteja vazia, o escalonador passará para a próxima fila. Nesta disciplina, pelo menos um pacote é removido de cada fila durante o ciclo de escalonamento independente do tamanho do pacote. O escalonador distribui a largura de banda entre as filas por uma destas duas maneiras:

- Permitindo que a fila com maior peso envie mais de um pacote em cada vez que é “visitada” durante o ciclo do escalonador.
- Permitindo que cada fila envie apenas um pacote em cada vez que é “visitada”, porém visitando as filas de maiores prioridades mais de uma vez dentro de um mesmo ciclo de escalonamento.

Um exemplo de operação da disciplina WRR onde todos os pacotes têm o mesmo tamanho é ilustrado pela Figura 3.7.

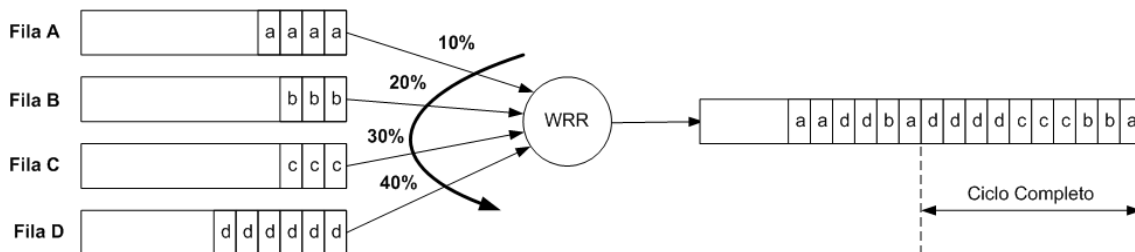


Figura 3.7: Exemplo de operação da disciplina WRR

Esta disciplina é justa em redes que tem os pacotes de tamanho fixo, como nas redes ATM. No caso das redes que suportam pacotes de tamanho variável, esta disciplina pode se tornar injusta, pois se uma fila de menor peso tiver pacotes com tamanho médio maior que as outras de maior peso, a fila de menor peso poderá utilizar uma parcela na largura de banda maior que a definida pelo escalonador.

### 3.3.1.1.5. *Deficit Round Robin (DRR)*

O DRR foi elaborado com o intuito de resolver algumas limitações do WRR, suportando uma distribuição justa da largura de banda ao servir as filas que contenham

pacotes de tamanho variável. No DRR, cada fila é configurada com os seguintes parâmetros:

- Um peso que define a porcentagem da largura de banda que é alocada para a fila.
- Um *Deficit Counter* (DC) que especifica o número total de *bytes* que a fila pode transmitir em cada vez que esta for “visitada” pelo escalonador. Se o tamanho do pacote a ser transmitido for maior que o valor do DC, a fila não transmite nesta rodada, porém fica com um “crédito” para transmitir na próxima rodada de escalonamento.
- Um *quantum* que é proporcional ao peso da fila e é expresso em *bytes*. O DC para uma fila é incrementado de um *quantum* cada vez que a fila é “visitada” pelo escalonador.

No algoritmo DRR, o escalonador visita cada fila não vazia e determina o número de *bytes* do pacote que está para ser enviado. O DC desta fila é incrementado pelo *quantum*. Se o tamanho do pacote que está na fila para ser enviado for maior que DC, então o escalonador vai para a próxima fila. Se o tamanho do pacote for menor ou igual ao DC, então o pacote é transmitido para a fila de saída e o DC é reduzido do número de *bytes* do pacote. O escalonador continua a encaminhar os pacotes para a fila de saída até que o tamanho do pacote que está para ser transmitido for maior que o DC ou a fila estiver vazia. Quando a fila estiver vazia, o valor do DC desta fila muda para zero e o escalonador se move para a próxima fila. A Figura 3.8 ilustra o modelo da disciplina WRR.

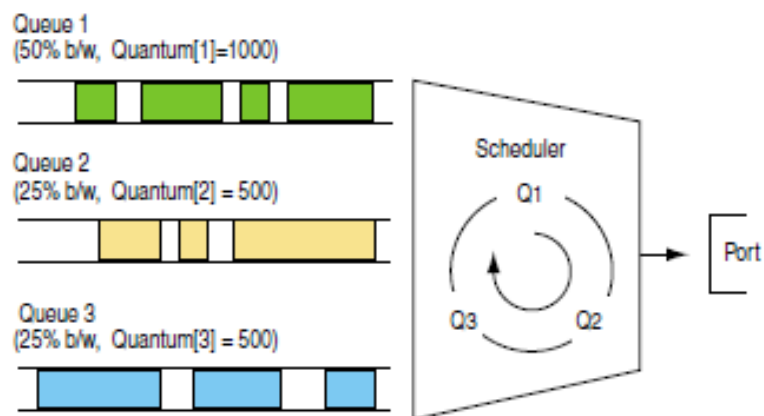


Figura 3.8: Modelo disciplina WRR [19]

### 3.3.1.1.6. Fair Queuing (FQ)

FQ é a base para as classes de disciplinas de escalonamento por fila que são projetadas para garantir que cada fluxo tenha um acesso justo aos recursos de rede e evitar que um fluxo de rajadas consuma mais largura de banda do que poderia. Na FQ, os pacotes são primeiramente classificados em fluxos pelo sistema e então atribuídos a filas que são especificamente dedicadas para estes fluxos. As filas são então atendidas um pacote por vez em uma ordem que obedeça a disciplina *round-robin*. As filas vazias são ignoradas. O modelo da FQ é ilustrado pela Figura 3.9. Esta disciplina também é conhecida como enfileiramento por fluxo, ou baseado em fluxo.

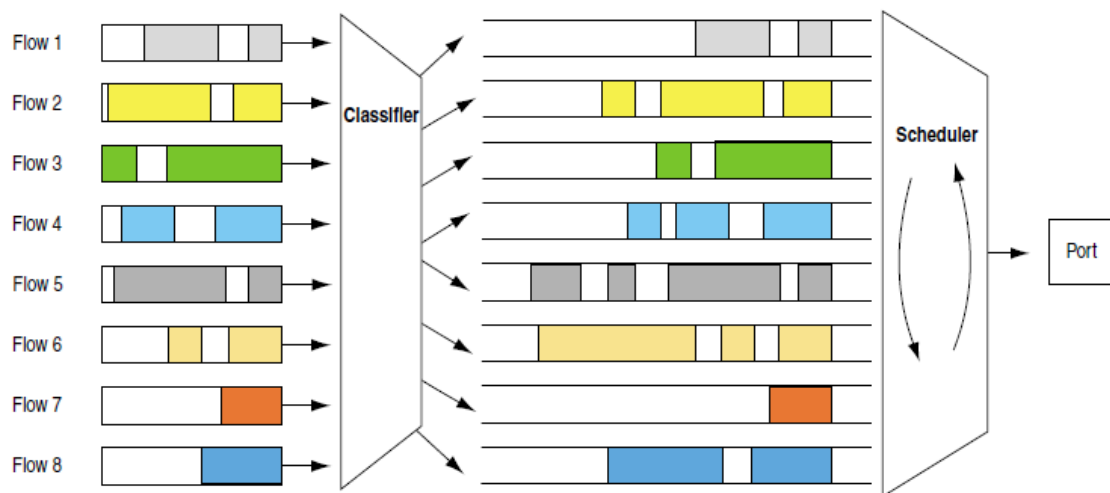


Figura 3.9: Modelo FQ [19]

### 3.3.1.1.7. Weighted Fair Queuing (WFQ)

A disciplina WFQ oferece uma distribuição justa de largura de banda para pacotes de tamanho variável através da aproximação do sistema *Generalized Processor Sharing* (GPS). O GPS é um escalonador teórico, que não é possível de ser implementado, tendo seu comportamento similar a um escalonador *Round-Robin bit a bit* com pesos. Assim, cada *bit* dos pacotes na saída de cada fila são transmitidos separadamente, obedecendo à disciplina WRR, que leva em conta o tamanho do pacote. Dessa forma o GPS oferece uma distribuição justa da largura de banda.

No WFQ, os pacotes são primeiramente classificados em fluxos pelo sistema e então atribuídos a filas que são especificamente dedicadas para estes fluxos. Esta disciplina se aproxima do modelo GPS pelo cálculo e atribuição de um tempo final em

cada pacote e um peso que equivale a uma porcentagem da largura de banda à cada fila. Dado a taxa de bits da porta de saída, o número de filas ativas, o peso relativo atribuído a cada fila e o tamanho de cada um dos pacotes em cada fila é possível calcular e atribuir o tempo final em cada um dos pacotes que chegarem. Este tempo final corresponde ao tempo em que esse pacote deveria abandonar fila. O escalonador então seleciona e encaminha o pacote com o menor tempo final entre todos os pacotes enfileirados de todas as filas. A Figura 3.10 ilustra um exemplo de operação da disciplina WFQ.

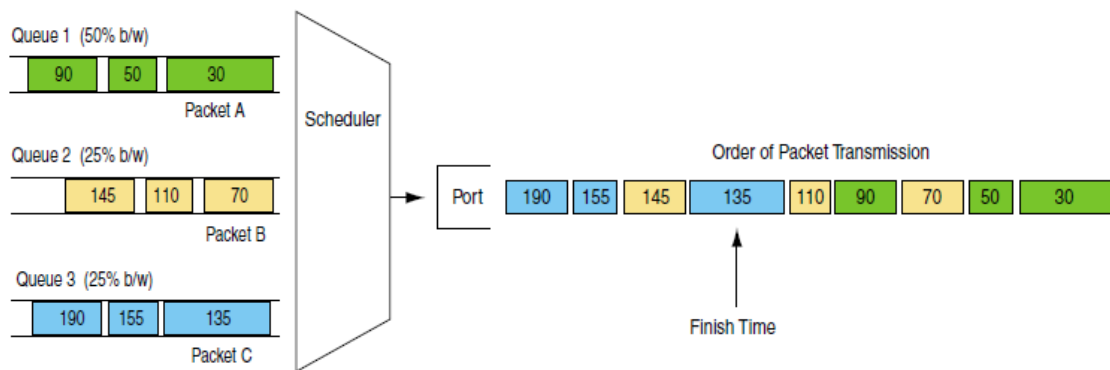


Figura 3.10: Exemplo de operação da disciplina WFQ

Observa-se que o WFQ através da distribuição apropriada dos pesos, permite a transmissão consecutiva de dois ou mais pacotes da mesma fila.

### 3.3.1.1.8. *Earliest Deadline First (EDF)*

A disciplina EDF é muito utilizada para o escalonamento do tráfego de tempo real. Nesta, atribui-se um prazo de validade (*deadline*) a cada pacote e o escalonador serve os pacotes pela ordem dos seus prazos de validade. Nesta disciplina, um pacote, ao qual é atribuído um prazo mais próximo do instante de chegada sofre um atraso menor na fila de espera do que outro ao qual tenha sido atribuído um prazo mais distante. Dependendo da carga, pode não ser possível servir todos os pacotes antes de se atingir os respectivos prazos que lhes foram atribuídos [21].

### 3.3.1.2. Classificação dos Mecanismos de Escalonamento

Existem várias propostas de escalonadores para redes 802.16, as quais podem ser classificadas em três categorias: homogêneos, híbridos e oportunistas, de acordo com a natureza do escalonamento.

#### 3.3.1.2.1. Escalonadores Homogêneos

Nesta categoria de escalonadores, é utilizada apenas uma disciplina de escalonamento para todas as classes de serviço do padrão IEEE 802.16. Esta é baseada nos escalonadores de redes cabeadas e não leva em consideração as condições do canal de transmissão.

Na literatura são encontradas várias propostas de escalonadores homogêneos para o padrão, sendo algumas delas apresentadas a seguir.

Em [22] é apresentado um mecanismo de escalonamento baseado na disciplina *round-robin*, onde são adotados 04 passos. No primeiro a BS aloca para cada conexão o número mínimo de *slots* necessários para atender seus requisitos de taxa mínima de acordo com o esquema de modulação e codificação utilizada. No segundo passo os *slots* livres são distribuídos entre as conexões rtPS e nrtPS e os restantes são atribuídos às conexões BE. No terceiro passo os *slots* são ordenados de modo que os valores de *delay* e *jitter* são decrescentes. Finalmente no quarto passo é estimado o *overhead* para as conexões UGS, ertPS e nrtPS. Para as conexões rtPS e BE esta estimativa não é feita uma vez que o tamanho da SDU destas conexões pode variar.

Em [23] é apresentada uma proposta que utiliza a disciplina WRR para o tráfego *uplink*, onde os pesos são atribuídos em função das prioridades das classes de serviço. Para o tráfego *downlink*, foi utilizada a disciplina DRR. Por meio de modelagem e simulação foi demonstrado que a performance do escalonador, em termos de vazão e atraso, depende de várias métricas tais como: a duração do frame, o mecanismo utilizado para a requisição de banda e o modo como o tráfego é distribuído entre as SSs.

Uma avaliação do emprego das disciplinas EDF e WFQ no padrão IEEE 802.16 é apresentada em [24]. Nesta os autores concluem que se o tráfego total é inferior a 100%, ambos escalonadores são capazes de satisfazer as exigências de QoS. No entanto, nas situações em que a carga na rede é crítica, quando um tipo de tráfego começa a consumir mais largura de banda do que a sua parcela justa, cada escalonador age de maneira diferente. O esquema EDF tende a privilegiar o tráfego com exigências de

menor prazo (tráfegos de tempo real), enquanto degrada a QoS do tráfego de não tempo real. Já o escalonador WFQ procede de maneira contrária, penalizando os tráfegos de tempo real e atendendo de melhor forma os de não tempo real. Nestas condições de alta carga na rede, nenhum destes escalonadores é considerado apropriado.

### 3.3.1.2.2. Escalonadores Híbridos

Nesta categoria, os escalonadores empregam uma ou mais disciplinas de escalonamento na tentativa de atender aos requisitos de QoS das diferentes classes de serviço.

Em [25] é proposto um algoritmo de escalonamento híbrido que combina as disciplinas EDF, WFQ e RR. A alocação de largura de banda é baseada na disciplina chamada *Strict Priority* e o gerenciamento de filas pelas respectivas disciplinas de escalonamento: EDF para o tráfego rtPS, WFQ para o tráfego nrtPS e o RR para o tráfego BE. O tráfego UGS é atendido por uma política de largura de banda fixa. A Figura 3.11 ilustra o modelo proposto.

Em [27] os autores propõem o uso da disciplina EDF para a classe rtPS, a WFQ para a classes nrtPS e a RR para a classe BE. A disciplina PQ é utilizada em todos os tráfegos, segundo a ordem de prioridades: UGS > rtPS > nrtPS > BE. O uso da disciplina EDF atende aos requisitos de atraso máximo da classe rtPS, ao passo que a disciplina WFQ garante a largura de banda mínima para a classe nrtPS. A disciplina RR distribui os recursos para a classe BE.

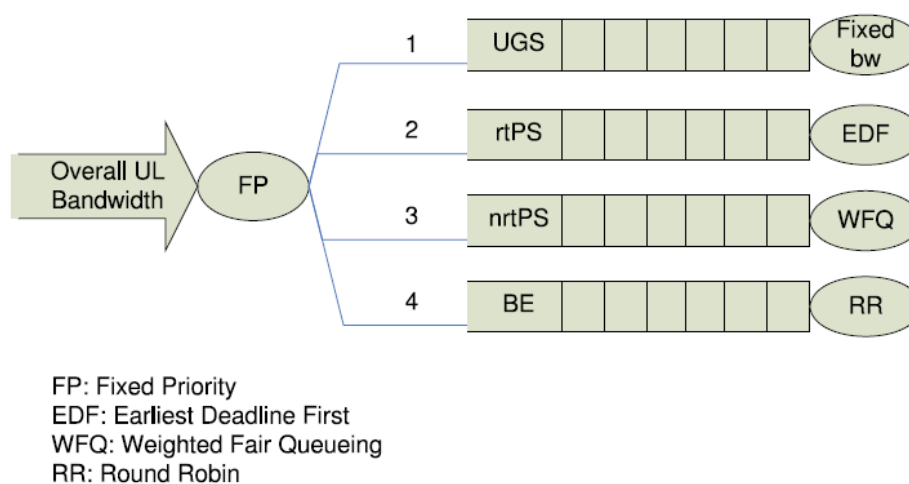


Figura 3.11: Estrutura hierárquica para alocação de banda [25][26]



Em [28] é apresentado um mecanismo intitulado *Dynamic Hybrid Scheduling Mechanism (DHSM)*. Este é dividido em três partes: módulo classificador e priorizador, módulo de ajuste de prioridades e o módulo de alocação de largura de banda. O primeiro módulo classifica e atribui prioridades às conexões de acordo com a sua classe, obedecendo à seguinte ordem: UGS > ertPS > rtPS > nrtPS > BE. O segundo módulo permite uma conexão alterar sua prioridade, baseado em seus requisitos de atraso. O terceiro módulo atribui largura de banda às conexões, sendo as UGS atendidas pela disciplina de largura de banda fixa, as ertPS e rtPS pela disciplina EDF e as nrtPS e BE pela WFQ.

Um escalonador que utiliza as disciplinas *Earliest Due Date (EDD)* e WFQ é apresentado em [29]. O EDD é usado para os serviços de tempo real enquanto o WFQ para os serviços de não tempo real. O EDD prioriza as conexões com *deadlines* próximos a expirar, garantindo assim o requisito de atraso máximo para as aplicações de tempo real. Já o escalonador WFQ provê a vazão mínima necessária para atender as aplicações de não tempo real, que são insensíveis ao atraso.

### **3.3.1.2.3. Escalonadores Oportunistas**

Os escalonadores desta categoria exploram as variações das condições do canal e levam estas em consideração para a provisão de QoS para as aplicações. Esta abordagem é conhecida como *cross-layer*.

Em [30] é apresentado um algoritmo *cross-layer* no qual à cada SS é atribuída uma prioridade baseada na qualidade do canal e no estado do serviço. A SS com maior prioridade é servida em cada frame. Coeficientes de classe são utilizados para atribuir uma prioridade relativa para as diferentes classes de serviço.

Um escalonador *cross layer* intitulado *Dynamic Modulation and Coding Scheme and Interference Aware Scheduling Algorithm (DMIA)* é proposto em [31]. Este considera os estados das filas, as condições do canal e os requerimentos de QoS das classes de serviço. Sua operação é baseada na adaptação dinâmica à variação do esquema de modulação e codificação (*Modulation and Coding Scheme - MCS*) e às interferências do canal sem fio. O DMIA consiste de dois estágios. No primeiro, valores dinâmicos de largura de banda são atribuídos para as cinco classes de serviço. Portanto, o algoritmo pode evitar que os tráfegos de alta prioridade ocupem os recursos da rede de forma excessiva e pode ajustar a quantidade de dados a serem escalonados de acordo

com a variação da MCS. No segundo estágio, conexões diferentes que pertençam à mesma classe de serviço serão escalonadas de acordo com suas prioridades.

O escalonador intitulado *Temporary Removal Scheduler* (TRS) é descrito em [32]. Este identifica os pacotes cujas estações apresentem baixa potência de sinal, e então os remove temporariamente da fila de escalonamento por um período de tempo “TR”. A lista de escalonamento contém todas as SSs que podem ser servidas no próximo *frame*. Quando o “TR” expira, o pacote que foi removido é novamente verificado. Se houve uma melhora na potência do sinal da SS à qual este pacote pertence, então ele é passado para o topo da fila. Se não houve melhora, o processo se repete por um novo tempo “TR” por até “L” vezes. Após “L” verificações, o pacote é excluído da fila.

Em [33] apresenta-se um algoritmo que calcula a quantidade de *slots* que deve ser alocada em cada *frame*, de forma a minimizar a probabilidade de bloqueio dos diferentes tipos de serviço. Este utiliza um esquema de equidade proporcional (*proportional fairness*) às informações de qualidade do canal das SSs, para fazer a alocação dos *slots* entre as conexões associadas ao mesmo tipo de serviço. A *proportional fairness* é igual à razão entre a largura de banda da conexão no *frame* atual, que indica a qualidade do canal entre a BS e a SS, e a vazão média alcançada pela conexão dentro de uma janela de tempo. Para cada conexão UGS, o escalonador calcula um valor de prioridade a partir do requisito de latência máxima e a *proportional fairness* entre os usuários. Para o cálculo do valor de prioridade para as conexões rtPS, além dos parâmetros utilizados no cálculo da prioridade das conexões UGS, o escalonador considera o tamanho da fila da conexão. Para conexões nrtPS, o valor de prioridade é calculado com base no grau de justiça e no tamanho da fila da conexão. Para conexões BE apenas a qualidade do canal é considerada no cálculo da prioridade [5].

### **3.3.2. CAC**

O CAC é um mecanismo de grande importância na provisão de QoS para as aplicações nas redes IEEE 802.16. O objetivo principal deste mecanismo é proporcionar a admissão do maior número possível de conexões na rede, atendendo a seus requisitos de QoS e sem afetar os requisitos mínimos de QoS das conexões já admitidas. O CAC, portanto, é responsável por decidir se uma nova conexão pode ou não ser estabelecida,

com base em seus requisitos de QoS e os recursos já alocados para as conexões existentes.

Um mecanismo de CAC eficiente deve atender a vários requisitos para suportar o comportamento específico de cada tipo de tráfego e lidar com as diferentes infraestruturas de rede. Entre estes requisitos, podem ser citados [8]:

- O tempo de resposta deve ser tal que o mecanismo de CAC possa tomar uma decisão em um curto intervalo de tempo;
- Deve existir uma margem de segurança para garantir que os parâmetros de QoS negociados sejam satisfeitos quando todas as fontes estiverem se comportando como o negociado durante o contrato feito no estabelecimento da conexão;
- É interessante ao esquema de CAC possuir um mecanismo de policiamento associado para verificar a conformidade entre o tráfego negociado e o real, de modo a evitar que um tráfego excessivo na rede possa prejudicar a QoS das conexões admitidas na rede;
- O mecanismo de CAC deve suportar os tráfegos com taxa variável;

Visando a provisão de QoS, existem várias situações em que o mecanismo de CAC deve ser empregado, dentre as quais destacam-se [34]:

- **Qualidade do Sinal:** o CAC é essencial para se manter a qualidade do sinal nas redes sem fio. Quanto mais sobrecarregada estiver a rede, mais deteriorada será a qualidade do sinal para os usuários em termos do nível de interferência e a relação sinal/interferência. Deste modo, os esquemas de CAC admitem usuários somente se for possível manter a qualidade do sinal para os usuários já admitidos. Neste caso o critério de admissão pode ser o número de usuários (por célula e/ou grupo de células vizinhas) ou o nível de interferência;
- **Probabilidade de Desconexão de Conexões:** uma vez que a desconexão de uma conexão ativa é pior para o usuário do que o bloqueio de uma nova, o CAC é empregado em redes sem fio com largura de banda limitada, para controlar a probabilidade de falha de um *handoff*. Isto pode ser implementado através da reserva de recursos da rede exclusivamente para estas conexões. O critério de

admissão pode ser o número de usuários por classe de serviço, a disponibilidade de recursos da rede ou uma estimativa da probabilidade de falha nos *handoffs*;

- **Taxa de Transmissão:** esquemas de CAC podem ser utilizados para oferecer garantias de taxa de transmissão mínima através de reservas de largura de banda para as conexões admitidas. O critério de admissão pode ser a largura de banda disponível na rede;
- **Priorização de Classes de Serviço:** um esquema de CAC pode ser empregado para dar prioridade a determinadas classes de serviço. Por exemplo, o uso de serviços de tempo real normalmente tem um preço maior para o usuário da rede que os serviços de não tempo real, uma vez que estes requerem um maior nível de QoS. Deste modo o esquema de CAC pode diferenciar os usuários de acordo com o tipo de serviço contratado, priorizando os que geram maior retorno financeiro ao provedor;
- **Justiça no Compartilhamento de Recursos:** a justiça entre os diferentes usuários pertencentes à mesma classe de serviço (com condições do canal diferentes e características de mobilidade) e entre usuários de outras classes de serviço é um dos objetivos do CAC. O CAC pode ser empregado para admitir ou rejeitar usuários baseado nos recursos já alocados, de modo que nenhuma classe de serviço utilize todos os recursos da rede.

Os esquemas de CAC podem ser classificados com base em vários critérios, cada um com suas vantagens e desvantagens. Por exemplo, podem ser classificados com base no local da tomada de decisão como centralizados e distribuídos. Em esquemas centralizados, uma entidade como a MSC (*Mobile Switching Center*) controla as admissões de toda a rede [35,36], enquanto que nos esquemas de CAC distribuídos, as admissões são controladas em cada célula pela BS [37,38]. Esquemas de CAC centralizados podem ser mais eficientes, devido à disponibilidade de informações de toda a rede, porém estes são mais complexos e por este motivo não são utilizados em redes sem fio reais.

Os esquemas de CAC também podem ser classificados com base no número de classes de serviço que a rede suporta, sendo estes de classe única e de múltiplas classes. Os esquemas de CAC de classe única foram dominantes na primeira e segunda geração das redes sem fio, quando o serviço de voz era comumente o único serviço oferecido [39,40]. Com o crescimento na demanda por serviços de dados e multimídia, os

esquemas de CAC de classe única não foram mais suficientes e como resultado os esquemas de CAC de classe múltipla se tornaram mais relevantes [41,42], principalmente nas redes de segunda geração aprimorada (2.5G) e as redes de terceira e quarta geração (3G e 4G). O projeto de esquemas CAC de classes múltiplas é mais desafiador, uma vez que algumas questões críticas, tais como, a priorização de serviços, justiça e políticas de compartilhamento de recursos, devem ser consideradas [34].

Uma outra classificação de esquemas de CAC leva em consideração o instante de tomada de decisão, sendo estes classificados em esquemas proativos e reativos. Nos esquemas proativos [42], a conexão é admitida ou negada com base em algumas avaliações preditivas ou analíticas das restrições de QoS. A admissão ou rejeição somente ocorre após estas avaliações. Estes esquemas de CAC são também chamados de esquemas baseados em parâmetros. Em esquemas de CAC reativos [39], a conexão é inicialmente admitida e esta pode então iniciar uma transmissão (transmitir alguns pacotes de sondagem ou usando uma potência reduzida). Em seguida, o CAC reativo decide se vai admitir ou rejeitar definitivamente esta conexão com base nas medições de QoS obtidas previamente durante a tentativa de transmissão. Estes esquemas de CAC são também chamados de esquemas baseados em medidas.

A granularidade das informações também pode ser a base para a classificação de esquemas de CAC. Estes podem ser classificados como os que consideram as informações ao nível da célula com modelo de tráfego uniforme e não uniforme, e os que consideram as informações ao nível do usuário. Se um modelo uniforme de tráfego é assumido, a informação de uma única célula é suficiente para representar a condição de toda a rede. Entretanto, em um modelo de tráfego não uniforme, as informações de diferentes células são necessárias para modelar o estado da rede, o que aumenta o volume de informações. Já os esquemas que consideram as informações de cada usuário individual, naturalmente trabalham com um enorme volume de informações.

Outro critério para a classificação dos esquemas de CAC é a degradação de largura de banda. Com base neste critério, os esquemas de CAC podem ser classificados como os com degradação e os sem degradação. Nos esquemas com degradação os algoritmos precisam atuar sobre a largura de banda alocada para as conexões de dados, mesmo depois de já as terem admitido. Estes esquemas estão diretamente ligados à política de escalonamento adotada. Já os esquemas sem degradação têm um comportamento proativo, de modo que os algoritmos de CAC processam os dados e

realizam todos os cálculos antes da tomada de decisão. Uma vez admitida pela rede, o algoritmo não mais atua sobre a conexão.

Tabela 3.2: Critérios para a classificação dos mecanismos de CAC (adaptado de [34])

<b>Critério</b>	<b>Opção</b>	<b>Vantagens</b>	<b>Desvantagens</b>	<b>Comentários</b>
Local da Tomada de Decisão	Centralizado	Mais eficiente	Complexo, Não confiável	Não realista
	Distribuído	Simples, Mais confiável	Menos eficiente	Comumente utilizado
Escala de Informação	Global	Mais eficiente	Mais complexo	Necessita de troca de informações para a realização distribuída
	Semi-local	Eficiente, Menos complexo	Complexidade moderada	Necessita de menor troca de informações
	Local	Simplista	Pouca eficiência	Não necessita de troca de informações
Dimensão do Serviço	Única classe de serviço	---	---	Pode-se utilizar em redes 1G/2G
	Múltiplas classes de serviço	---	---	Necessário em redes 2,5G, 3G e 4G
Otimização	Ótima	Mais eficiente	Difícil de encontrar baseado em premissas simples	Mais desejável (particularmente nos esquemas baseados em lucro)
	Sub-ótima	Mais realista e escalável	Menos eficiente	Técnicas heurísticas e inteligentes
Tempo de Decisão	Proativo	Rápido	Maior índice de erros, Necessita de informações <i>a priori</i>	Também chamado de baseado em parâmetros
	Reativo	Menor índice de erros, Não necessita de informações <i>a priori</i>	Lento	Também chamado de baseado em medidas
Tipo de Informação	Ocupação de célula	Não necessita de estimativa de mobilidade	Necessita de um modelo de ocupação da célula	---
	Mobilidade	Não necessita de modelo de ocupação da célula	Necessita de estimativa de mobilidade	---
Granularidade da Informação	Baseado em célula uniforme	Simplicidade	Granularidade grosseira	---
	Baseado em célula não uniforme	Adequado para tráfego não uniforme	Tamanho da informação média	---
	Baseado em usuário	Informação mais precisa	Tamanho da informação grande	---
Link Considerado	<i>Uplink</i>	---	---	Transmissão de potência é muito limitada
	<i>Downlink</i>	---	---	Informações de <i>feedback</i> da MS para a BS pode ser necessária
Degradação de Largura de Banda	Com Degradação	Podem atuar em conjunto com o escalonador	Mais Complexo, Reativo	---
	Sem Degradação	Mais simples, Proativo	Não atua sobre as conexões já admitidas	---

Uma lista com os principais critérios para a classificação dos mecanismos de CAC é apresentada na Tabela 3.2.

No processo de admissão das conexões, um dos pontos mais importantes é definir os procedimentos que devem ser adotados caso os recursos atuais da rede não sejam suficientes para atender aos requisitos de QoS de uma nova conexão. Com base nestes procedimentos e nos critérios apresentados na Tabela 3.2, nesta dissertação optou-se por classificar os mecanismos de CAC em duas grandes categorias: os com degradação e os sem degradação. A primeira delas refere-se ao grupo de mecanismos de CAC nos quais os algoritmos precisam atuar sobre a largura de banda alocada para as conexões de dados, mesmo depois de já as terem admitido. A segunda refere-se ao grupo de políticas de CAC que são proativas. Nesse grupo, os algoritmos de CAC processam os dados e realizam todos os cálculos antes da tomada de decisão. Uma vez admitida pela rede, o algoritmo não mais atua sobre a conexão. A Figura 3.12 ilustra o diagrama de categorias de CAC.

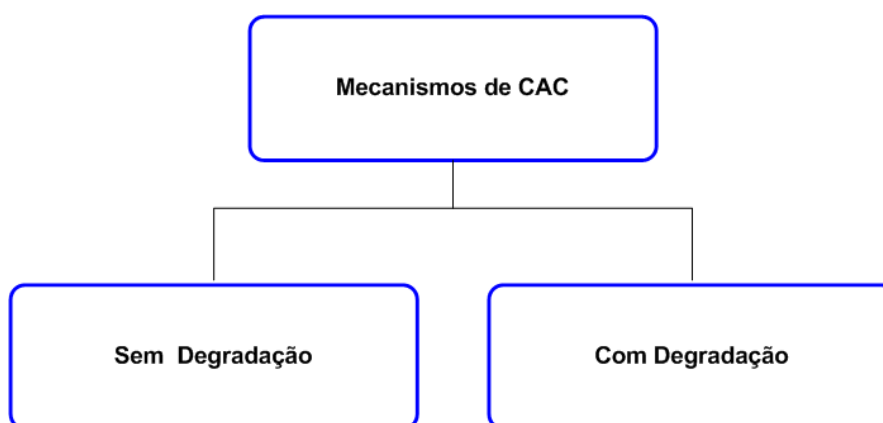


Figura 3.12: Categorias de CAC

### 3.3.2.1. Mecanismos de CAC com Degradação

Os mecanismos de CAC desta categoria, utilizam técnicas que permitem degradar os recursos já alocados para as conexões atuais de modo a permitir que os requisitos de QoS de uma nova conexão sejam atendidos e esta então possa ser admitida. Alguns dos trabalhos existentes na literatura sobre esta categoria de mecanismos de CAC são descritos a seguir.

Em [43] é apresentado um esquema de CAC para o padrão IEEE 802.16 considerando a mobilidade das estações. Neste é dada prioridade às conexões em

*handoff*, permitindo que estas sejam aceitas através da degradação da largura de banda das conexões já admitidas até o limite do requisito de taxa mínima de cada conexão.

Em [44] também é proposto um esquema de CAC que atribui alta prioridade para as conexões em *handoff* em relação às novas conexões, utilizando um esquema de reserva do canal e degradação. Esta degradação obedece à seguinte ordem de prioridades: *handoff* UGS > *handoff* rtPS e *handoff* ertPS > nova conexão UGS > nova conexão rtPS e nova conexão ertPS > *handoff* nrtPS > nova conexão nrtPS > *handoff* BE > nova conexão BE. Neste esquema, a reserva do canal resulta em desperdício de largura de banda.

Um esquema de CAC baseado em degradação adaptativa de largura de banda para obter o mínimo requerido pelas conexões *handoff* e novas conexões é proposto em [45]. As degradações são realizadas nas conexões nrtPS e rtPS de modo que a largura de banda degradada é reservada para as conexões *handoff* no momento da admissão. Para novas conexões UGS somente as conexões nrtPS são degradadas. Nenhuma degradação é realizada para novas conexões rtPS e nrtPS. As conexões ertPS são tratadas como se fossem rtPS e as BE não são consideradas.

Em [46] os autores propõem um esquema de CAC dinâmico para o padrão IEEE 802.16d. Este esquema utiliza políticas de reserva de largura de banda e degradação. A política de reserva de largura de banda é utilizada para priorizar as conexões UGS. A política de degradação de banda é utilizada para as conexões rtPS e nrtPS limitadas à MSTR e MRTR de acordo com a carga na rede. Se a carga na rede estiver baixa, é concedida largura de banda a estas conexões até o limite máximo da MSTR. Caso a carga na rede aumente, a largura de banda atribuída a estas conexões é degradada até o limite mínimo da MRTR. Neste trabalho os autores demonstram que o modelo de degradação melhora a utilização da largura de banda do sistema e também reduz a probabilidade de bloqueio de novas conexões.

### **3.3.2.2. Mecanismos de CAC sem Degradação**

Na categoria sem degradação, os mecanismos de CAC são mais simples e conservadores, ou seja, se não houver recursos disponíveis a conexão é simplesmente rejeitada, sem que as atuais sejam afetadas.



Em [47] é apresentado um mecanismo de CAC, baseado em taxa mínima que segmenta a largura de banda para cada classe de serviço e para as conexões em *handoff*. Em cada segmento são “acomodadas” as conexões admitidas reservando-se a taxa mínima se elas pertencerem às classes rtPS, nrtPS ou BE. Como os limiares definidos para segmentar a largura de banda são fixos, o algoritmo proposto pode desperdiçar largura de banda.

Em [48] os autores propõem um esquema de CAC que diferencia as conexões por sua classe de serviço. Este possui três módulos: Classificador de tráfego, Expedidor e o Decisor CAC. O módulo Decisor se baseia na taxa máxima para as conexões UGS e ertPS, taxa média para as rtPS, taxa mínima para nrtPS e a taxa média dividida por dois para as conexões BE. Uma conexão será aceita se  $a [(largura\ de\ banda\ total\ da\ rede) - (largura\ de\ banda\ alocada\ para\ as\ conexões\ atuais) - (largura\ de\ banda\ solicitada)] > 0$ .

Em [49] apresenta-se um esquema de CAC focado em serviços de tempo real VBR. Neste esquema intitulado *Dynamic Bandwidth Reserving Admission Control* (DBRAC) é reservada uma quantidade de largura de banda para prover a admissão de conexões em *handoff* e as novas conexões. Esta banda reservada é ajustada de maneira flexível para atender a necessidade de banda destas conexões. Este esquema visa a atender os requisitos de QoS de todos os serviços enquanto otimiza a utilização da largura de banda de todo o sistema. Para atender ao serviço rtPS, o esquema reserva uma quantidade de largura de banda para cada um dos tráfegos igual a soma de MinTR com um valor dentro da faixa  $[0, MaxTR - MinTR]$ , onde MaxTR e MinTR são, respectivamente, os requisitos de taxa máxima e taxa mínima de cada conexão. A soma dos recursos extra (além de MinTR) reservados para as conexões rtPS é denominada  $R_{rt\_vbr}$ . Para conexões em *handoff* o mecanismo reserva uma quantidade de largura de banda  $R_{hf}$  calculada por uma cadeia de Markov unidimensional, na qual a variável de estado representa o número de conexões em *handoff*. O esquema utiliza ainda uma terceira variável, R, que representa o valor máximo entre  $R_{rt\_vbr}$  e  $R_{hf}$ , ou seja,  $R = \max(R_{rt\_vbr}, R_{hf})$ . O esquema DBRAC faz a decisão de admissão da seguinte forma: se a largura de banda disponível (capacidade da célula menos a soma dos requisitos de taxa mínima das conexões já admitidas) é maior do que a taxa mínima requisitada pela conexão somada a R, então, a conexão é aceita, caso contrário, ela é rejeitada. Conexões em *handoff* são rejeitadas apenas quando a taxa mínima requisitada não pode ser atendida.

Em [50] os autores criaram um mecanismo de CAC que considera as condições do canal causadas pela mobilidade em alta velocidade. O esquema estima a capacidade do canal quando a MS atinge a velocidade máxima e utiliza estas informações na tomada de decisão. Neste mecanismo não são consideradas reservas de banda.

Em [51] é proposto um esquema de CAC com reservas de largura de banda. Neste esquema é utilizado um *buffer* de tamanho finito para cada classe de serviço. Os *buffers* são acessados pelo módulo de CAC que determina se o novo fluxo pode ou não ser estabelecido. Com a utilização dos *buffers*, o processo de admissão das conexões pode ser modelado como uma fila M/M/1/K, objetivando-se a justiça na admissão de cada classe de serviço e a minimização da probabilidade máxima de bloqueio de todas as classes. As reservas de largura de banda alocadas para cada classe de serviço são calculadas com base na probabilidade de bloqueio de cada classe.

Em [52] é proposto um esquema de CAC que provê garantias de largura de banda e atraso às conexões admitidas. Este atribui alta prioridade às conexões em *handoff* e às pertencentes à classe UGS, e utiliza o conceito de *token bucket* para prover as garantias de atraso aos fluxos rtPS e de largura de banda a todas as classes.

### **3.4. Considerações Finais**

Neste capítulo foi apresentada a arquitetura para a provisão de QoS em redes IEEE 802.16 destacando-se as classes de serviço e os seus principais parâmetros de QoS. Em seguida, na Seção 3.3 foram apresentados os mecanismos para provisão de QoS destacando-se os de escalonamento e os de controle de admissão de conexões. Foram detalhadas as principais disciplinas de escalonamento e os tipos de escalonadores: homogêneos, híbridos e oportunistas, além de trabalhos relacionados a cada tipo de escalonador. Foram também apresentados os principais critérios adotados para a classificação dos mecanismos de CAC com as suas vantagens e desvantagens. Por fim, foram apresentadas as categorias de mecanismos de CAC com degradação e sem degradação, bem como alguns trabalhos relacionados a cada uma destas categorias.

## Capítulo 4

# Proposta de Um Mecanismo de CAC Para Redes IEEE 802.16e Baseado em Reservas de Largura de Banda com Ajuste Dinâmico de Limiares

### 4.1. Introdução

O padrão IEEE 802.16e [53] para acesso sem fio em banda larga, também conhecido como *mobile* WiMAX é uma importante solução para prover serviços multimídia sem fio com mobilidade, incluindo garantias de qualidade de serviço para aplicações de tempo real e para as que demandam altas taxas de transmissão. Nas redes 802.16e os recursos do sistema são controlados pela BS, que pode efetivamente garantir QoS para as aplicações, aplicando:

- Um esquema de CAC que determina se uma conexão pode ou não ser estabelecida de acordo com os recursos disponíveis na rede [25];
- Políticas de policiamento de tráfego;
- Um esquema de escalonamento de pacotes que define qual classe de serviço deverá ser atendida com maior prioridade, baseado em critérios preestabelecidos.

Tendo em vista a provisão de QoS nas redes IEEE 802.16e, este capítulo visa descrever a proposta de um mecanismo de CAC que pode efetivamente garantir QoS, em termos de largura de banda, às aplicações. Este é baseado em reservas de largura de banda com ajuste dinâmico de limiares.

Este capítulo é estruturado da seguinte forma: Na Seção 4.2 é apresentada a descrição do problema e a motivação para esta pesquisa. A Seção 4.3 detalha toda a solução proposta. Na Seção 4.4 são apresentados os trabalhos relacionados à solução proposta e na Seção 4.5 foram feitas as considerações finais deste capítulo.

## 4.2. Descrição do Problema

O padrão IEEE 802.16e não especifica como implementar os mecanismos e políticas para provisão de QoS às aplicações, deixando em aberto para que cada fabricante de equipamentos possa criar os seus e com isso incentivar a competitividade de cada produto. Dessa forma a comunidade científica pode contribuir com a elaboração de propostas para estes mecanismos.

Como foi apresentado no Capítulo 2, o padrão IEEE 802.16e tem suporte ao processo chamado *handoff*. Este ocorre na situação em que uma SS se afasta da BS à qual está conectada e com isso a qualidade da comunicação sofre uma degradação, fazendo com que a BS ou a própria SS transfira a conexão para uma BS vizinha com melhor qualidade de sinal. Geralmente esquemas de CAC irão priorizar um usuário existente em processo de *handoff* a um novo usuário na rede, de modo a prover uma melhor QoE (*Quality of Experience*) percebida pelo usuário já conectado. A QoE basicamente indica a aceitabilidade dos serviços providos pela rede que é percebida subjetivamente pelos usuários. O projeto de um mecanismo de CAC deve levar em consideração a necessidade de largura de banda disponível para atender aos requisitos mínimos de QoS das conexões em *handoff*. Em vista disso, a BS deve reservar uma certa quantidade da largura de banda exclusivamente para as conexões em *handoff* e dedicar o restante para novas conexões. Entretanto, se uma quantidade fixa da largura de banda é reservada para usuários em *handoff* e esta nunca puder ser utilizada por novas conexões, provavelmente haverá um desperdício de recursos da rede. Portanto, um esquema de CAC para redes 802.16e deve levar em consideração a necessidade de largura de banda para usuários em *handoff* com o desafio de não desperdiçar recursos da rede [45] e aceitar o máximo possível de novas conexões. Estas são as principais motivações para a elaboração da proposta apresentada nesta dissertação.

### 4.3. Solução Proposta

Em virtude da inexistência de uma política para a implementação do mecanismo de CAC no padrão 802.16e, neste trabalho é proposto um mecanismo de CAC que realiza a reserva dinâmica de largura de banda para as conexões pertencentes às diferentes classes de serviço e as conexões em *handoff*. O objetivo do mecanismo de CAC proposto é minimizar o desperdício de recursos da rede, aumentar sua eficiência, prover justiça na admissão das conexões e garantir QoS em termos de largura de banda, às aplicações.

O mecanismo proposto baseia-se em um algoritmo que realiza reservas de largura de banda que se destinam a atender as conexões em *handoff*, as de tráfego de tempo real, as de não tempo real e as de *Best Effort*. A Figura 4.1 ilustra o esquema de reserva de largura de banda proposto.

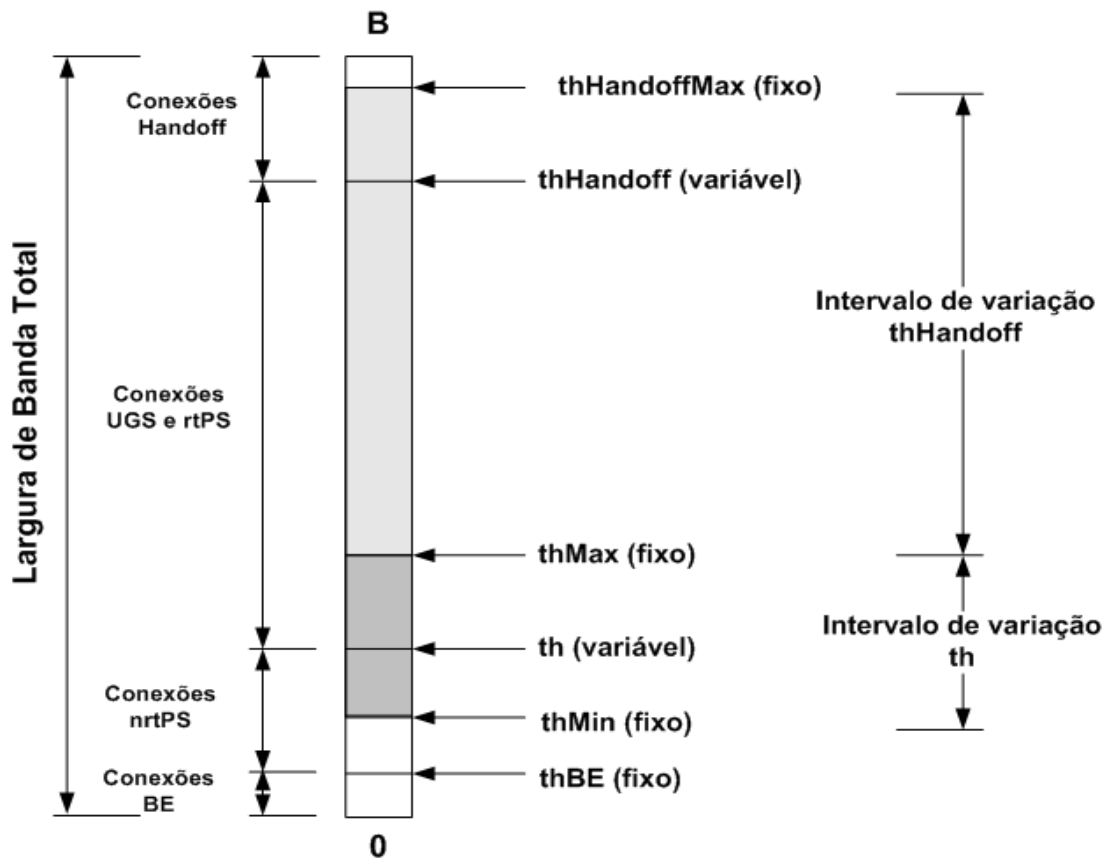


Figura 4.1: Esquema de reserva de largura de banda proposto

Seja  $B$  o total de largura de banda que a BS pode alocar para as conexões, “ $thHandoff$ ” (*threshold handoff*) o limite entre as reservas das conexões *handoff* e as de tempo real (UGS e rtPS), “ $th$ ” (*threshold*) o limite entre as reservas das conexões de

tempo real e as de não tempo real (nrtPS) e “*thBE*” o limite entre as reservas das conexões de não tempo real e as de *Best Effort* (BE). Seja ainda  $b_{ho}$ ,  $b_{ugs}$ ,  $b_{rtps}$  e  $b_{nrtps}$  a parcela da largura de banda  $B$  já alocada para as conexões *handoff*, UGS, rtPS e nrtPS existentes, respectivamente, e  $b_{req}$  a quantidade de largura de banda que uma nova conexão requer antes de ser admitida.

O limiar *thHandoff* varia no intervalo [ $thMax$ ,  $thHandoffMax$ ] e seu valor inicial é  $[(thHandoffMax - thMax) * 0,8]$ . O limiar *th* varia entre [ $thMin$ ,  $thMax$ ] e seu valor inicial é  $[(thMax - thMin)/2]$ .

$B$  é dividida em segmentos para prover a reserva de largura de banda para os diferentes tipos de tráfego, sendo que a largura de banda reservada para as conexões em *handoff* corresponde a  $(B - thHandoff)$ , a reserva para as conexões de tempo real é  $(thHandoff - th)$ , para as de não tempo real é  $(th - thBE)$  e finalmente para as conexões BE é  $thBE$ . A admissão de uma conexão pela BS obedece a seguinte ordem de prioridades: *conexão handoff* > *conexão UGS* > *conexão rtPS* > *conexão nrtPS*. Todas as conexões BE são admitidas, porém é reservada apenas uma parcela da largura de banda para estas ( $thBE$ ), para que se evite a “inanição” do tráfego BE no momento do escalonamento.

Uma conexão *handoff* será admitida se:

$$(b_{req} + b_{ho}) \leq (B - thHandoff) \quad (4.1)$$

Esta condição faz com que uma conexão *handoff* somente seja admitida se a largura de banda solicitada por esta conexão, somada à largura de banda já alocada para as outras conexões em *handoff* for menor ou igual à reserva feita pelo mecanismo para as conexões *handoff*. Se ocorrer a admissão,  $b_{req}$  será somada à  $b_{ho}$ , isto é:

$$b_{ho} = b_{ho} + b_{req}; \quad (4.2)$$

Após a atualização de  $b_{ho}$ , se a seguinte condição for satisfeita:

$$((b_{req} + b_{ho}) \geq (B - thHandoff)/2 \text{ e } (b_{ugs} + b_{rtps}) < (thHandoff - th - b_{req})) \quad (4.3)$$

o *thHandoff* será reduzido de  $b_{req}$  (limitado ao valor de  $thMax$ ), isto é:

$$thHandoff = thHandoff - b_{req}; \quad (4.4)$$

O objetivo desta condição é de ampliar o tamanho da reserva para as conexões em *handoff* se a largura de banda ocupada pelas conexões em *handoff* já admitidas se

aproximar do limite definido para a variação (primeiro termo da condição (4.3)), respeitando-se as reservas das conexões UGS e rtPS (segundo termo da condição (4.3)). Deve-se notar que o limiar *thHandoff* somente sofrerá alteração se a ocupação da largura de banda pelas conexões em *handoff* chegar ao valor do limite definido para a variação  $[(B-thHandoff)/2]$ . Isso faz com que a reserva das conexões de tempo real não seja afetada antes da ocupação de metade da reserva para as conexões *handoff*, dando mais oportunidades de admissão para aquelas conexões.

Uma conexão UGS ou rtPS será admitida se:

$$(b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \leq (thHandoff - th) \quad (4.5)$$

Esta condição faz com que uma conexão UGS ou rtPS somente seja admitida se a largura de banda solicitada por esta conexão, somada à largura de banda já alocada para as outras conexões UGS e rtPS for menor ou igual à reserva feita pelo mecanismo para as conexões de tempo real. Se ocorrer a admissão,  $b_{req}$  será somada à  $b_{ugs}$  ou  $b_{rtps}$ , isto é:

$$\begin{aligned} b_{ugs} &= b_{ugs} + b_{req}; & (se\ for\ conexão\ UGS) \\ b_{rtps} &= b_{rtps} + b_{req}; & (se\ for\ conexão\ rtPS) \end{aligned} \quad (4.6)$$

Após a atualização de  $b_{ugs}$  ou  $b_{rtps}$ , se a seguinte condição for satisfeita:

$$((b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \geq (thHandoff-th) \text{ e } (b_{ho} \leq B - thHandoff - b_{req})) \quad (4.7)$$

o *thHandoff* será incrementado de  $b_{req}$  (limitado ao *thHandoffMax*), isto é:

$$thHandoff = thHandoff + b_{req}; \quad (4.8)$$

e se a seguinte condição for satisfeita:

$$((b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \geq (thHandoff-th) \text{ e } (b_{nrtps} < (th - thBE - b_{req}))) \quad (4.9)$$

o *th* será reduzido de  $b_{req}$ , (limitado ao valor de *thMin*), isto é:

$$th = th - b_{req}; \quad (4.10)$$

O objetivo destas condições é de ampliar o tamanho da reserva para as conexões de tempo real, se a largura de banda ocupada pelas conexões de tempo real já admitidas se aproximar do limite da reserva, respeitando-se as reservas das conexões *handoff*, conexões nrtPS e o limite de variação de *thHandoff* e *th*.

Uma conexão nrtPS será admitida se:

$$((b_{req} + b_{nrtps}) \leq (th - thBE)) \quad (4.11)$$

Esta condição faz com que uma conexão nrtPS somente seja admitida se a largura de banda solicitada por esta conexão, somada à largura de banda já alocada para as outras conexões nrtPS for menor ou igual à reserva feita pelo mecanismo para as conexões nrtPS. Caso esta condição seja satisfeita, a conexão será admitida e a  $b_{req}$  será somada à  $b_{nrtps}$ , isto é:

$$b_{nrtps} = b_{nrtps} + b_{req}; \quad (4.12)$$

Após a atualização de  $b_{nrtps}$ , se a seguinte condição for satisfeita:

$$((b_{req} + b_{nrtps}) \geq (th - thBE) \text{ e } (b_{ugs} + b_{nrtps}) < (thHandoff - (th + n * b_{req}))) \quad (4.13)$$

o  $th$  será incrementado de  $b_{req}$  (limitado ao  $thMax$ ), isto é :

$$th = th + b_{req}; \quad (4.14)$$

Esta condição visa ampliar o tamanho da reserva de largura de banda para as conexões nrtPS se a largura de banda ocupada pelas conexões nrtPS já admitidas se aproximar do limite da reserva, respeitando-se as reservas das conexões de tempo real e o limite de variação de  $th$ . Observa-se que no segundo termo da condição (4.13) a  $b_{req}$  é multiplicada por um fator “ $n$ ”, que é definido pelo administrador da rede. O uso deste fator permite que a variação do limiar  $th$  somente ocorra se houver uma sobra da reserva das conexões de tempo real igual “ $n$ ” vezes a banda solicitada pela nova conexão nrtPS. Isto evita que a admissão de uma conexão nrtPS com a consequente variação do  $th$  e a redução da largura de banda disponível para as conexões de tempo real, bloqueie a admissão de uma nova conexão de tempo real.

Finalmente, todas as conexões BE são admitidas, porém é reservada apenas uma parcela da largura de banda ( $thBE$ ), para ser utilizada por estas, para que se evite a “inanição” do tráfego BE no momento do escalonamento.

Neste mecanismo, as conexões de tempo real serão beneficiadas devido ao fato que a ocorrência de conexões em *handoff* é bem menor que a ocorrência de novas conexões e com isso a largura de banda previamente reservada para conexões em *handoff* poderá ser utilizada pelas conexões de tempo real, respeitando-se a reserva mínima para conexões em *handoff*.



```

1: Início
2:  $B \leftarrow$  total de largura de banda que a BS pode alocar para as conexões;
3:  $thHandoffMax \leftarrow 0,9*B$ ; //Valor definido pelo administrador da rede;
4:  $thHandoff \leftarrow (thHandoffMax - thMax) * 0,8$ ;
5:  $thMax \leftarrow 0,4*B$ ; // Valor definido pelo administrador da rede;
6:  $thMin \leftarrow 0,1*B$ ; // Valor definido pelo administrador da rede;
7:  $th \leftarrow (thMax - thMin)/2$ ;
8:  $thBE \leftarrow 0,02*B$ ; // Valor definido pelo administrador da rede;
9:  $n \leftarrow$  fator definido pelo administrador da rede para a condição de incremento do “th”;
10: para todas conexões pendentes faça:
11: se (conexão= handoff) então
12:   se  $((b_{req} + b_{ho}) \leq (B - thHandoff))$  então
13:      $b_{ho} \leftarrow b_{ho} + b_{req}$ ;
14:     aceita Handoff;
15:     se  $((b_{req} + b_{ho}) \geq (B-thHandoff)/2$  e  $(b_{ugs} + b_{rtps}) < (thHandoff - th - b_{req}))$  então
16:        $thHandoff \leftarrow \text{getmax}(thMax, (thHandoff - b_{req}))$ ;
17:     fim se
18:   senão
19:     rejeita Handoff;
20:   fim se
21: fim se
22: se (conexão= UGS) ou (conexão= rtPS) então
23:   se  $((b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \leq (thHandoff - th))$  então
24:     se (conexão= UGS) então
25:        $b_{ugs} \leftarrow b_{ugs} + b_{req}$ ;
26:       aceita Conexão UGS;
27:     fim se
28:     se (conexão= rtPS) então
29:        $b_{rtps} \leftarrow b_{rtps} + b_{req}$ ;
30:       aceita Conexão rtPS;
31:     fim se
32:     se  $((b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \geq (thHandoff-th)$  e  $(b_{ho} \leq B - thHandoff - b_{req}))$  então
33:        $thHandoff \leftarrow \text{getmin}(thHandoffMax, (thHandoff + b_{req}))$ ;
34:     fim se
35:     se  $((b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \geq (thHandoff-th)$  e  $(b_{nrtps} < (th - thBE - b_{req})))$  então
36:        $th \leftarrow \text{getmax}(thMin, (th - b_{req}))$ ;
37:     fim se
38:   senão
39:     rejeita Conexão UGS ou rtPS;
40:   fim se
41: fim se
42: se (conexão= nrtPS) então
43:   se  $((b_{req} + b_{nrtps}) \leq (th-thBE))$  então
44:      $b_{nrtps} \leftarrow b_{nrtps} + b_{req}$ ;
45:     aceita Conexão nrtPS;
46:     se  $((b_{req} + b_{nrtps}) \geq (th - thBE)$  e  $(b_{ugs} + b_{rtps}) < (thHandoff - (th+n*b_{req})))$  então
47:        $th \leftarrow \text{getmin}(thMax, (th + b_{req}))$ ;
48:     fim se
49:   senão
50:     rejeita Conexão nrtPS;
51:   fim se
52: fim se
53: se (conexão= BE) então
54:   aceita Conexão BE;
55: fim se
56: fim para
57: fim

```

Figura 4.2: Algoritmo de CAC proposto

Este mecanismo garante que todas as conexões admitidas terão no mínimo a largura de banda solicitada na fase de admissão da conexão. A Figura 4.2 ilustra o algoritmo de CAC proposto.

Os valores dos limiares fixos ( $thHandoffMax$ ,  $thMax$ ,  $thMin$ ,  $thBE$ ) e do fator “ $n$ ” são atribuídos pelo administrador da rede de acordo com o perfil de tráfego dos usuários desta.

#### 4.4. Trabalhos Relacionados

Existem vários trabalhos que abordam mecanismos de CAC para redes do padrão IEEE 802.16 na literatura, no entanto, nesta seção são analisados os trabalhos relacionados diretamente ao mecanismo proposto nesta dissertação.

Em [54] os autores apresentam um esquema de CAC baseado em reservas de largura de banda com limiares fixos. Estes segmentam a largura de banda em reservas destinadas às conexões pertencentes às diferentes classes de serviços. O algoritmo proposto nesta dissertação também utiliza reservas de largura de banda com limiares, porém seus valores não são fixos. Estes são ajustados dinamicamente com base nas admissões das conexões.

Em [55] os autores elaboraram um esquema de CAC com reserva dinâmica de largura de banda para conexões *handoff*. Esta reserva varia de acordo com a admissão de novas conexões em *handoff* e término de *handoffs* já admitidos. No algoritmo proposto nesta dissertação, a variação dos limiares das reservas são ocasionadas por admissões de *handoffs* e também de novas conexões.

Em [17] é apresentado um algoritmo de CAC adaptativo para o padrão 802.16e, intitulado *Adaptive Admission Control Algorithm (AAC)*, que ajusta dinamicamente a quantidade de largura de banda reservada para os *handoffs* de acordo com a distribuição das chegadas de novas conexões e de conexões em *handoff*. Quando uma conexão *handoff* é admitida, a reserva é ampliada e quando uma nova conexão (não *handoff*) é admitida, a reserva é reduzida. Seja  $B$  o total de largura de banda disponível para alocação pela BS,  $b_n$  a largura banda alocada para conexões (não *handoff*) existentes e  $b_h$  a largura de banda alocada para conexões *handoff* existentes. O algoritmo considera um limiar adaptativo  $th_{ad}$ , que limita a reserva das conexões *handoff* e a reserva das novas conexões e dois limiares fixos  $th_{min}$  e  $th_{max}$ , que definem o intervalo de variação de

$th_{ad}$ . O valor inicial de  $th_{ad}$  é  $[(th_{min} + th_{max}) / 2]$ . Este valor é ajustado dinamicamente no intervalo  $[th_{min}, th_{max}]$  de acordo com o comportamento de chegadas de novas conexões e de conexões *handoff*. Uma conexão *handoff* será admitida na rede se a seguinte condição for satisfeita:

$$handoff\ admitido = (b_{i,ho} + b_n + b_h) \leq B \quad (4.15)$$

Onde  $b_{i,ho}$  é a quantidade de largura de banda requisitada pela conexão *handoff* “*i*”. Quando esta condição é satisfeita o limiar adaptativo  $th_{ad}$  é decrementado da quantidade de largura de banda requisitada pela conexão *handoff*, isto é:

$$th_{ad} = th_{ad} - b_{i,ho} \quad (4.16)$$

Uma nova conexão será admitida se a seguinte condição for satisfeita:

$$nova\ conexão\ admitida = ((b_{i,new} + b_n) \leq th_{ad})\ e\ ((b_{i,new} + b_n + b_h) \leq th_{max}) \quad (4.17)$$

Onde  $b_{i,new}$  é a quantidade de largura de banda requisitada pela nova conexão “*i*”. O último termo da condição (4.17), objetiva garantir a reserva mínima de largura de banda para conexões *handoff*, isto é,  $B - th_{max}$ . Quando a condição (4.17) for satisfeita, o  $th_{ad}$  será incrementado com quantidade de largura de banda requisitada pela nova conexão, isto é:

$$th_{ad} = th_{ad} + b_{i,new} \quad (4.18)$$

A Figura 4.3 descreve o pseudocódigo do algoritmo AACA. No algoritmo proposto nesta dissertação, além da reserva para as conexões em *handoff*, existem também as reservas para as novas conexões de tráfego de tempo real, não tempo real e BE. Estas reservas possibilitam a diferenciação no tratamento dos diferentes tipos de tráfego, em termos da quantidade de largura de banda que é destinada para cada um. Além disso, estas reservas somente sofrerão alterações em seus limiares, se a sua ocupação chegar a um valor limite preestabelecido. Com isso, mais conexões podem ser admitidas na rede.

```

 $th_{ad} \leftarrow (th_{max} + th_{min}) / 2$ 
At time epoch  $t$ 
forall( pending connections  $c$  and service flow  $i$  of  $c$  ) is
  in{ UGS ,ertPS ,rtPS ,nrtPS ,BE } do
    if (type is handover and service class is  $i$ ) then
      if ( $b_i + b_n + b_h \leq B$ ) then
        accept handover
        if ( $b_i + b_n + b_h \leq th_{max}$ ) then
           $th_{ad} \leftarrow \max(th_{min}, (th_{ad} - b_i))$ 
        endif
      else // no more capacity in  $B$ 
        reject handover
    else // it is new connection
      if ( $b_i + b_n \leq th_{ad}$  and  $b_i + b_n + b_h \leq th_{max}$ ) then
        accept new
      else
        reject new
        if ( $b_i + b_n \leq th_{ad}$ ) then
           $th_{ad} \leftarrow \min(th_{max}, (th_{ad} + b_i))$ 
        endif
      endif
    endif
  endforall

```

Figura 4.3: Pseudocódigo do algoritmo AACA [17]

## 4.5. Considerações Finais

Neste capítulo, apresentou-se a proposta de um mecanismo para provisão de QoS no padrão IEEE 802.16e, em termos de largura de banda, para as aplicações, por meio de um algoritmo de controle de admissão de conexões baseado em reservas de largura de banda com ajuste dinâmico de limiares. Foram apresentadas as principais motivações para a solução proposta bem como o seu detalhamento. Por fim, foram apresentados os trabalhos relacionados de maior relevância que serviram de base para a elaboração deste trabalho.

# Capítulo 5

## Avaliação do Esquema de CAC Proposto

### 5.1. Introdução

Neste capítulo o esquema de CAC proposto no Capítulo 4 será avaliado por meio de modelagem e simulação. Este será avaliado de acordo com as classes de serviço UGS, rtPS, nrtPS e BE especificadas pelo padrão, levando-se em conta também as conexões em *handoff*.

A Seção 5.2 descreve o ambiente de simulação e as ferramentas utilizadas, a Seção 5.3 apresenta a análise dos resultados obtidos e a Seção 5.4 traz as considerações finais deste capítulo.

### 5.2. Modelagem e Simulação

#### 5.2.1. Ferramenta de Simulação

A avaliação de desempenho do mecanismo de CAC proposto no Capítulo 4 foi realizada através da ferramenta de simulação de redes *Network Simulator 2* (NS-2) [56]. O NS-2 é um simulador de eventos discretos de código aberto voltado para pesquisas em redes de computadores que é amplamente difundido no meio acadêmico. Este sistema é escrito nas linguagens C++ utilizada para a manipulação dos dados e a *Object-oriented Tool Command Language* (OTCL) utilizada para a geração do script de simulação. O simulador suporta a arquitetura TCP/IP e permite a implementação de módulos para a simulação de protocolos de rede mais específicos. Neste trabalho foi

acrescentado ao NS-2 o módulo WiMAX desenvolvido pelo *National Institute of Standards and Technology* (NIST) e adaptado por [57] e [58]. Este módulo implementa as camadas MAC e física do padrão IEEE 802.16 e provê suporte à inclusão de mecanismos escalonadores e de CAC. Além disso, simula a transmissão de dados no enlace físico através de um esquema de modulação e codificação. Foi necessária a extensão deste módulo, para que fosse contemplado o modelo de CAC proposto.

Para se realizar a simulação, primeiramente cria-se um arquivo texto no qual deve ser implementado todo o ambiente de simulação, utilizando-se a linguagem OTCL. O simulador utiliza este arquivo para a execução da simulação e a geração de um arquivo *trace* com o registro dos eventos ocorridos durante a simulação. A interpretação e manipulação deste arquivo *trace* é uma das etapas mais importantes da simulação, pois é através delas que os resultados podem ser analisados.

Para a manipulação dos registros gerados no arquivo *trace*, foram desenvolvidos alguns scripts na linguagem *Aho, Weinberger and Kernighan* (AWK) com o objetivo de se filtrar as informações relacionadas ao mecanismo de CAC.

### **5.2.2. Ambiente e Parâmetros de Simulação**

Os cenários considerados envolvem uma BS e várias SSs, sendo parte delas localizadas dentro da célula e outras em *handoff*. A cada uma foi atribuído um tipo de tráfego. As tentativas de conexão com a rede são realizadas de forma sucessiva em intervalos regulares [58]. A distância máxima permitida de uma SS até a BS foi de 500 metros o que possibilitou a utilização do esquema de modulação e codificação OFDM-64QAM3/4, que apresenta um alto ganho em vazão [59]. A Figura 5.1 ilustra o ambiente de simulação adotado. Nas simulações foi considerada uma conexão por estação e o modo GPSS (*Grant Per Subscriber Station*) foi utilizado na concessão de largura de banda. A Tabela 5.1 apresenta os principais parâmetros de simulação utilizados. Esses parâmetros foram escolhidos em razão de serem utilizados na maioria dos trabalhos encontrados na literatura.

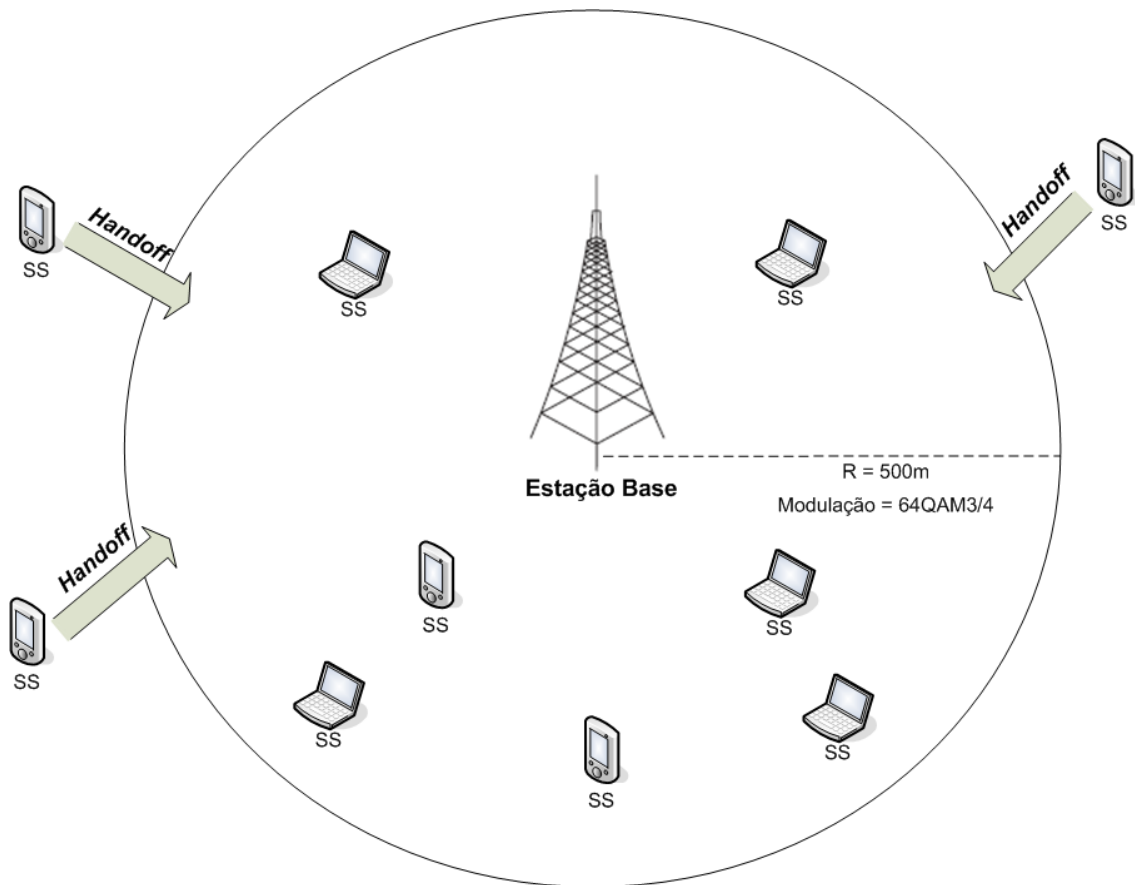


Figura 5.1: Ambiente de simulação

Tabela 5.1: Principais Parâmetros de Simulação

Parâmetro	Valor
Frequência de Operação	3,5 GHz
Largura de Banda do canal	5 MHz
Duplexação	TDD
Antena	Omnidirecional
Modelo de Propagação	Two Ray Ground
Duração do Quadro	25 ms
Cyclic Prefix (CP)	0,25
Modulação Empregada	OFDM 64QAM 3/4
Taxa de Transmissão Uplink	10 Mbps
Tráfego UGS	CBR com Taxa = 96 Kbps [60]
Tráfego rtPS	Streaming de Vídeo MPEG (Tamanho do pacote = [200:1000]; Intervalo=0.01s). Taxa média = 480 Kbps
Tráfego nrtPS	FTP (Taxa mínima = 160 Kbps; Taxa máxima = 800 Kbps)
Tráfego BE	Tráfego HTTP (Taxa média = 64 Kbps)
Conexões em Handoff	Tráfego CBR com taxa = 96 Kbps [60]

### 5.3. Resultados Experimentais

Para se avaliar o desempenho do mecanismo de CAC proposto neste trabalho, procurou-se compará-lo com outro mecanismo descrito na literatura de forma a se confirmar os benefícios propostos pelo mecanismo. Para esta análise, foi utilizado como base comparativa o mecanismo AACA (*Adaptive Admission Control Algorithm*) descrito em [17]. Este mecanismo AACA implementa o ajuste dinâmico da quantidade de largura de banda reservada para os *handoffs* de acordo com a distribuição das chegadas de novas conexões e de conexões em *handoff*. Quando uma conexão *handoff* é admitida, a reserva é ampliada e quando uma nova conexão (não *handoff*) é admitida, a reserva é reduzida. Para a execução do algoritmo é necessário definir-se os valores dos limiares *thMAX* (*threshold* Máximo), *thMin* (*threshold* Mínimo) e *thad* (*threshold* adaptativo).

Nos experimentos em que o algoritmo AACA foi empregado, os limiares considerados foram:

- $thMax = 0,9 * B;$
- $thMin = 0,1 * B;$
- $thad = [(thMin + thMax)/2];$

Onde de B é o total de largura de banda que a BS pode alocar para as conexões.

Já quando o algoritmo proposto foi empregado, os limiares considerados foram:

- $thHandoffMax = 0,9*B;$
- $thHandoff = [(thHandoffMax - thMax)*0,8];$
- $thMax = 0,4*B;$
- $thMin = 0,1*B;$
- $th = [(thMax - thMin)/2];$
- $thBE = 0,02*B.$

O fator “n” considerado na condição de variação do limiar “th” relativa à admissão de uma conexão nrtPS foi:

- $n = 4;$



Foram consideradas as classes de serviço UGS, rtPS, nrtPS e BE. Para as conexões em *handoff* foi considerado o tráfego CBR e a classe UGS. O critério utilizado para a admissão da conexão foi a taxa mínima. O desempenho de cada algoritmo de CAC será comparado em termos da quantidade de conexões admitidas para as diferentes classes de serviço e da taxa de bloqueio de conexões.

Nesta seção, os resultados obtidos por experimentos de simulação são os valores médios gerados a partir de cinco rodadas de simulação de cada cenário, com um intervalo de confiança de 95%.

### 5.3.1. Cenário 01

Levando-se em conta que a ocorrência de conexões em *handoff* é normalmente menor que a de novas conexões [17,61], neste cenário adota-se a proporção de uma tentativa de conexão em *handoff* para cada 8 tentativas de novas conexões, totalizando 80 tentativas de novas conexões pertencentes às classes de serviço UGS, rtPS, nrtPS e BE (sendo 20 para cada) e 10 tentativas de conexões em *handoff*. Todas são distribuídas uniformemente ao longo do tempo de simulação.

O tempo total de simulação é de 50 segundos. Para cada tipo de tráfego, são realizadas duas tentativas de conexão a cada 3 segundos. As tentativas de conexão começam a partir dos 15 segundos de simulação e terminam próximo dos 45 segundos de simulação. As Figuras, 5.2, 5.3 e 5.4 ilustram o número de conexões admitidas ao longo do tempo para as diferentes classes de serviço, de acordo com o mecanismo de CAC empregado.

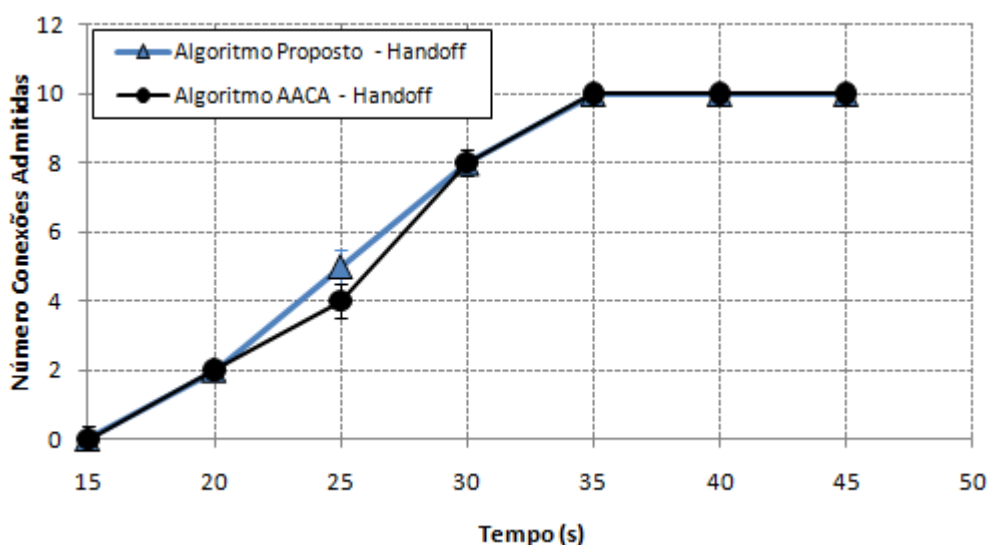


Figura 5.2: Número de conexões em *handoff* admitidas ao longo do tempo.

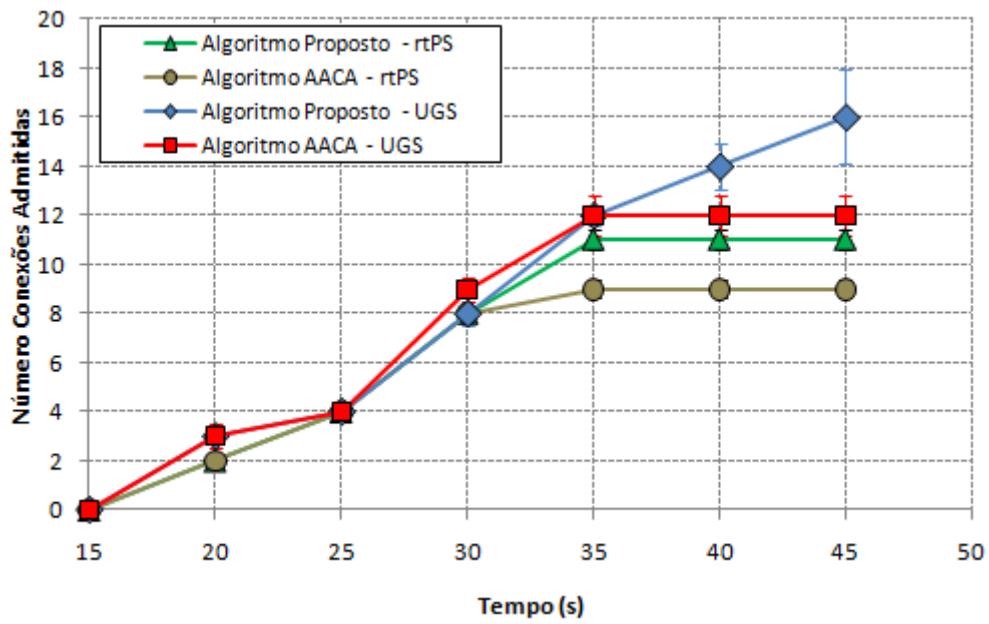


Figura 5.3: Número de conexões de tempo real admitidas ao longo do tempo.

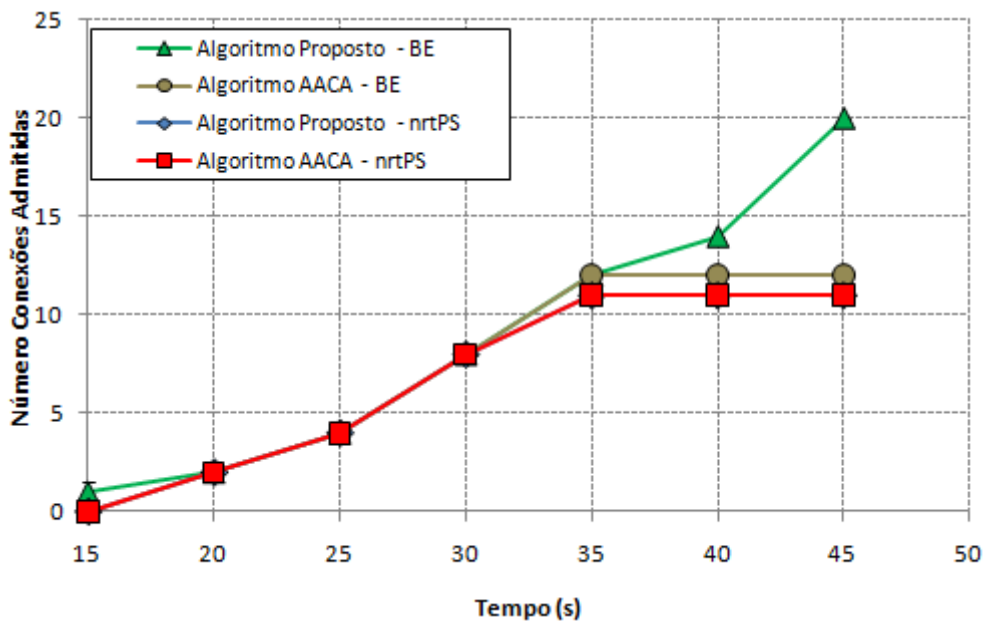


Figura 5.4: Número de conexões de não tempo real admitidas ao longo do tempo.

A Tabela 5.2 detalha a quantidade de conexões admitidas e rejeitadas ao longo do tempo, de acordo com sua classe de serviço e o algoritmo empregado.

Tabela 5.2: Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas (Cenário 01)

Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas																								
Tempo (s)	handoff				UGS				rtPS				nrtPS				BE				Total			
	AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.	
	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej
15	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0
20	2	0	2	0	3	0	3	0	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	11	0	11	0
25	4	0	5	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	20	0	21	0
30	8	0	8	0	9	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	41	0	40	0
35	10	0	10	0	12	1	12	0	9	3	11	1	11	1	11	1	12	0	12	0	54	5	56	2
40	10	0	10	0	12	2	14	1	9	5	11	3	11	3	11	3	12	2	14	0	54	12	60	7
45	10	0	10	0	12	8	16	4	9	11	11	9	11	9	11	9	12	8	20	0	54	36	68	22

Os resultados obtidos indicam que em média o algoritmo AACA permitiu a admissão de 54 conexões sendo 10 *handoffs*, 12 UGS, 9 rtPS, 11 nrtPS e 12 BE, enquanto que o algoritmo proposto admitiu 68 conexões sendo 10 *handoffs*, 16 UGS, 11 rtPS, 11 nrtPS e 20 BE, resultando na admissão de 14 conexões a mais que o algoritmo anterior, ou seja, um aumento de 15,5% da eficiência da rede.

A Figura 5.5 ilustra as taxas de bloqueio [(quantidade de conexões bloqueadas)/(quantidade de tentativas de conexão)] ao longo do tempo para as conexões *handoff* e as de tempo real. As taxas de bloqueio das conexões de não tempo real e BE são ilustradas pela Figura 5.6. Os gráficos destas Figuras indicam que a taxa de bloqueio permanece igual a zero para os dois algoritmos utilizados, quando a carga na rede é pequena (o tempo de simulação é menor que 30 segundos). À medida que as conexões são admitidas, a carga na rede aumenta e os bloqueios começam a ocorrer devido à falta de largura de banda disponível para ser reservada.

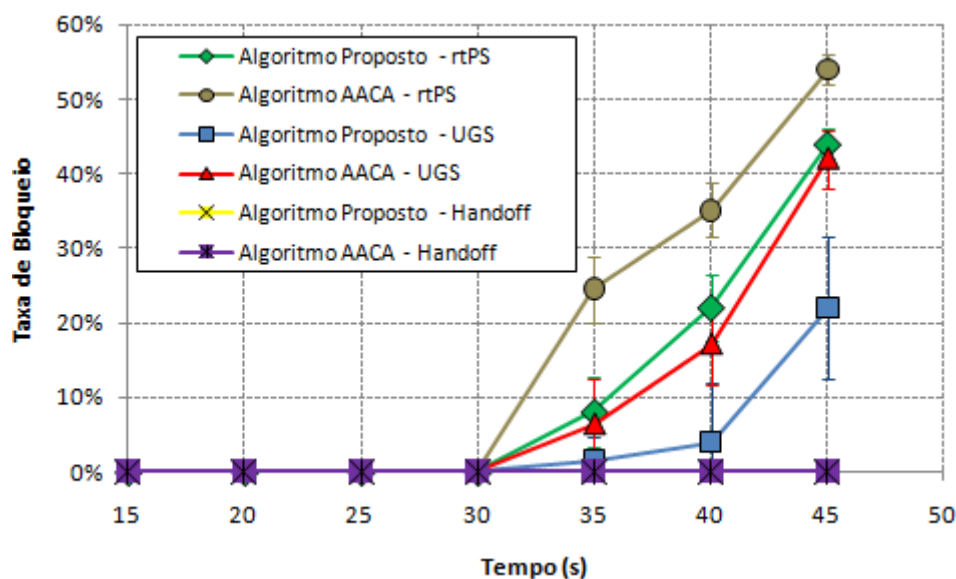


Figura 5.5: Taxa de bloqueio das conexões *handoff* e tempo real.

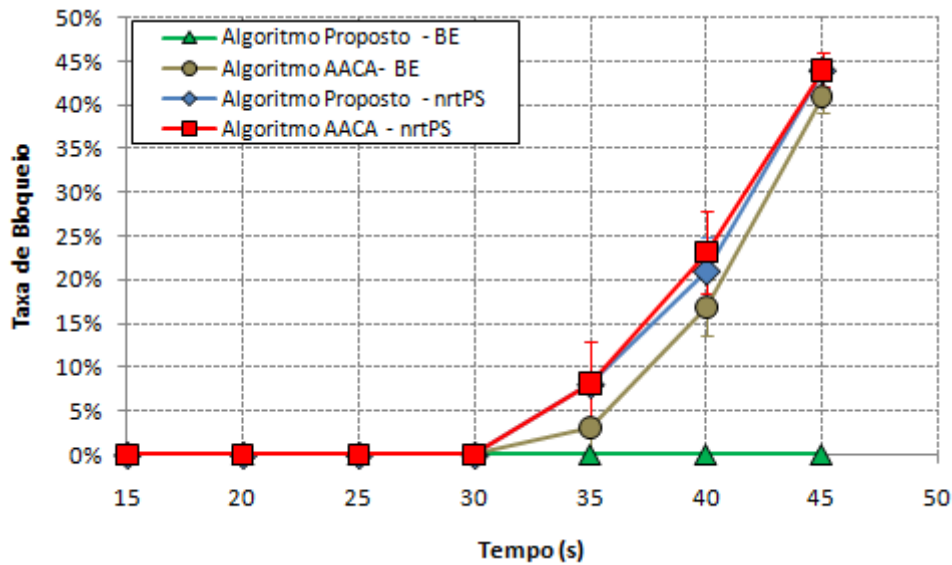


Figura 5.6: Taxa de bloqueio das conexões de não tempo real e BE.

Na Figura 5.5 nota-se que a taxa de bloqueio das conexões em *handoff* permanece igual a zero durante o tempo da simulação para os dois algoritmos utilizados, demonstrando que ambos são eficientes na admissão de conexões em *handoff*. Nota-se também que quando o algoritmo AACA é empregado, a partir de aproximadamente 30 segundos de simulação, as conexões UGS começam a ser bloqueadas e a taxa de bloqueio destas aumenta até que as tentativas de conexão se encerrem. Neste instante, que é próximo dos 45 segundos de simulação, a taxa de bloqueio é de 42%. Já quando o algoritmo proposto é empregado, as conexões UGS começam a ser bloqueadas a partir de aproximadamente 30 segundos de simulação, chegando a 22% de bloqueio quando o tempo de simulação é próximo de 45 segundos.

Um comportamento semelhante é observado para as conexões rtPS na Figura 5.5, onde as taxas de bloqueio no instante em que encerram-se as tentativas de conexão são menores quando o algoritmo proposto é empregado. Já para as conexões nrtPS na Figura 5.6, as taxas de bloqueio foram iguais para ambos algoritmos no instante em que as tentativas de conexão se encerrem.

Ainda na Figura 5.6, nota-se que quando o algoritmo AACA é empregado, a taxa de bloqueio BE chega a 41% quando o tempo de simulação é de aproximadamente 45 segundos. Já quando o algoritmo proposto é empregado, a taxa de bloqueio de conexões BE permanece igual a zero durante o tempo de simulação, pois este algoritmo admite todas as conexões BE mesmo que toda a largura de banda já esteja reservada para as conexões de outros tipos de tráfego.

A Tabela 5.3 detalha as taxas de bloqueio no instante em que se encerram as tentativas de conexão. Nota-se que as taxas de bloqueio de novas conexões, obtidas pelo algoritmo proposto, foram menores ou iguais às obtidas pelo algoritmo AACA, o que resulta em um menor número de conexões bloqueadas e uma maior eficiência da rede.

Tabela 5.3: Taxas de Bloqueio ao Término das Tentativas de Conexão (Cenário 01)

	Taxas de Bloqueio	
	Algoritmo AACA	Algoritmo Proposto
<b>Handoff</b>	0%	0%
<b>UGS</b>	42%	22%
<b>rtPS</b>	54%	44%
<b>nrtPS</b>	44%	44%
<b>BE</b>	41%	0%

Este comportamento se deve ao fato que o algoritmo AACA considera na variação do limiar de reserva de largura de banda as conexões BE com o mesmo peso das demais conexões, ou seja, para cada conexão BE admitida, é reservada uma parcela da banda, o que reduz a largura de banda disponível para os demais tipos de tráfego e com isso o número total de conexões admitidas. Já no algoritmo proposto, todas as conexões BE são admitidas, porém é reservada apenas uma parcela da largura de banda para estas (*thBE*), para que se evite a “inanição” do tráfego BE no momento do escalonamento. Com isso a largura de banda disponível para a admissão dos demais tipos de tráfego é maior e consequentemente o número de conexões admitidas também é maior.

Outra característica do algoritmo proposto é que este segmenta a largura de banda por limiares de variação de acordo com o tipo de tráfego das conexões, podendo-se reservar inicialmente uma parcela maior da largura de banda para as conexões de tráfego de tempo real. Com isso permite-se a admissão de mais conexões deste tipo de tráfego. Se a quantidade de solicitações de novas conexões de tempo real for pouca, caso seja necessário, o algoritmo ajusta dinamicamente os limiares para liberar a largura de banda que estava previamente dedicada para estas conexões e com isso atender as conexões dos demais tipos de tráfego. Já no algoritmo AACA todas as novas conexões têm o mesmo peso na variação do limiar de reserva de banda, resultando na diminuição do total de conexões com tráfego de tempo real uma vez que as de não tempo real também são atendidas enquanto houver largura de banda disponível para reserva.

### 5.3.2. Cenário 02

Neste cenário analisa-se o desempenho do algoritmo proposto quando não existem tentativas de conexões em *handoff*, observando-se o tratamento dado às diferentes classes de serviço.

Adota-se 20 tentativas de conexão para cada classe de serviço: UGS, rtPS, nrtPS e BE, totalizando-se 80 tentativas de conexão. O tempo de simulação é de 50 segundos. Para cada tipo de tráfego, são realizadas duas tentativas de conexão a cada 3 segundos. As tentativas de conexão começam a partir dos 15 segundos de simulação e terminam próximo dos 45 segundos de simulação. As Figuras 5.7, 5.8 ilustram o número de conexões admitidas ao longo do tempo para as diferentes classes de serviço, de acordo com o mecanismo de CAC empregado.

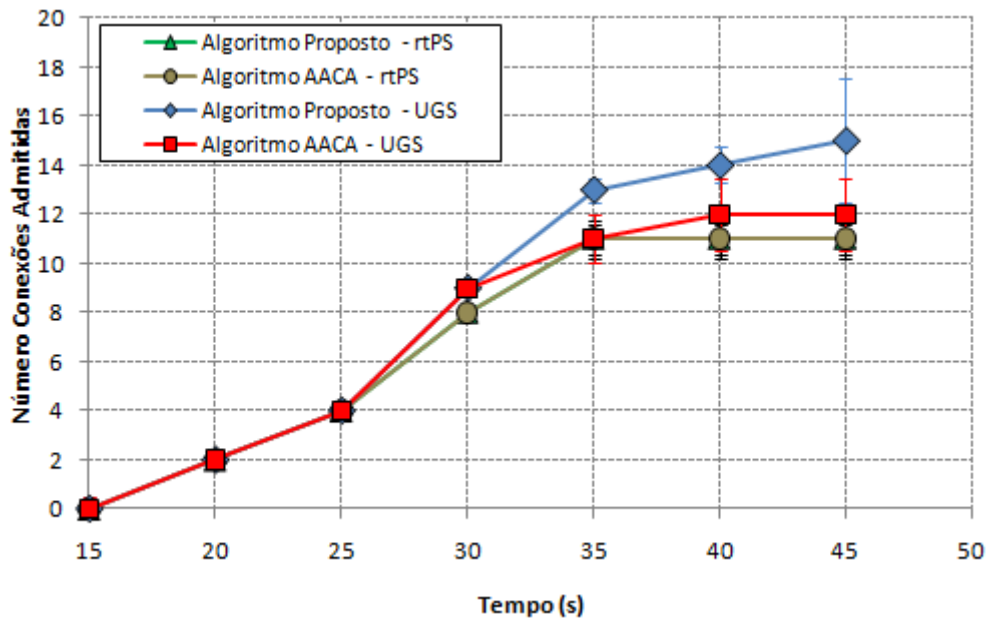


Figura 5.7: Número de conexões de tempo real admitidas ao longo do tempo.

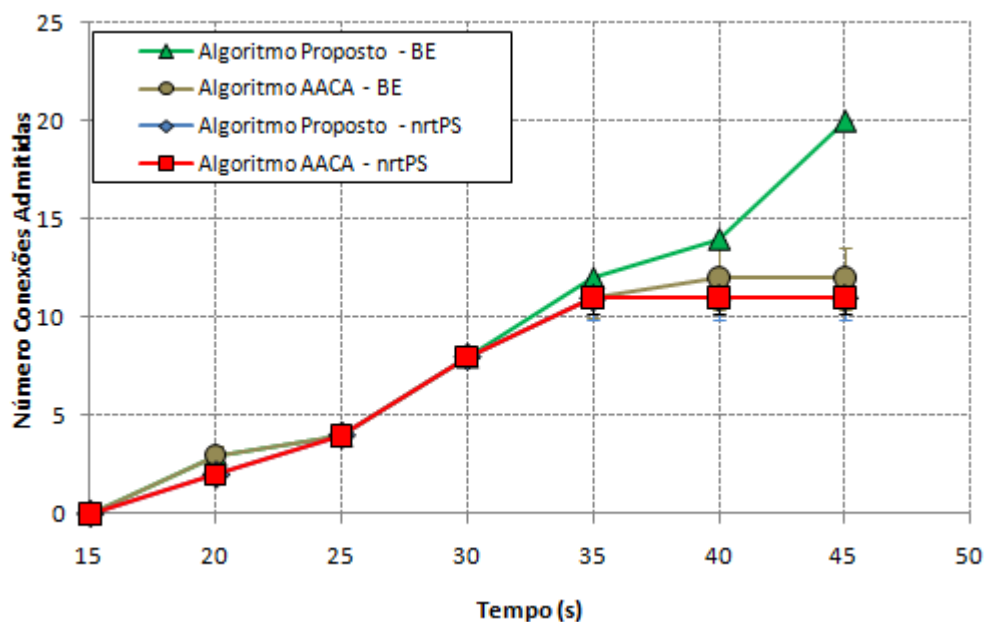


Figura 5.8: Número de conexões de não tempo real admitidas ao longo do tempo.

A Tabela 5.4 detalha a quantidade de conexões admitidas e rejeitadas ao longo do tempo, de acordo com sua classe de serviço e o algoritmo empregado.

Tabela 5.4: Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas (Cenário 02)

Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas																								
Tempo (s)	handoff				UGS				rtPS				nrtPS				BE				Total			
	AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.	
	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej
15	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
20	0	0	0	0	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	3	0	3	0	9	0	9	0
25	0	0	0	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	16	0	16	0
30	0	0	0	0	9	0	9	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	33	0	33	0
35	0	0	0	0	11	1	13	0	11	2	11	1	11	1	11	1	11	1	12	0	44	5	47	2
40	0	0	0	0	12	3	14	0	11	3	11	3	11	3	11	4	12	2	14	0	46	11	50	7
45	0	0	0	0	12	8	15	5	11	9	11	9	11	9	11	9	12	8	20	0	46	34	57	23

Os resultados obtidos indicam que em média o algoritmo AACA permitiu a admissão de 46 conexões sendo 12 UGS, 11 rtPS, 11 nrtPS e 12 BE, enquanto que o algoritmo proposto admitiu 57 conexões sendo 15 UGS, 11 rtPS, 11 nrtPS e 20 BE, resultando na admissão de 11 conexões a mais que o algoritmo anterior, ou seja, um aumento de 13,7% da eficiência da rede.

A Figura 5.9 ilustra as taxas de bloqueio ao longo do tempo para as conexões de tempo real. As taxas de bloqueio das conexões de não tempo real e BE são ilustradas

pela Figura 5.10. Os gráficos destas Figuras indicam que a taxa de bloqueio permanece igual a zero para os dois algoritmos utilizados, quando a carga na rede é pequena (o tempo de simulação é menor que 30 segundos). À medida que as conexões são admitidas, a carga na rede aumenta e os bloqueios começam a ocorrer devido à falta de largura de banda disponível para ser reservada.

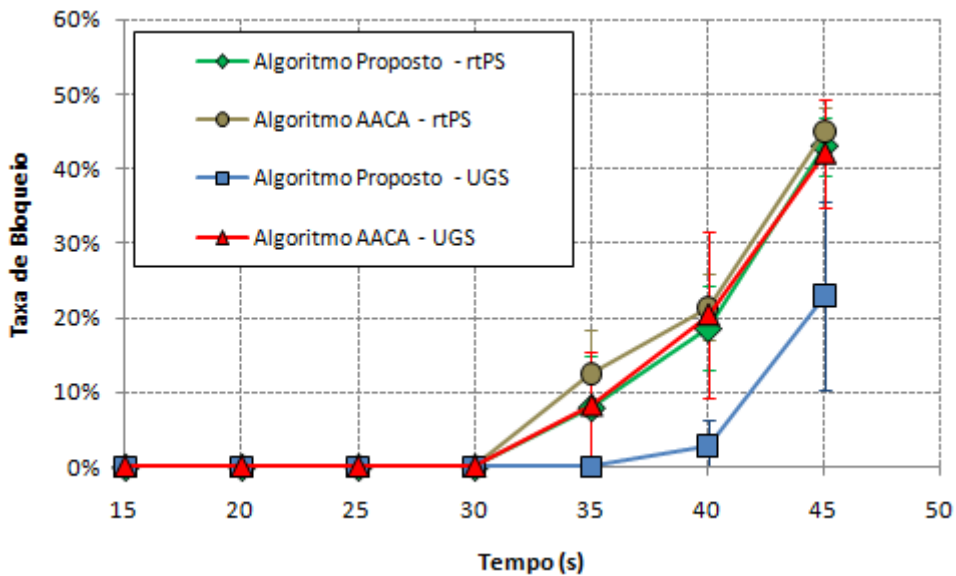


Figura 5.9: Taxa de bloqueio das conexões de tempo real.

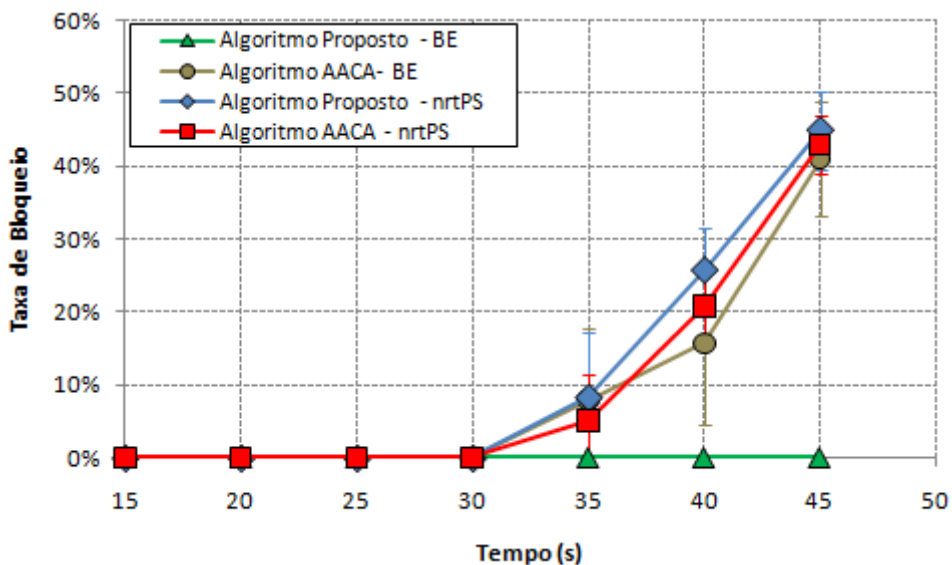


Figura 5.10: Taxa de bloqueio das conexões de não tempo real e BE.

No experimento em que o algoritmo proposto é empregado, como não existem conexões em *handoff*, à medida que as conexões de tempo real tentam entrar na rede, a reserva de banda previamente destinada às conexões em *handoff* começa a ser cedida às



conexões de tempo real, seguindo o mecanismo de ajuste do limiar *thhandoff*. Com isso mais conexões de tempo real podem ser admitidas e uma menor taxa de bloqueio pode ser alcançada. Já quando o algoritmo AACCA é empregado, a não existência das conexões em *handoff* também beneficia as demais conexões, porém a banda que era destinada para as conexões em *handoff* é utilizada por qualquer uma das classes de serviço, uma vez que o algoritmo não prioriza uma classe de serviço em relação à outra.

No instante em que se encerram as tentativas de conexão, as conexões UGS e rtPS apresentam uma taxa de bloqueio menor, quando o algoritmo proposto é empregado. Já as conexões nrtPS apresentam uma taxa de bloqueio maior quando o algoritmo proposto é empregado. Neste caso, como o algoritmo proposto admitiu mais conexões de tempo real, um número menor de conexões de não tempo real pôde ser admitida devido à falta de largura de banda para estas conexões. Este comportamento é esperado, pois o algoritmo proposto prioriza as conexões de tempo real, enquanto o AACCA trata todas da mesma maneira. As conexões BE não são bloqueadas quando o algoritmo proposto é empregado.

A Tabela 5.5 detalha as taxas de bloqueio no instante em que se encerram as tentativas de conexão.

Tabela 5.5: Taxas de Bloqueio ao Término das Tentativas de Conexão (Cenário 02)

	Taxas de Bloqueio	
	Algoritmo AACCA	Algoritmo Proposto
<b>Handoff</b>	0%	0%
<b>UGS</b>	42%	23%
<b>rtPS</b>	45%	43%
<b>nrtPS</b>	43%	45%
<b>BE</b>	41%	0%

### 5.3.3. Cenário 03

Neste cenário analisa-se o desempenho do algoritmo proposto quando não existem tentativas de conexões BE.

Adota-se 10 tentativas de conexão em *handoff* e 20 tentativas de conexão para cada classe de serviço: UGS, rtPS, nrtPS, totalizando-se 70 tentativas de conexão. O tempo de simulação que é de 50 segundos. Para cada tipo de tráfego, são realizadas duas tentativas de conexão a cada 3 segundos. As tentativas de conexão começam a partir dos

15 segundos de simulação e terminam próximo dos 45 segundos de simulação. As Figuras, 5.11, 5.12 e 5.13 ilustram o número de conexões admitidas ao longo do tempo para as diferentes classes de serviço, de acordo com o mecanismo de CAC empregado.

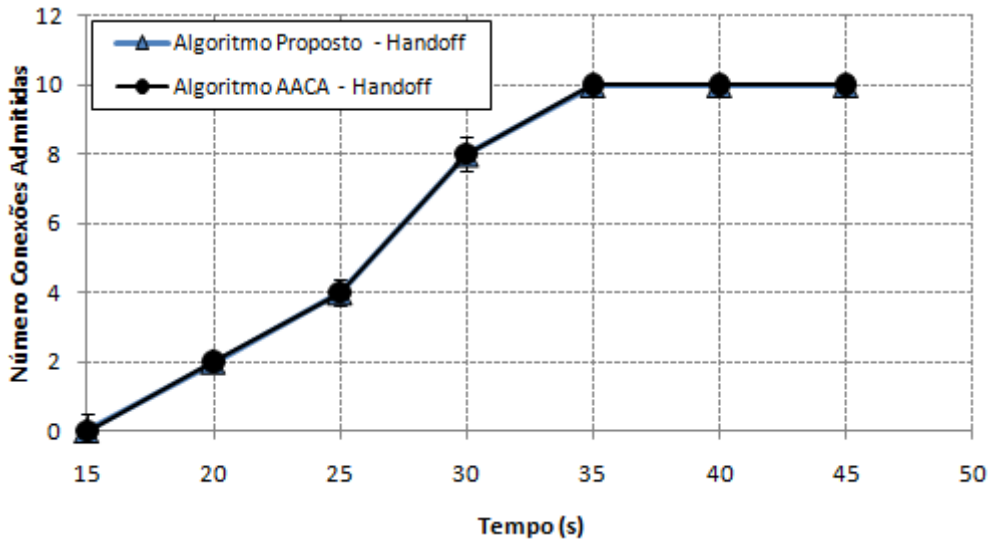


Figura 5.11: Número de conexões *handoff* admitidas ao longo do tempo.

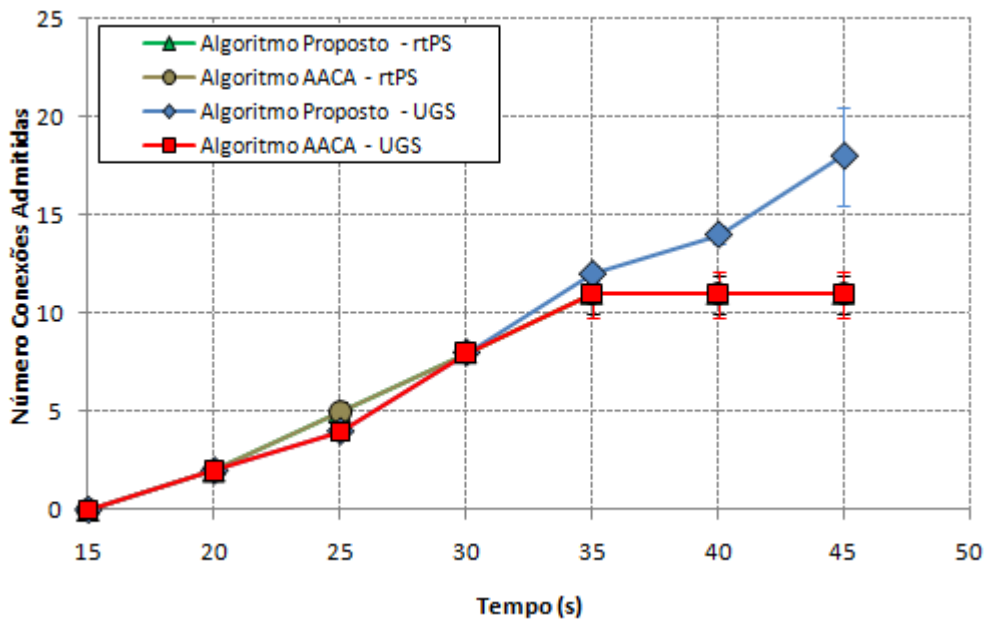


Figura 5.12: Número de conexões de tempo real admitidas ao longo do tempo.

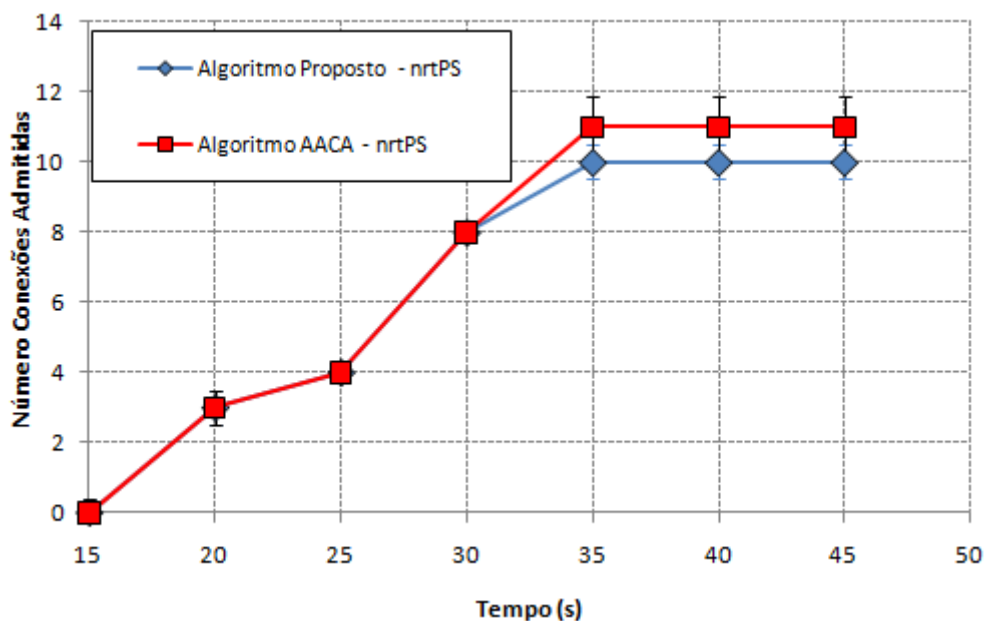


Figura 5.13: Número de conexões de não tempo real admitidas ao longo do tempo.

A Tabela 5.6 detalha a quantidade de conexões admitidas e rejeitadas ao longo do tempo, de acordo com sua classe de serviço e o algoritmo empregado.

Tabela 5.6: Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas (Cenário 03)

Tempo (s)	Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas																							
	handoff				UGS				rtPS				nrtPS				BE				Total			
	AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.	
Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	
15	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
20	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	3	0	3	0	0	0	0	0	9	0	9	0
25	4	0	4	0	4	0	4	0	5	0	5	0	4	0	4	0	0	0	0	0	17	0	17	0
30	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	0	0	0	0	32	0	32	0
35	10	0	10	0	11	1	12	0	11	2	11	2	11	1	10	3	0	0	0	0	43	4	43	5
40	10	0	10	0	11	3	14	0	11	3	11	3	11	3	10	5	0	0	0	0	43	9	45	8
45	10	0	10	0	11	9	18	2	11	9	11	9	11	9	10	10	0	0	0	0	43	27	49	21

Os resultados obtidos indicam que em média o algoritmo AACA permitiu a admissão de 43 conexões sendo 10 *handoffs*, 11 UGS, 11 rtPS e 11 nrtPS, enquanto que o algoritmo proposto admitiu 49 conexões sendo 10 *handoffs*, 18 UGS, 11 rtPS e 10 nrtPS, resultando na admissão de 6 conexões a mais que o algoritmo anterior, ou seja, um aumento de 8,57 % da eficiência da rede.

As taxas de bloqueio obtidas ao longo do tempo são ilustradas pelas Figuras 5.14 e 5.15.

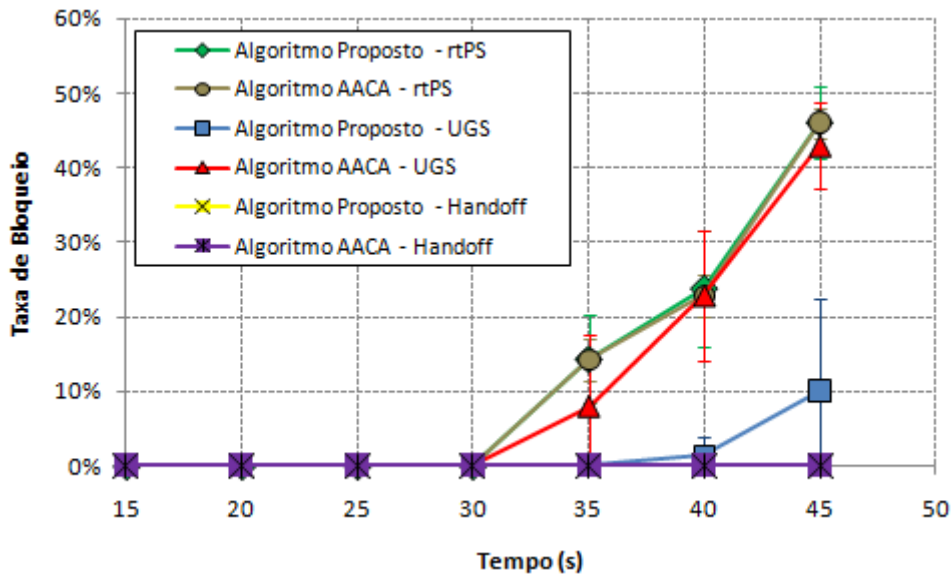


Figura 5.14: Taxa de bloqueio das conexões em *handoff* e de tempo real.

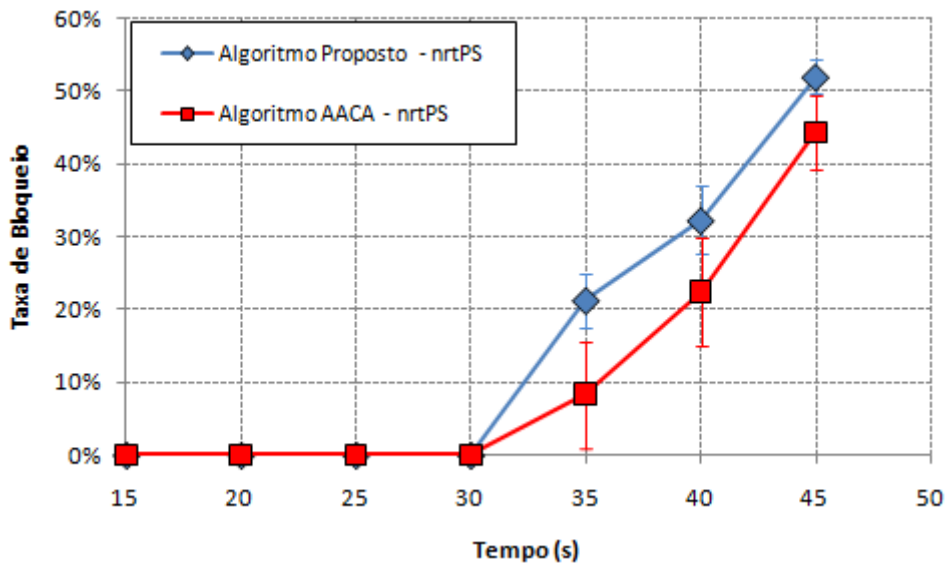


Figura 5.15: Taxa de bloqueio das conexões de não tempo real.

Na Figura 5.14 nota-se que a taxa de bloqueio das conexões em *handoff* permanece igual a zero durante o tempo da simulação para os dois algoritmos utilizados, demonstrando que ambos são eficientes na admissão de conexões em *handoff*. Nota-se também que quando o algoritmo proposto é empregado, a taxa de bloqueio das conexões UGS no instante em que as tentativas de conexão se encerram, é menor que a obtida pelo algoritmo AACA. Já as conexões rtPS alcançam a mesma taxa de bloqueio para ambos algoritmos.

Na Figura 5.15 observa-se que no instante em que se encerram as tentativas de conexão, a taxa de bloqueio das conexões nrtPS é menor quando o algoritmo AACA é empregado. Este comportamento é esperado, pois o algoritmo proposto prioriza as conexões de tempo real, enquanto o AACA trata todas da mesma maneira.

A Tabela 5.7 detalha as taxas de bloqueio no instante em que se encerram as tentativas de conexão.

Tabela 5.7: Taxas de Bloqueio ao Término das Tentativas de Conexão (Cenário 03)

	Taxas de Bloqueio	
	Algoritmo AACA	Algoritmo Proposto
<b>Handoff</b>	0%	0%
<b>UGS</b>	43%	10%
<b>rtPS</b>	46%	46%
<b>nrtPS</b>	44%	52%
<b>BE</b>	0%	0%

#### 5.3.4. Cenário 04

Neste cenário avalia-se o desempenho do algoritmo proposto quando existem na rede um número maior de tentativas de conexões rtPS em relação às demais.

Adota-se 10 tentativas de conexão em *handoff*, 10 UGS, 20 rtPS, 10 nrtPS e 10 BE, totalizando-se 60 tentativas de conexão. O tempo de simulação que é de 50 segundos. Para cada tipo de tráfego, são realizadas duas tentativas de conexão a cada 3 segundos. As tentativas de conexão começam a partir dos 15 segundos de simulação e terminam próximo dos 45 segundos de simulação. As Figuras, 5.16, 5.17 e 5.18 ilustram o número de conexões admitidas ao longo do tempo para as diferentes classes de serviço, de acordo com o mecanismo de CAC empregado.

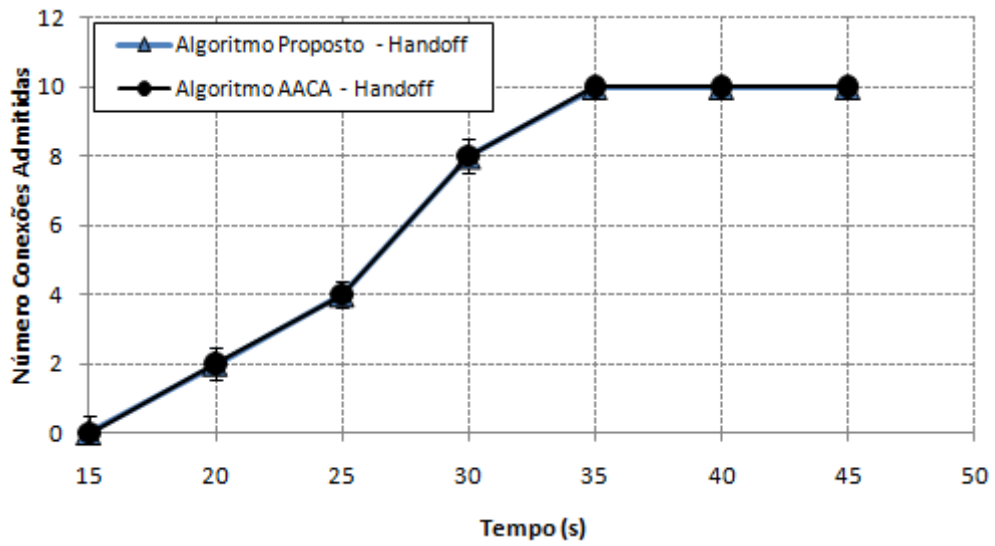


Figura 5.16: Número de conexões *handoff* admitidas ao longo do tempo.

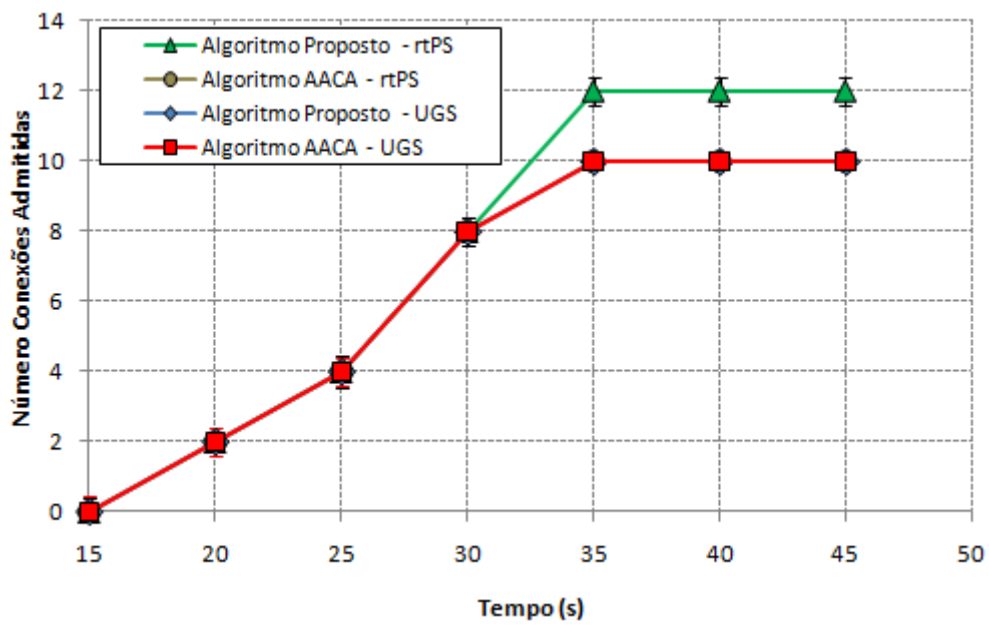


Figura 5.17: Número de conexões de tempo real admitidas ao longo do tempo.

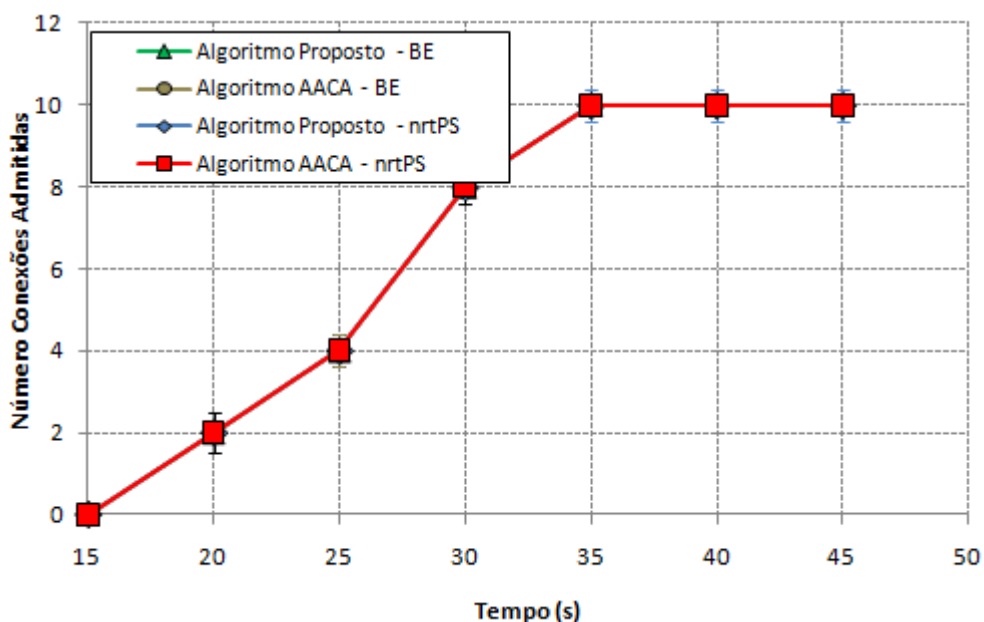


Figura 5.18: Número de conexões de não tempo real admitidas ao longo do tempo.

A Tabela 5.8 detalha a quantidade de conexões admitidas e rejeitadas ao longo do tempo, de acordo com sua classe de serviço e o algoritmo empregado.

Tabela 5.8: Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas (Cenário 04)

Quantidade de Conexões Admitidas e Rejeitadas																									
Tempo (s)	<i>handoff</i>				UGS				rtPS				nrtPS				BE				Total				
	AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		AACA		Prop.		
	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	Adm	Rej	
15	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
20	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	2	0	10	0	10	0	0
25	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	4	0	20	0	20	0	0
30	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	8	0	40	0	40	0	0
35	10	0	10	0	10	0	10	0	10	3	12	1	10	0	10	0	10	0	10	0	50	3	52	1	0
40	10	0	10	0	10	0	10	0	10	5	12	3	10	0	10	0	10	0	10	0	50	5	52	3	0
45	10	0	10	0	10	0	10	0	10	10	12	8	10	0	10	0	10	0	10	0	50	10	52	8	0

Os resultados obtidos indicam que em média o algoritmo AACA permitiu a admissão de 50 conexões sendo 10 *handoffs*, 10 UGS, 10 rtPS, 10 nrtPS e 10 BE, enquanto que o algoritmo proposto admitiu 52 conexões sendo 10 *handoffs*, 10 UGS, 12 rtPS, 10 nrtPS e 10 BE, resultando na admissão de 2 conexões a mais que o algoritmo anterior, ou seja, um aumento de 3,33 % da eficiência da rede.

As taxas de bloqueio obtidas ao longo do tempo são ilustradas pelas Figuras 5.19 e 5.20.

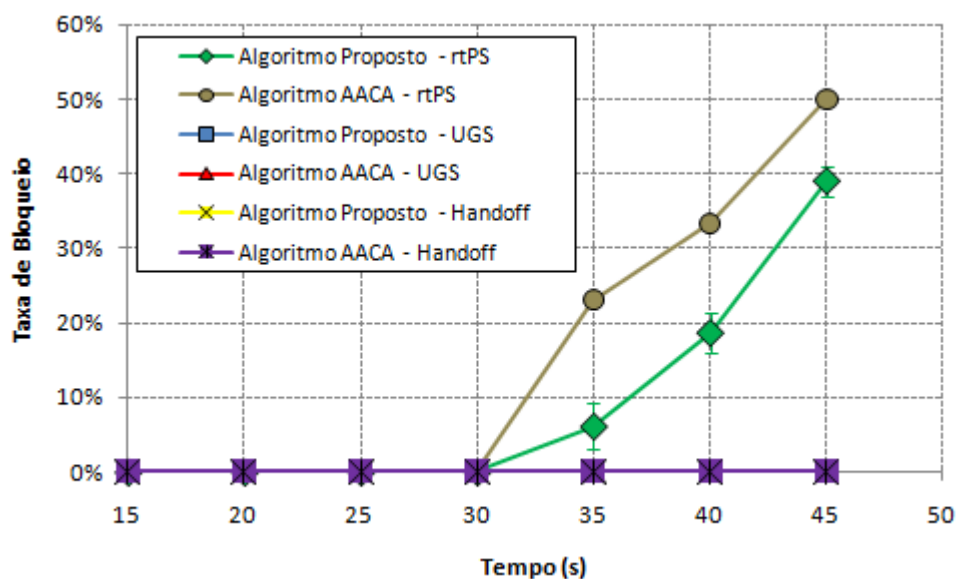


Figura 5.19: Taxa de bloqueio das conexões em *handoff* e de tempo real.

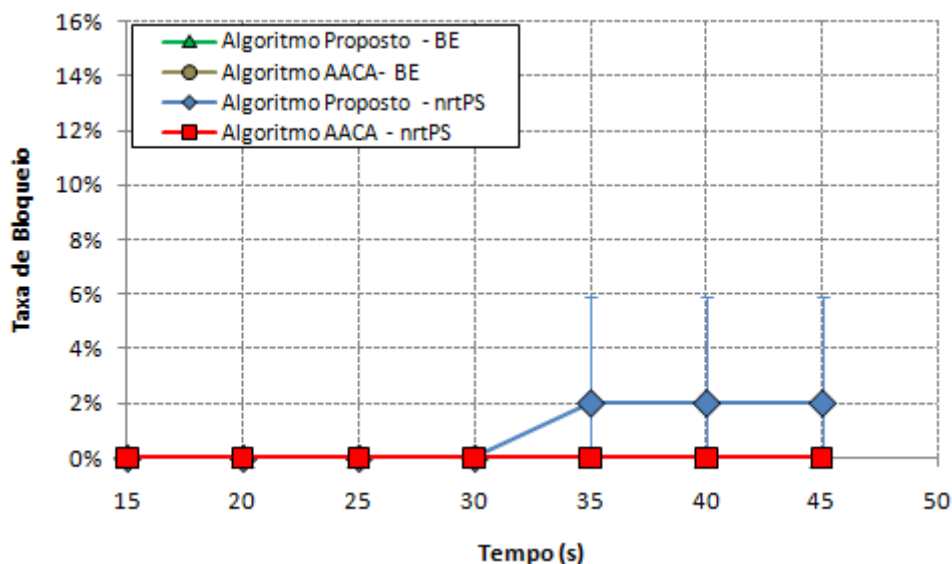


Figura 5.20: Taxa de bloqueio das conexões de não tempo real.

Na Figura 5.19 nota-se que a taxa de bloqueio das conexões em *handoff* e UGS permanece igual a zero durante o tempo de simulação para ambos os algoritmos empregados. No instante em que se encerram as tentativas de conexão, a taxa de bloqueio das conexões rtPS é menor quando o algoritmo proposto é empregado. Este comportamento se deve ao fato de o algoritmo proposto priorizar as conexões de tempo real.

Na Figura 5.20 observa-se que no instante em que se encerram as tentativas de conexão, a taxa de bloqueio das conexões nrtPS é menor quando o algoritmo AACA é



empregado. Já as taxas de bloqueio das conexões BE permanecem nulas durante o tempo de simulação.

A Tabela 5.9 detalha as taxas de bloqueio no instante em que se encerram as tentativas de conexão.

Tabela 5.9: Taxas de Bloqueio ao Término das Tentativas de Conexão (Cenário 04)

	Taxas de Bloqueio	
	Algoritmo AACA	Algoritmo Proposto
<b>Handoff</b>	0%	0%
<b>UGS</b>	0%	0%
<b>rtPS</b>	50%	39%
<b>nrtPS</b>	0%	2%
<b>BE</b>	0%	0%

#### 5.4. Considerações Finais

Neste capítulo o algoritmo proposto no Capítulo 4 foi avaliado por meio de modelagem e simulação. Foram apresentados os ambientes e os parâmetros de simulação utilizados, bem como os resultados experimentais obtidos. Nos cenários analisados, avaliou-se o desempenho do algoritmo proposto em relação ao AACA, proposto na literatura, em termos do número total de conexões admitidas e das taxas de bloqueio apresentadas. Foram considerados diferentes cenários, onde se variou o número de conexões em *handoff*, BE e rtPS.

## Capítulo 6

### Conclusões Gerais

O padrão IEEE 802.16e para redes de acesso banda larga sem fio é uma importante solução para prover serviços multimídia sem fio com mobilidade, incluindo garantias de qualidade de serviço para aplicações de tempo real e para as que demandam altas taxas de transmissão. Os mecanismos para a provisão de qualidade de serviço às aplicações tais como os de escalonamento e controle de admissão de conexões, não são definidos pelo padrão. Estes foram deixados em aberto para que cada fabricante de equipamentos possa criar o seu e com isso incentivar a competitividade de cada produto, fato este que motivou o desenvolvimento deste trabalho.

Nesta dissertação propôs-se um mecanismo de controle de admissão de conexões para o padrão IEEE 802.16e que realiza a reserva dinâmica de largura de banda para as conexões pertencentes às diferentes classes de serviço e as conexões em *handoff*. O objetivo do mecanismo de CAC proposto é minimizar o desperdício de recursos da rede, aumentar sua eficiência, prover justiça na admissão das conexões e garantir QoS em termos de largura de banda, às aplicações. O mecanismo proposto baseia-se em um algoritmo que realiza reservas de largura de banda que se destinam a atender as conexões em *handoff*, as de tráfego de tempo real, as de não tempo real e as de *Best Effort*.

O desempenho do mecanismo de CAC proposto foi avaliado por meio de modelagem e simulação, sendo este comparado a outro mecanismo descrito na literatura, o AACCA. Foram considerados quatro cenários distintos que envolveram várias SSs realizando tentativas de conexão com a rede em intervalos de tempo regulares. A cada uma destas SSs foi atribuído um tipo de tráfego considerando-se também conexões em *handoff*. Foram consideradas as classes de serviço UGS, rtPS, nrtPS e BE. Para as conexões em *handoff* foi considerado o tráfego CBR e a classe

UGS. O critério utilizado para a admissão da conexão foi a taxa mínima. O desempenho do mecanismo de CAC proposto foi avaliado em termos da quantidade de conexões admitidas para as diferentes classes de serviço e da taxa de bloqueio de conexões.

No primeiro cenário avaliado, apresentado na Seção 5.3.1, verificou-se o desempenho alcançado pelo mecanismo proposto quando a razão de conexões em *handoff* para novas conexões foi de 1 para 8. O mecanismo proposto possibilitou a admissão de 15,5% mais conexões que o AACA, obtendo taxas de bloqueio menores, principalmente nas classes de serviço de tempo real.

Na Seção 5.3.2, apresentou-se a avaliação do segundo cenário em que não existiam conexões em *handoff*. Neste, o mecanismo proposto possibilitou a admissão de 13,7% mais conexões que o AACA, além de obter taxas de bloqueio menores para as conexões UGS. Este comportamento se deveu ao fato de que como não existiam conexões em *handoff*, à medida que as conexões de tempo real tentaram entrar na rede, a reserva de largura de banda previamente destinada às conexões em *handoff* começou a ser cedida às conexões de tempo real, seguindo o mecanismo de ajuste do limiar *thhandoff*. Com isso mais conexões de tempo real puderam ser admitidas e uma menor taxa de bloqueio pôde ser alcançada. Já quando o mecanismo AACA foi empregado, a não existência das conexões em *handoff* também beneficiou as demais conexões, porém a banda que era destinada para as conexões em *handoff* foi utilizada por qualquer uma das classes de serviço, pois ao contrário do mecanismo proposto, o AACA não prioriza uma classe de serviço em relação à outra.

Em um terceiro cenário, apresentado na Seção 5.3.3, procurou-se avaliar o desempenho do mecanismo proposto na situação em que não existiam tentativas de conexões BE. Como o mecanismo proposto sempre aceita este tipo de conexão e reserva para estas apenas a parcela “*thbe*” da largura de banda, a existência ou não de conexões BE pouco afeta o desempenho do mecanismo na reserva de largura de banda para as conexões das demais classes de serviço. Já para o mecanismo AACA, as conexões BE podem afetar seu desempenho, uma vez que todas as classes de serviço recebem o mesmo tratamento. Portanto, neste cenário, toda conexão que for admitida terá reservada obrigatoriamente uma parcela da largura de banda. Isso torna bastante interessante a comparação dos dois mecanismos. Assim sendo, após as rodadas de simulação, verificou-se que o mecanismo proposto admitiu 8,57% mais conexões que o AACA. Constatou-se ainda que o mecanismo proposto não bloqueou nenhuma conexão em *handoff*, obteve uma taxa de bloqueio menor para as conexões UGS e uma mesma

taxa para as conexões rtPS. Já a taxa de bloqueio das conexões nrtPS foi maior quando o mecanismo proposto foi empregado, devido ao fato de que este prioriza as conexões de tempo real em relação as de não tempo real.

No quarto cenário, apresentado na Seção 5.3.4, avaliou-se o desempenho do mecanismo proposto quando existiam na rede um número maior de tentativas de conexões rtPS em relação às demais. Estas conexões, normalmente requisitam um percentual maior da largura de banda que as conexões pertencentes às demais classes de serviço. Com isso, pôde-se verificar como o mecanismo proposto privilegia as conexões de tempo real através do ajuste dinâmico da reserva de largura de banda. Neste cenário o mecanismo proposto possibilitou a admissão de 3,33% mais conexões rtPS que o mecanismo AACA. A quantidade de conexões admitidas pertencentes às demais classes de serviço, foram iguais para ambos os mecanismos. A taxa de bloqueio das conexões rtPS foi menor quando o mecanismo proposto foi empregado.

Os resultados das simulações demonstraram que o mecanismo de CAC proposto tem desempenho superior ao mecanismo de CAC baseado em reservas adaptativas de banda (AACA), com a admissão na rede de uma quantidade maior de novas conexões, a redução da taxa de bloqueio de novas conexões e a efetiva admissão das conexões em *handoff*.

Como trabalhos futuros, algumas melhorias podem ser incorporadas ao mecanismo de CAC proposto. Uma delas seria considerar além dos requisitos de largura de banda, as informações provenientes da camada física como critério na admissão das conexões, como por exemplo, a MCS em uso, de forma a se obedecer a seguinte ordem de prioridades: 64 QAM > 16 QAM > QPSK > BPSK. Com isso privilegiam-se as SS's que estão mais próximas da BS e que conseqüentemente apresentam uma maior SNR. Outro ponto de melhoria seria a combinação do mecanismo de CAC proposto com alguma disciplina de escalonamento com abordagem *cross-layer*, de modo a se aperfeiçoar o nível de provisão de QoS aos diferentes tipos de aplicação. Pode-se, também, incluir no algoritmo proposto algumas regras que considerem o custo da conexão no processo da admissão e reserva de largura de banda. Um usuário que pague ao provedor de serviços um preço maior pode ter uma prioridade maior em relação aos demais, independente do tipo de serviço que esteja utilizando.

## Referências Bibliográficas

- [1] IEEE Std 802.16-2004, “IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks - Part. 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems”, New York, USA, Outubro 2004.
- [2] WiMAX Forum Certification of Broadband Wireless Systems, Disponível em: [www.wimaxforum.org/technology/downloads/Certification\\_FAQ\\_final.pdf](http://www.wimaxforum.org/technology/downloads/Certification_FAQ_final.pdf), Acessado em: Maio 2012.
- [3] M. A. Awal, L. Boukhatem, “WiMAX and End-to-End QoS Support”, Univ. of Paris-Sud 11, CNRS Bat 490, 2009.
- [4] L. Nuaymi, “WiMAX: Technology for Broadband Wireless Access”, ed. John Wiley & Sons, 2007.
- [5] J. Freitag, “Mecanismos para a Provisão de Qualidade de Serviço em Redes IEEE 802.16”, Tese de Doutorado, Instituto de Computação, Universidade Estadual de Campinas, Campinas/SP, Brasil, Janeiro, 2010.
- [6] M. Kuran, T. Tugcu, “A survey on emerging broadband wireless access technologies”, *Computer Networks*, Elsevier, vol. 51, n° 11, pp. 3013–3046, 2007. ISSN 1389-1286.
- [7] P. Dhrona, “A Performance Study of Uplink Scheduling Algorithms in Point to Multipoint WiMAX Networks”, Tese, Queen’s University, Kingston, Canadá, Dezembro 2007.
- [8] C. L. Soares, “Proposta de Algoritmo de Controle de Admissão de Conexões Baseado em Threshold para as Redes IEEE 802.16”, Dissertação de Mestrado, Universidade Federal de Uberlândia, Uberlândia/MG, Brasil, Maio, 2009.
- [9] C. Eklund, R. B. Marks, K. L. Stanwood, S. Wang, “IEEE Standard 802.16: A Technical Overview of the WirelessMAN Air Interface for Broadband

- Wireless Access”, IEEE Communications Magazine, vol. 40, n° 6, pp. 98-107, June, 2002.
- [10] IEEE Std 802.16-2009. “IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks - Part. 16: Air Interface Broadband Wireless Access Systems”, New York, USA, Maio 2009.
- [11] A. N. Oliveira, “Um Estudo de Escalonamento Uplink Considerando a Camada Física OFDM do Padrão IEEE 802.16”, Dissertação de Mestrado, Universidade Federal de Uberlândia, Uberlândia/MG, Brasil, Maio, 2011.
- [12] WiMAX Forum, “Network Architecture Stage 2 and 3 - Release 1.0 (Revision 1.2), 2006.
- [13] A. S. N. Filho, "Planejamento de Sistemas Móveis em Banda Larga IEEE 802.16e-2005 em Frequências entre 2 e 11 GHz", Dissertação de Mestrado, PUC – RJ, Setembro, 2008.
- [14] Conniq.com, “WiMAX Basic Tutorials”, <http://www.conniq.com/WiMAX>, 2012.
- [15] N. Krichene, N. Boudriga, “Communication Networks and Security Research” Laboratory (CNAS), University of the 7th November at Carthage, Tunisia.
- [16] ITU-T, Rec. E.800. “Terms and Definitions Related To Quality of Service and Network Performance Including Dependability”, August, 1994.
- [17] C. Wang, H. Lin e H. Lo, “Adaptive Admission Control Algorithm in IEEE 802.16e Broadband Wireless Access Networks”, IEEE 6th World Congress on Services, 2010.
- [18] A. Belghith, L. Nuaymi, “Scheduling Techniques for WiMAX. Current Technology Developments of WiMax Systems”, Springer, pp. 61–84, 2009.
- [19] C. Semeria, “Supporting Differentiated Service Classes: Queue Scheduling Disciplines”, White Paper, Juniper Networks Part Number : 200020-001 12/01 December, 2001.
- [20] J. F. Kurose, K. W. Ross, “Redes de Computadores e a Internet: Uma Nova Abordagem Top-down”, 3. ed. São Paulo: Addison Wesley, 2006.
- [21] J. A. Afonso, “Acesso Local sem Fios em Redes de Comunicação: Escalonamento de Tráfego de Tempo Real em Sistemas de Aquisição de Dados e Controle.” PhD thesis, Universidade do Minho, Braga, Portugal, Novembro, 2004.

- [22] A. Sayenko, O. Alanen e T. Hamalainen, "Scheduling solution for the IEEE 802.16 base station". *Computer Networks*, vol. 52, no. 1, pp. 96-115, 2008.
- [23] C. Cicconetti, A. Erta, L. Lenzini, and E. Mingozzi, "Performance evaluation of the IEEE 802.16 MAC for QoS support," *IEEE Trans. Mobile Comput.*, vol. 6, no. 1, pp. 26–38, Jan. 2007.
- [24] N. Ruangchaijatupon, L. Wang, Y. Ji, "A study on the performance of scheduling schemes for broadband wireless access networks", in: *Proceedings of the International Symposium on Communications and Information Technology*, October 2006, pp. 1008–1012.
- [25] K. Wongthavarawat, e A. Ganz, "Packet scheduling for QoS support in IEEE 802.16 broadband wireless access systems", *International Journal of Communication Systems*, pp. 81- 96, Fev. 2003.
- [26] I. Msadaa, D. Camara, and F. Filali, "Scheduling and CAC in IEEE 802.16 Fixed BWNs: A Comprehensive Survey and Taxonomy", *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 12, n<sup>o</sup> 4, pp. 459-487, Fourth quarter, 2010.
- [27] H. Wang, B. He, and D. P. Agrawal, "Above Packet Level Admission Control and Bandwidth Allocation for IEEE 802.16 Wireless MAN," *Simulation Modelling Practice and Theory*, vol. 15, no. 4, pp. 366-382, 2007.
- [28] Y. Wang, W. Lin, C. Tsai, G. Huang, "A Hybrid Scheduling Mechanism for IEEE 802.16j Networks", *26th International Conference on Advanced Information Networking and Applications Workshops*, 2012.
- [29] K. Vinay, et al., "Performance evaluation of end-to-end delay by hybrid scheduling algorithm for QoS in IEEE 802.16 network", in: *Wireless and Optical Communications Networks, IFIP International Conference on*, pp. 11–13, 2006
- [30] Q. Liu, X. Wang, G. Giannakis, "Cross-layer scheduler design with QoS support for wireless access networks", in: *Proceedings of International Conference on Quality of Service in Heterogeneous Wired/Wireless Networks*, pp. 8, 2005
- [31] W. Gan, J. Xian, X. Xie, J. Ran., "A Cross-layer Designed Scheduling Algorithm for WiMAX Uplink", *Proceedings of the Ninth International Conference on Electronic Measurement & Instruments ICEMI*, 2009.

- [32] M. Taghipoor<sup>1</sup>, S. MJafari and V. Hosseini, "Scheduling Algorithm and Bandwidth Allocation in WiMAX", Intechopen Quality of Service and Resource Allocation in WiMAX, ISBN: 978-953-307-956-1.
- [33] M. Gidlund e G. Wang, "Uplink Scheduling Algorithms for QoS Support in Broadband Wireless Access Networks", Journal of Communications, vol. 4, n<sup>o</sup>. 2, pp. 133-142, 2009.
- [34] M. H. Ahmed, "Call Admission Control in Wireless Networks: A Comprehensive Survey", IEEE Communications Surveys & Tutorials, vol. 7, n<sup>o</sup> 1, pp. 50-68, January, 2005.
- [35] J. Choi et al., "Call Admission Control for Multimedia Services in Mobile Cellular Networks: A Markov Decision Approach," Proc. 5th IEEE Symp. Comp. and Commun. (ISCC 2000), 2000.
- [36] L. Nuaymi, P. Godlewski, and C. Mihailescu, "Call Admission Control Algorithm for Cellular CDMA Systems based on Best Achievable Performance," Proc. IEEE Vehic. Tech. Conf. (VT'00-Spring), Tokyo, 2000.
- [37] C. Huang and R. Yates, "Call Admission in Power Controlled CDMA Systems," Proc. IEEE 46th Vehic. Tech. Conf. (VTC'96), 1996.
- [38] D. Zhao, X. Shen, and J. Mark, "Call Admission Control for Heterogeneous Services in Wireless Networks Communications," Proc. IEEE Int'l. Conf. Commun. (ICC'00), 2000.
- [39] C. Huang and R. Yates, "Call Admission in Power Controlled CDMA Systems," IEEE 46th Vehic. Tech. Conf. (VTC'96), 1996.
- [40] Z. Liu and M. El Zarki, "SIR-based Call Admission Control for DS-CDMA Cellular Systems," IEEE JSAC, vol.12, no. 4, pp. 638- 644, May, 1994.
- [41] M. Naghshineh and A. Acampora, "QOS Provisioning in Microcellular Networks Supporting Multimedia Traffic," Proc. 14<sup>th</sup> Annual Joint Conf. IEEE Comp. and Commun. Societies (INFOCOM'95), 1995.
- [42] B. Epstein and M. Schwartz, "Predictive QoS-based Admission Control for Multiclass Traffic in Cellular Wireless Networks", IEEE JSAC, vol. 18, n<sup>o</sup>. 3, pp. 523-534, March, 2000.
- [43] Y. Ge, G. S. Kuo, "An Efficient Admission Control Scheme for Adaptive Multimedia Services in IEEE 802.16e Networks", Vehicular Technology Conference VTC-2006 Fall, IEEE 64th Volume, pp.1 – 5, 2006.



- [44] L. Wang, F. Liu e Y. Ji, "Admission Control for Non-Preprovisioned Service Flow in Wireless Metropolitan Area Networks", Proc. Fourth European Conference on Universal Multiservice Networks, pp. 243- 249, 2007.
- [45] R. Laishram, I. S. Misra, "A Bandwidth Efficient Adaptive Call Admission Control Scheme for QoS Provisioning in IEEE 802.16e Mobile Networks", Int J Wireless Inf Networks, vol. 18, n<sup>o</sup>. 2, pp. 108-116, 2011.
- [46] H. Wang, W. Li and D. P. Agrawal, "Dynamic admission control and QoS for IEEE 802.16 Wireless MAN", proceedings of Wireless Telecommunications Symposium (WTS 2005), Los Angeles, USA, 2005.
- [47] K. Tsang, L. Lee, H. Tung, R. Lam, Y. Sun, and K. Ko, "Admission Control Scheme for Mobile WiMAX Networks", in Consumer Electronics, 2007. ISCE 2007. IEEE International Symposium on, pp. 1-5, June, 2007.
- [48] S. Yang, C. Cheng e R. Wu, "Enhanced CAC with QoS Scheme for Improving the Efficiency of Resource Allocation on the IEEE 802.16 Network", Workshops of International Conference on Advanced Information Networking and Applications, 2011.
- [49] X. Guo, W. Ma, Z. Guo e Z. Hou, "Dynamic bandwidth reservation admission control scheme for the IEEE 802.16e broadband wireless access systems", Proceedings of the Wireless Communications and Networking Conference, pg. 3420-3425, 2007.
- [50] I. Ahmad, D. Habibi, "Call Admission Control Scheme for the IEEE 802.16e at Vehicular Speeds", 12th IEEE International Conference on High Performance Computing and Communications, 2010.
- [51] L. Xie, J. Xiang, Y. Zhang e J. Zhang, "Joint Bandwidth Reservation and Admission Control in IEEE 802.16e based Networks", proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC) 2009, Dresden, Germany, 2009.
- [52] K. Suresh, I. S. Misra , K. Saha, "Bandwidth and Delay Guaranteed Call Admission Control Scheme for QOS Provisioning in IEEE 802.16e Mobile WiMAX", proceedings of IEEE GLOBECOM 2008, New Orleans, USA, 2008.
- [53] IEEE 802.16e 2005, "IEEE Standard for local and metropolitan area networks. Part 16: Air Interface for Fixed and Mobile Broadband Wireless Access Systems", Fev, 2006.

- [54] C. L. Soares, P. R. Guardieiro, "Threshold-Based Connection Admission Control for IEEE 802.16 Standard", Aceito para publicação no International Workshop on Wireless Multimedia Networking and Applications (WMNA'09), Wrexham, United Kingdom, Setembro, 2009.
- [55] S. B. Chaudhry and R. K. Guha, "Adaptive Connection Admission Control and Packet Scheduling for QoS Provisioning in Mobile WiMAX", Proc. of IEEE International Conference on Signal Processing and Communication (ICSPC), pp. 1355 - 1358, Nov. 2007.
- [56] Network Simulator 2 - NS-2, Disponível em: <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>, Acessado em: 06/05/2012.
- [57] A. Belghith e L. Nuaymi, "Design and Implementation of a QoS included WiMAX Module for NS-2 Simulator", First International Conference on Simulation Tools and Techniques for Communications, Networks and Systems, 2008.
- [58] E. C. Rosa, P. R. Guardieiro, "An Uplink Scheduling and CAC Algorithms for IEEE 802.16 Networks", proceedings of The International Workshop on Telecommunications (IWT) 2011, Rio de Janeiro, Brasil, 2011.
- [59] C. Hoymann, "Analysis and Performance Evaluation of the OFDM-based Metropolitan Area Network IEEE 802.16", Computer Networks, vol. 49, n.º 3, pp. 341-363, October, 2005.
- [60] I. Adhicandra, "Measuring Data and VoIP Traffic in WiMAX Networks", Journal of Telecommunications, vol 2, n.º. 1, pp. 1-6, April, 2010.
- [61] C. Wang, W. Yan and H. Lo, "Dynamic admission control and bandwidth reservation for IEEE 802.16e mobile WiMAX networks", EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking, 2012.

### **Trabalhos Aceitos/Publicados Pelo Autor**

- [62] S. M. Reis, P. R. Guardieiro, "A Connection Admission Control Algorithm for IEEE 802.16e Networks Based on Bandwidth Reservation with Dynamic Thresholds Adjustment", aceito para publicação no: Third International Workshop on Wireless Networks and Multimedia (WNM-2012) in conjunction with the 14th IEEE International Conference on High Performance

Computing and Communications (HPCC-2012), Liverpool, United Kingdom  
Junho, 2012.

- [63] S. M. Reis, P. R. Guardieiro, “A Connection Admission Control Algorithm for IEEE 802.16e Networks Based on Bandwidth Reservation and Dynamic Thresholds Adjustment”, Aceito para publicação no: The Sixth International Workshop on Wireless Mesh and Ad Hoc Networks (WiMAN 2012) In conjunction with International Conference on Computer Communication Networks (ICCCN 2012), Munich, Germany, Julho, 2012.
- [64] S. M. Reis, P. R. Guardieiro, “A Connection Admission Control Algorithm for IEEE 802.16e Networks Based on Bandwidth Reservation and Dynamic Thresholds Adjustment”, The 11th International Conference on Wireless Networks (ICWN 12), Las Vegas, USA, Julho, 2012.
- [65] S. M. Reis, P. R. Guardieiro, “Algoritmo de CAC para Redes IEEE 802.16e Baseado em Reservas de Largura de Banda com Ajuste Dinâmico de Limiares”, XXX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações (SBrT 2012), Brasília, Brasil, Setembro, 2012.