

**Provisão de Qualidade de Serviço em Redes IEEE
802.11**

Juliana Freitag

Dissertação de Mestrado

Provisão de Qualidade de Serviço em Redes IEEE 802.11

Juliana Freitag¹

Agosto de 2004

Banca Examinadora:

- Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca
Instituto de Computação, UNICAMP (Orientador)
- Prof. Dr. José Ferreira de Rezende
GTA - COPPE, UFRJ
- Prof. Dr. Omar Branquinho
PUCC
- Prof. Dr. Fabrizio Granelli
Università Degli Studi di Trento
- Prof. Dr. Célio Cardoso Guimarães
Instituto de Computação, UNICAMP

¹Auxílio financeiro do CNPq

Provisão de Qualidade de Serviço em Redes IEEE 802.11

Este exemplar corresponde à redação final da Dissertação devidamente corrigida e defendida por Juliana Freitag e aprovada pela Banca Examinadora.

Campinas, 24 de agosto de 2004.

Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca
Instituto de Computação, UNICAMP
(Orientador)

Dissertação apresentada ao Instituto de Computação, UNICAMP, como requisito parcial para a obtenção do título de Mestre em Ciência da Computação.

© Juliana Freitag, 2004.
Todos os direitos reservados.

Resumo

O padrão IEEE 802.11 para redes locais sem fio (*Wireless Local Area Networks - WLANs*), tem sido amplamente utilizado para o acesso móvel aos serviços oferecidos pelas redes fixas, como a Internet. Uma extensão a este padrão, chamada 802.11e, vem sendo desenvolvida com o intuito de introduzir suporte a Qualidade de Serviço (QoS), de forma que as WLANs possam atender as necessidades das aplicações multimídia e de tempo real. Entretanto, as funcionalidades introduzidas não são suficientes para atender os requisitos de QoS das diferentes classes de tráfego em situações de alta carga na rede. Esta deficiência motiva o desenvolvimento de novos mecanismos para monitoramento e controle dos níveis de serviço. Este trabalho propõe dois mecanismos de controle para complementar a funcionalidade de QoS: um mecanismo de controle de admissão, adaptado de estudos realizados em redes fixas, e um mecanismo que ajusta dinamicamente os parâmetros de diferenciação de serviços usados no método de acesso com contenção da extensão 802.11e. O mecanismos propostos contribuem na provisão do serviço requisitado pelas diferentes classes, bem como na utilização eficiente dos recursos da rede.

Abstract

The IEEE 802.11 standard for Wireless Local Area Networks (WLANs), is widely used to provide mobile access to services offered by fixed networks, such as Internet. An extension to this standard, called 802.11e, has been developed to support applications with Quality of Service (QoS) requirements. However, such provisioning cannot be achieved when network load is high. This deficiency leads to the development of specific traffic control mechanisms for the support of QoS. This work introduces two new control mechanisms: an admission control mechanism and a mechanism which dynamically tunes parameters of the 802.11e contention-based access method for differentiation services. The proposed mechanisms support different traffic classes and leads to efficient use of network resources.

À minha mãe Leonida e ao meu pai Lotário.

Agradecimentos

À Deus, por ser o amigo de todos os momentos e por todas as bênçãos concedidas.

À minha mãe Leonida, ao meu pai Lotário e aos meus irmãos Fabiano e Rafael, pelo apoio incondicional, pela energia e amor transmitidos mesmo estando distantes.

Ao meu namorado Borin, por compartilhar os momentos de alegria, pela força nos momentos de desânimo e pela ajuda na implementação e compilação do código em C++.

Ao meu orientador Prof. Nelson Fonseca, pela confiança, pelo apoio e pelos valiosos direcionamentos, os quais tornaram possível a realização deste trabalho.

À banca examinadora, cujas sugestões contribuíram para a melhora da qualidade deste trabalho.

Aos pesquisadores Prof. José Ferreira de Rezende e Prof. Omar Branquinho, pela preciosa contribuição neste trabalho.

Aos funcionários do Instituto de Computação, pela receptividade, acolhida e apoio técnico e administrativo.

Ao CNPq, pelo apoio financeiro.

Aos antigos companheiros de república Evandro, Giovani e Jackson e às novas companheiras Silvana e Carmen, por permitirem um ambiente tranquilo e descontraído.

Às amigas e professoras de graduação Michele e Sarajane, por incentivarem a minha vinda a Campinas.

À todos os amigos que conquistei neste período, pelos momentos de estudo em grupo e pelas discussões construtivas, porém muito divertidas.

Sumário

Resumo	vii
Abstract	viii
1 Introdução	1
2 Conceitos Básicos	4
2.1 Computação Móvel e Comunicação sem Fio	4
2.2 Redes Locais sem Fio	7
2.3 O Padrão IEEE 802.11	8
2.3.1 Arquitetura	9
2.3.2 Camada Física	10
2.3.3 Subcamada de Controle de Acesso ao Meio (MAC)	11
2.3.4 O Padrão 802.11 e a Internet	15
2.4 Considerações Finais	18
3 802.11 e Qualidade de Serviço	19
3.1 Qualidade de Serviço	20
3.1.1 Especificação de QoS	21
3.1.2 Mecanismos de QoS	22
3.1.3 Qualidade de Serviço em Redes sem Fio	22
3.2 Diferenciação de Serviços na MAC 802.11	23
3.2.1 Limitações do PCF e do DCF	23
3.2.2 Esquemas de Diferenciação de Serviços no Modo DCF	25
3.2.3 A extensão IEEE 802.11e	28
3.3 Necessidades Adicionais	30
3.3.1 Controle de Admissão	31
3.3.2 Ajuste Dinâmico dos Parâmetros de QoS	32
3.4 Considerações Finais	33

4	Diferenciação de Serviços em Redes 802.11 sob degradação da taxa de transmissão	34
4.1	Experimentos de Simulação	35
4.2	Resultados Numéricos	36
4.2.1	Fluxos UDP	36
4.2.2	Fluxos TCP	39
4.3	Considerações Finais	43
5	Controle de Admissão	45
5.1	MBAC baseado em Processos Envelopes	45
5.1.1	Cálculo do Processo Envelope de Chegada	45
5.1.2	Cálculo do Processo Envelope de Serviço	46
5.1.3	Controle de Admissão	48
5.2	MBAC com Envelopes de Tráfego em redes IEEE 802.11e	49
5.3	Experimentos de Simulação	49
5.3.1	O tamanho do Intervalo de Amostra	51
5.4	Controle de Admissão com Tráfego Homogêneo	51
5.5	Controle de Admissão com Tráfego Heterogêneo	55
5.6	Considerações Finais	59
6	Ajuste Dinâmico dos Parâmetros de QoS	61
6.1	Motivação	61
6.2	Ajuste dinâmico dos parâmetros AIFS e CW_{min}	63
6.2.1	Restrições	65
6.2.2	Algoritmos	65
6.2.3	Avaliação do Mecanismo	69
6.2.4	Variações do Mecanismo de Ajuste dinâmico dos parâmetros AIFS e CW_{min}	71
6.3	Ajuste dinâmico dos parâmetros TXOP e CW_{min}	72
6.3.1	Algoritmos	73
6.3.2	Avaliação do Mecanismo	75
6.4	Considerações Finais	77
7	Conclusão	79
7.1	Trabalhos Futuros	81
	Bibliografia	82

Lista de Tabelas

2.1	Acoplamento Fraco vs. Acoplamento Forte	17
2.2	Extensões ao padrão IEEE 802.11	17
3.1	Níveis de Prioridade no esquema DC	28
5.1	Resultados sem Controle de Admissão e com Controle de Admissão	59
6.1	Configuração dos parâmetros AIFS e CW_{min}	69
6.2	Resultados do mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros de QoS	78

Lista de Figuras

2.1	Tecnologias de Comunicação Sem Fio	6
2.2	Classificação das WLANs de acordo com a arquitetura	8
2.3	Posição do IEEE 802.11 no modelo de referência OSI	9
2.4	<i>Extended Service Set</i> (ESS)	10
2.5	Esquema Básico de Acesso no DCF	13
2.6	Problema do Terminal Escondido	13
2.7	Acesso DCF com RTS/CTS	14
2.8	Função de Coordenação Centralizada (PCF)	15
2.9	Integração entre redes 3G e 802.11	16
3.1	DCF sem suporte a diferenciação	24
3.2	EDCF vs DCF	29
3.3	Conjunto de Parâmetros de QoS do EDCF	30
4.1	Cenário usado nas simulações	36
4.2	Diferenciação utilizando CW_{min}	37
4.3	Diferenciação utilizando CW_{max} : vazão das estações de alta prioridade com carga oferecida = 2	38
4.4	Diferenciação utilizando DIFS	39
4.5	Diferenciação utilizando CW_{min}	40
4.6	Diferenciação utilizando DIFS	42
5.1	Exemplo de um fluxo para cálculo do processo envelope de serviço	47
5.2	Cenário usado nas simulações	50
5.3	Resultados para fontes de voz	53
5.4	Resultados para fontes de vídeo	54
5.5	Resultados para fontes de dados	55
5.6	Resultados para fontes de voz	56
5.7	Retardo médio das fontes de vídeo	57
5.8	Resultados para fontes de dados	58

6.1	Retardo do tráfego de tempo real e do tráfego de melhor	62
6.2	Sobreposição das Janelas de Contenção: a) sem sobreposição e b) com sobreposição	64
6.3	Módulo principal do ajuste de parâmetros para n classes	66
6.4	Ajuste de contenção nas classes	66
6.5	Ajuste da Carga	67
6.6	Reduzir/Aumentar Carga	68
6.7	Retardo do tráfego de tempo real e do tráfego de melhor esforço	70
6.8	Módulo principal do ajuste de parâmetros para n classes	74
6.9	Ajuste de contenção nas classes	74
6.10	Módulo para ajuste do parâmetro TXOP para as n classes	75
6.11	Retardo do tráfego de tempo real e do tráfego de melhor esforço	76
6.12	Vazão do tráfego de tempo real e do tráfego de melhor esforço	77

Lista de Abreviaturas

AC: Access Categories

AIFS: Arbitrarion Interframe Space

BSS: Basic Service Set

CBR: Constant Bit Rate

CFP: Contention-free Period

CP: Contention Period

CSMA/CA: Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance

CSMA/CD: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection

CTS: Clear to Send

CW: Contention Window

DCF: Distributed Coordination Function

DIFS: Distributed (Coordination Function) Interframe Space

DS: Distribution System

EDCF: Enhanced Distributed Coordination Function

ESS: Extended Service Set

HC: Hybrid Coordinator

HCF: Hybrid Coordination Function

IEEE: Institute of Electrical and Electronics Engineers

IFS: Interframe Space

IR: Infrared

MAC: Medium Access Control

MBAC: Measurement-Based Admission Control

NAV: Network Allocation Vector

PA: Ponto de Acesso

PCF: Point Coordination Function

PIFS: Polling Interframe Space

QAP: QoS Access Point

QBSS: QoS Basic Service Set

QoS: Qualidade de Serviço

QSTA: QoS Station

RF: Radio Frequency

RTS: Request to Send

SIFS: Short Interframe Space

TC: Traffic Category

TXOP: Transmission Opportunity

UP: User Priorities

WLAN: Wireless Local Area Network

Capítulo 1

Introdução

As redes locais sem fio IEEE 802.11 têm tido uma crescente disseminação no mercado. Suas principais características são simplicidade e robustez e sua grande vantagem é o baixo custo de operação dado que utiliza o espectro não licenciado. Esta tecnologia tende a desempenhar um importante papel no acesso sem fio à Internet. Além disso, pode interoperar com a gama de serviços disponibilizados por provedores de redes móveis (GPRS e GSM), oferecendo uma solução eficiente para a transmissão de dados fim-a-fim em banda larga em ambientes fechados, como por exemplo: aeroportos, estações de trem, hotéis e prédios comerciais.

No entanto, este padrão não possui mecanismos para fornecer Qualidade de Serviço (QoS) às aplicações. Para corrigir tal deficiência, está sendo desenvolvida pelo IEEE (*Institute of Electrical and Eletronics Engineers*) a especificação 802.11e, como uma extensão à especificação original. A extensão 802.11e inclui dois novos métodos de acesso ao meio na subcamada de acesso ao meio (MAC): um baseado em contenção, no qual as estações devem competir pelo uso do canal, e outro sem contenção, no qual um ponto de coordenação determina qual estação pode transmitir; ambos com funcionalidade para a provisão de QoS. Estes novos métodos possibilitam o tratamento diferenciado para classes de tráfego com requisitos de QoS distintos. A idéia é que um ponto de coordenação envie, periodicamente, um conjunto de parâmetros de QoS para que as estações reconfigurem os parâmetros de controle de acesso ao meio, estabelecendo níveis de prioridade.

Embora a extensão 802.11e forneça diferenciação de serviços, ela não define como essa funcionalidade deve ser utilizada em uma situação particular de carga na rede, ou seja, como o conjunto de parâmetros deve ser composto e alterado para situações específicas. Além disso, é importante notar que a existência de classes de serviço não garante que os fluxos presentes na rede serão servidos com um retardo aceitável para o tipo de aplicação a que pertencem. Dessa forma, faz-se necessária a adoção de novos mecanismos para monitoramento e controle dos níveis de serviço como complemento à funcionalidade de QoS introduzida pela extensão 802.11e. Um destes mecanismos, o controle de admissão, restringe o número de usuários si-

multaneamente presentes na rede de forma a evitar a saturação do enlace sem fio, o que resulta em retardos elevados.

O controle de admissão é um mecanismo de controle de tráfego extensivamente estudado nas redes fixas ([18], [49], [67], [68]). Porém, poucos trabalhos trazem para o ambiente sem fio a experiência adquirida com esses estudos. Alguns trabalhos desenvolvem esquemas de controle de admissão específicos para redes 802.11 como, por exemplo, a proposta apresentada por Banchs *et al* em [2], onde um conjunto de requisições por vazão $\{V_1, \dots, V_n\}$ é admitido se existe um conjunto de valores para a janela de contenção mínima $\{CW_1, \dots, CW_n\}$, tal que este conjunto satisfaça os requisitos das n estações presentes na rede. Em [51], os autores propõem um controle de admissão, também baseado em requisições por vazão, no qual um novo fluxo é rejeitado se a vazão agregada superar um valor limitante que consiste na vazão máxima que a rede pode oferecer, considerando a sobrecarga do protocolo de acesso ao meio. No entanto, este mecanismo não estima dinamicamente a vazão máxima possível na rede, ou seja, não leva em consideração que a capacidade do canal sofre constantes variações.

Em [34], avalia-se a adaptação de um mecanismo de controle de admissão baseado em medições, desenvolvido para redes fixas, para o caso sem fio. O mecanismo original [67] admite um novo fluxo com uma carga v_f se o seguinte teste for satisfeito:

$$v + v_f < \mu * C \quad (1.1)$$

onde v é a estimativa de carga do tráfego presente na rede, μ é um fator de utilização pré-definido e C é a capacidade do canal. A adaptação do mecanismo é realizada substituindo a variável C da Inequação 1.1 pelo produto de B - a taxa máxima de dados em uso na rede - por um fator α - uma estimativa de eficiência do canal. Os resultados apresentados no trabalho mostram que, respeitadas as peculiaridades das redes locais sem fio, como a variação da capacidade do canal, é possível adaptar para essas redes os esquemas de controle de admissão baseados em medições empregados nos cenários de redes fixas e ainda obter um desempenho similar ao que apresentam nesses cenários.

Ainda em [34], propõe-se um mecanismo de controle de carga com os objetivos de possibilitar que o tráfego de melhor esforço explore ao máximo a largura de banda disponível na rede e de evitar que o retardo máximo do tráfego de tempo real ultrapasse um determinado limite. O mecanismo regula a carga imposta por todas as fontes de dados associadas a uma classe de tráfego através do ajuste dos parâmetros que determinam o tamanho mínimo da janela de contenção e o intervalo entre quadros na MAC. Em [45], Romdhani *et al* apresentam um esquema chamado AEDCF (*Adaptive Enhanced Distributed Coordination Function*), que torna o novo método de acesso com contenção do 802.11e mais adaptativo através do ajuste dinâmico do tamanho da janela de contenção após cada transmissão realizada com sucesso ou após cada colisão. Busca-se, assim, reduzir o número de colisões e aumentar a utilização do canal. Cali *et al* [21] derivam um método que utiliza a probabilidade de colisão na rede para calcular o tamanho

da janela de contenção mais apropriado e, com isso, elevar a vazão no enlace sem fio.

Embora estes mecanismos de ajuste dinâmico dos parâmetros da MAC apresentem bons resultados quanto a eficiência na utilização do canal, eles não tratam do problema da assimetria entre o retardo no sentido de subida (*uplink*) e o retardo no sentido de descida (*downlink*), que ocorre quando se utiliza o método de acesso com contenção do 802.11. Essa assimetria ocorre devido ao fato de que em uma rede local sem fio, na qual um ponto de acesso oferece conexão externa às estações, há N instâncias *uplink* (estações) competindo com uma única instância *downlink* (ponto de acesso). Dado que a probabilidade de acesso ao canal é igualmente distribuída entre instâncias pertencentes a mesma classe de tráfego, as filas no ponto de acesso crescem mais rapidamente do que nas estações, resultando em altos retardos para o tráfego *downlink*.

Na presente dissertação, estuda-se mecanismos de controle de admissão baseado em medições para redes sem fio IEEE 802.11e. Investiga-se métodos para determinar como e quando o conjunto de parâmetros de QoS deve ser alterado de acordo com a situação em que a rede se encontra, de forma a maximizar a eficiência na utilização dos recursos e garantir a manutenção da Qualidade de Serviço das aplicações.

As principais contribuições desta dissertação são:

- Estudo e levantamento dos problemas inerentes à provisão de Qualidade de Serviço em redes IEEE 802.11;
- Proposta de adaptação de um mecanismo de controle de admissão baseado em medições para redes IEEE 802.11e;
- Proposta de um mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros do conjunto de parâmetros de QoS para o padrão IEEE 802.11e;

O restante desta dissertação está organizado da seguinte forma: o Capítulo 2 define os conceitos necessários para o entendimento do texto. No Capítulo 3, são apresentados conceitos sobre Qualidade de Serviço em geral e são descritas as principais técnicas elaboradas para a provisão de QoS em sistemas 802.11, as quais culminaram com a elaboração da extensão 802.11e. O Capítulo 4 apresenta um estudo sobre o impacto da atribuição de valores aos parâmetros de acesso na vazão em função da distância das estações ao ponto de acesso. O Capítulo 5 descreve a proposta de adaptação de um mecanismo de controle de admissão baseado em medição para redes 802.11e, bem como a avaliação do mecanismo. O Capítulo 6, apresenta a proposta de dois mecanismos de ajuste dinâmico dos parâmetros da MAC. Finalmente, o Capítulo 7 conclui a dissertação.

Capítulo 2

Conceitos Básicos

As redes sem fio têm ampliado a utilização de computadores portáteis. Elas oferecem aos usuários uma comunicação mais versátil e mais flexível do que a comunicação realizada com celulares ou *paggers*. Além disso, permitem acesso contínuo aos serviços e recursos das redes fixas. Com acesso a uma rede sem fio, usuários móveis podem receber notícias ou documentos eletrônicos, consultar bancos de dados remotos, enviar ou receber *emails* e, até mesmo, participar de video-conferências enquanto se deslocam.

Este capítulo aborda os conceitos básicos relacionados à computação móvel e à comunicação sem fio, com destaque para o padrão 802.11, objeto de estudo desta dissertação. A Seção 2.1 traz considerações sobre computação móvel e comunicação sem fio. A Seção 2.2 apresenta as características das redes locais sem fio. O padrão IEEE 802.11 é descrito na Seção 2.3. A Seção 2.4 apresenta as considerações finais.

2.1 Computação Móvel e Comunicação sem Fio

Os dispositivos móveis fazem uso da comunicação sem fio para obter acesso à rede, embora, algumas vezes, possam conectar-se fisicamente em busca de uma conexão melhor ou de custo mais baixo quando não estão em movimento, como por exemplo, durante uma reunião de negócios usuários móveis podem se conectar a uma rede local fixa.

A comunicação sem fio apresenta maiores dificuldades do que a comunicação através de cabos devido à diferentes fenômenos físicos tais como interferência e desvanecimento de sinal, que podem introduzir ruído ou, até mesmo, bloquear o sinal. O enlace sem fio pode sofrer constantes variações ao longo do tempo causadas por condições atmosféricas adversas, como chuva forte e raios, e por fontes de interferência eletro-magnética [58]. Como consequência, as conexões sem fio apresentam qualidade inferior às conexões cabeadas: taxas de transmissão mais baixas e altas taxas de erro. As redes locais sem fio IEEE 802.11, por exemplo, suportam taxas de 1 até 54 Mbps, enquanto as redes locais fixas IEEE 802.3 suportam taxas de 10 Mbps

até 1 Gbps. Além disso, enquanto a taxa de erro de bits é praticamente desprezível na fibra ótica, no meio sem fio ela pode ser de 1 bit a cada 10^5 transmitidos [38].

A segurança e a privacidade também são questões a serem consideradas, uma vez que os sinais no meio sem fio podem ser captados por nós que não pertencem à estrutura lógico-administrativa da rede e que têm, portanto, uma possibilidade de acesso não autorizado. Dentre outras funcionalidades, os sistemas móveis devem fornecer: privacidade de localização, que implica em proteger a identidade dos usuários; *multicast* seguro, dado que diversas aplicações, tais como video-conferência, utilizam este tipo de comunicação; autenticação confiável, já que a mobilidade implica em autenticações freqüentes [70].

Além dos problemas inerentes ao meio sem fio, existem dificuldades impostas pelos dispositivos móveis, tais como as restrições no consumo de energia, assimetria no custo da comunicação e interface com o usuário. A bateria tem grande influência no peso de um computador portátil. Porém, baterias pequenas podem comprometer a portabilidade exigindo do usuário recargas freqüentes, baterias reserva ou a utilização reduzida do dispositivo móvel. A minimização do consumo de energia pode aumentar a portabilidade, além de diminuir o peso da bateria e aumentar o tempo de vida de uma carga. Portanto, as aplicações devem conservar energia reduzindo a quantidade de computação, comunicação e memória. Por outro lado, *softwares* de gerenciamento de energia podem desligar alguns componentes quando ociosos. A assimetria no custo da comunicação entre a estação móvel e o ponto de acesso se deve ao fato de que a transmissão exige aproximadamente dez vezes mais potência que a operação de recepção [1]. Dessa forma, pode-se conservar energia substituindo operações de transmissão por operações de recepção. Por exemplo, um ponto de acesso pode, periodicamente, enviar informações que, de outra forma, seriam requisitadas freqüentemente. Dessa maneira, os dispositivos móveis podem obter tais informações sem desperdiçar energia transmitindo requisições. Limitações na interface com o usuário decorrem da miniaturização dos equipamentos empregados. Em dispositivos móveis, o usuário tem que lidar com elementos de interface (como o teclado e os sistemas de vídeo e áudio) muitas vezes mais restritos do que os oferecidos pelos equipamentos de acesso fixo.

A mobilidade exige das redes sem fio mecanismos para a transferência de conexões ativas quando a estação passa da área de cobertura de um ponto de acesso para a de outro. Quando um dispositivo móvel se distancia do ponto de acesso, o nível do sinal sofre uma degradação e, então, há a necessidade de transferir a responsabilidade pela comunicação para outro ponto de acesso. O mecanismo que realiza a transferência da conexão de uma estação móvel de um ponto de acesso para outro é chamado *handoff*. Esse mecanismo envolve a utilização de algoritmos complexos para a escolha do momento ótimo para a realização do *handoff*, além de uma seqüência de eventos, dentre eles o re-roteamento da conexão e o registro no novo ponto de acesso, os quais adicionam carga à rede. Procedimentos de *handoff* podem resultar em interrupções nos tráfegos de voz ou perda de pacotes nas transmissões de dados em andamento [43].

Uma visão mais abrangente desses e de outros problemas relacionados às redes sem fio e à computação móvel pode ser encontrada em [1] e [23].

As tecnologias de comunicação sem fio podem ser classificadas de acordo com a sua área de cobertura em: WWAN (*Wireless Wide Area Network*), WMAN (*Wireless Metropolitan Area Network*), WLAN (*Wireless Local Area Network*) e WPAN (*Wireless Personal Area Network*) [5]. A Figura 2.1 apresenta a relação entre estas tecnologias.

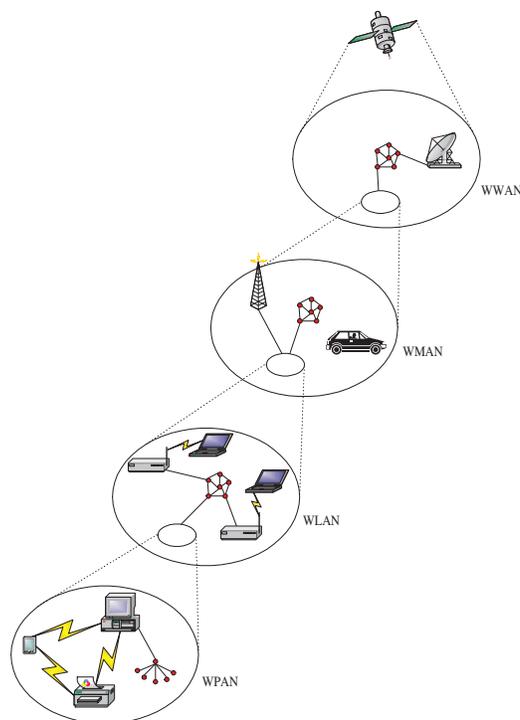


Figura 2.1: Tecnologias de Comunicação Sem Fio

A tecnologia de maior alcance é a WWAN, que interliga diferentes partes de um país ou do mundo. Estas redes fornecem baixas taxas de transmissão de dados (na faixa de 144 Kbps à 2Mbps), mas alto grau de mobilidade. Como exemplo desta tecnologia pode-se citar as Redes de 3ª Geração (3G) [28], que visam oferecer acesso ubíquo e novos serviços além dos já oferecidos pelas redes celulares. A WMAN [12] abrange uma área menor que a WWAN, como por exemplo, uma cidade. Essa tecnologia provê acesso de banda larga para prédios comerciais ou residenciais através de antenas externas que se comunicam com estações rádio base, como alternativa ao acesso através de fibra ótica ou DSL (*Digital Subscriber Line*). A tecnologia WLAN fornece altas taxas de transmissão (entre 1 e 54 Mbps) para acesso a redes já existentes, tais como redes locais cabeadas e a Internet. A mobilidade dentro de uma WLAN é limitada, dado que a área de cobertura varia de 100 à 500 m, no entanto é suficiente para a finalidade a que a tecnologia se propõe: fornecer acesso sem fio em ambientes como prédios comerciais, aero-

portos, hotéis, *cyber* cafés, entre outros. O conceito de WPAN foi criado para designar as redes de até dez metros de raio que visam a interligação de dispositivos portáteis e de computação móvel, como computadores pessoais (PCs), periféricos, telefones celulares e *paggers*. Uma das principais tecnologias adotadas nessa área é o Bluetooth [8], que oferece taxas de até 1 Mbps.

2.2 Redes Locais sem Fio

Uma rede local sem fio (WLAN) é um sistema de comunicação de dados flexível que pode substituir ou estender uma rede local cabeada para prover funcionalidades adicionais. A importância da tecnologia WLAN não está apenas na ausência de fios, o advento desta tecnologia possibilita uma infra-estrutura de baixo custo que se adapta mais facilmente às mudanças no ambiente do usuário. Além disso, permite que os usuários se movimentem sem perder a conexão.

A WLAN pode utilizar infravermelho (IR - *Infrared*) ou rádio frequência (RF - *Radio Frequency*) para a transmissão dos dados. Métodos RF são mais complexos, mas fornecem total mobilidade e uma área de cobertura maior. Já o IR é de mais fácil implementação e não necessita de licença, porém sua área de cobertura é restrita à uma única sala ou a enlaces ponto-a-ponto. Devido às limitações do IR, os esforços estão voltados, em maior parte, para sistemas de rádio frequência. As redes locais sem fio que utilizam RF devem compartilhar o espectro não apenas entre elas, mas também com outros serviços que utilizam as mesmas frequências [6].

De acordo com a arquitetura da rede, as WLANs podem ser logicamente divididas em duas classes: distribuídas e centralizadas [3].

As WLANs distribuídas, também chamadas redes *ad hoc*, são constituídas por estações sem fio que se comunicam sem a utilização de uma infra-estrutura. A Figura 2.2(a) apresenta uma rede *ad hoc* típica. As estações sem fio possuem uma interface RF ou IR e trocam informações de maneira distribuída. Uma rede *ad hoc* não possui um administrador central, o que garante a continuidade do funcionamento da rede mesmo quando um dos terminais é desligado ou se move para outro local. Em uma rede distribuída toda a transmissão e recepção de dados deve ser realizada em uma mesma banda de frequência.

Também conhecidas como infra-estruturadas, as redes centralizadas possuem um ponto de acesso que age como interface entre a rede sem fio e a rede cabeada. Em redes infra-estruturadas a transmissão é realizada através de comunicação *broadcast* e pode ser captada por todos os dispositivos da rede. O enlace é compartilhado entre todas as estações e é, portanto, um canal de múltiplo acesso. A existência de um nó central, como o ponto de acesso, oferece um grau mais elevado de flexibilidade para o projeto de protocolos MAC (*Medium Access Control*). O ponto de acesso pode controlar as transmissões *uplink* permitindo o acesso de acordo com requisitos de prioridade. A arquitetura de uma WLAN infra-estruturada é mostrada na Figura 2.2(b).

Existem dois padrões para as redes locais sem fio: HiperLAN/2 e IEEE 802.11, que espe-

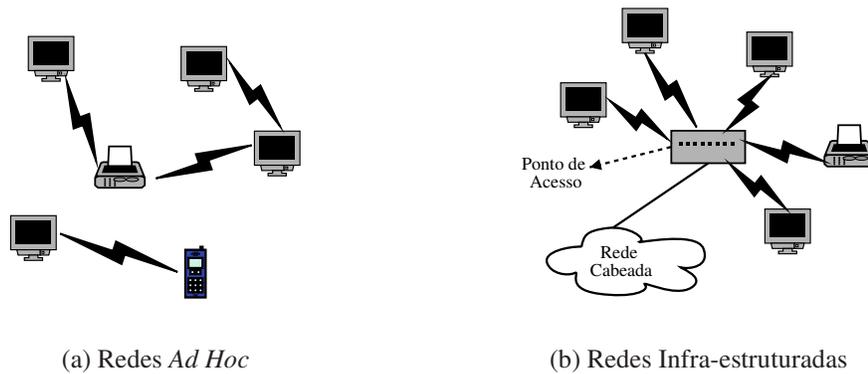


Figura 2.2: Classificação das WLANs de acordo com a arquitetura

cificam as camadas física e de controle de acesso ao meio (MAC). O HiperLAN/2 [19] é um padrão europeu desenvolvido pelo *European Telecommunications Standards Institute* (ETSI), enquanto o IEEE 802.11 [29] é um padrão americano desenvolvido pelo *Institute of Electrical and Electronics Engineers* (IEEE). A principal diferença entre os dois padrões está na camada MAC. O padrão HiperLAN/2 tem a camada MAC mais complexa, desenvolvida com base na telefonia celular. Neste padrão, o acesso ao canal é gerenciado por um controlador central. A camada MAC do IEEE 802.11, baseia-se no padrão Ethernet, o que a torna menos complexa. O acesso ao meio é distribuído, ou seja, qualquer estação pode transmitir se detectar o canal livre. Atualmente, o IEEE 802.11 é o padrão dominante.

2.3 O Padrão IEEE 802.11

Em 1997, o IEEE criou o primeiro padrão para redes locais sem fio chamado IEEE 802.11-1997, que especifica as camadas física e de controle de acesso ao meio (MAC) do modelo de referência OSI (*Open System Interconnection*) (Figura 2.3). Uma das metas de projeto fundamentais do 802.11 é fornecer serviços compatíveis com as redes 802.3 (Ethernet). Isto torna as peculiaridades da comunicação sem fio irrelevantes para as camadas superiores da pilha de protocolos. Sob o ponto de vista da camada IP, a comunicação sem fio com este padrão não é diferente da comunicação sobre um enlace de dados 802.3, fibra, modo de transferência assíncrona (ATM - *Asynchronous Transfer Mode*) ou qualquer outro serviço de enlace de dados. Uma descrição detalhada do padrão IEEE 802.11 pode ser encontrada em [29].

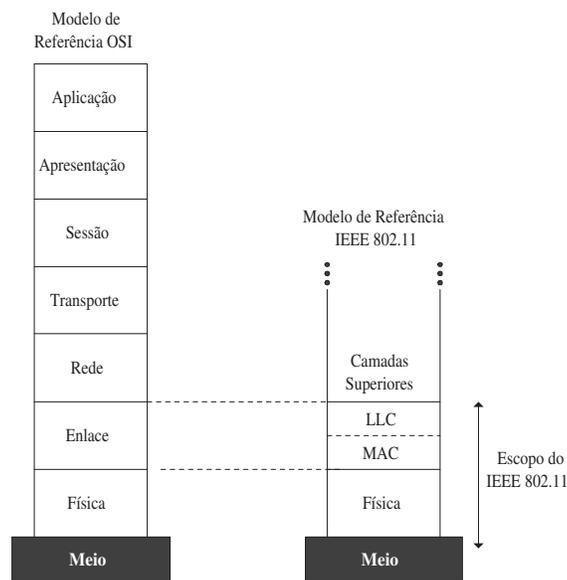


Figura 2.3: Posição do IEEE 802.11 no modelo de referência OSI

2.3.1 Arquitetura

A unidade organizacional fundamental de uma rede 802.11 é chamada BSS (*Basic Service Set*). Os membros de uma BSS são estações sem fio controladas por uma mesma função de coordenação que determina quando cada estação pode utilizar o canal.

Quando o BSS não se conecta a outra rede é chamado BSS independente ou iBSS (*independent BSS*). Neste caso, cada membro é capaz de se comunicar diretamente com todos os outros membros formando uma rede *ad hoc*.

Quando o BSS conecta-se a outra rede através de um ponto de acesso (PA) ele é denominado infra-estrutura BSS. O ponto de acesso é um membro do BSS que realiza o acesso do restante dos membros a outras redes. Neste caso, a rede 802.11 é chamada infra-estruturada. Para permitir que uma rede 802.11 aumente sua área de cobertura, um grupo de BSSs pode ser interligado através de um sistema de distribuição (DS - *Distribution System*) formando um ESS (*Extended Service Set*) (Figura 2.4). As funcionalidades oferecidas pelo ESS permitem a mobilidade das estações entre os vários BSSs.

Um dos maiores benefícios da WLAN é a mobilidade que ela provê. Em um BSS, a mobilidade está limitada à faixa de abrangência do BSS. O ESS expande os limites da mobilidade para vários BSSs através do sistema de distribuição, que pode ser uma rede cabeada ou uma rede sem fio. As estações em um ESS podem se mover de um BSS para outro de forma transparente para os protocolos das camadas superiores.

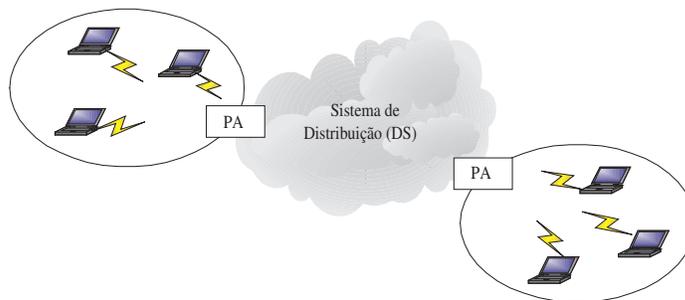


Figura 2.4: *Extended Service Set* (ESS)

2.3.2 Camada Física

O padrão IEEE 802.11 define três tipos de camada física: espalhamento de espectro por salto em frequências (*Frequency Hopping Spread Spectrum* - FHSS), espalhamento de espectro por seqüência direta (*Direct Sequence Spread Spectrum* - DSSS) e infravermelho. Todos os três fornecem taxas de transmissão de dados de 1 e 2Mbps e utilizam faixas de frequência não licenciadas, ou seja, a banda ISM (*Industrial Scientific Medical*) que opera nas frequências 2,4 GHz e 5 GHz. Três extensões à especificação original, 802.11b [31], 802.11a [30] e 802.11g [33], adicionam maior capacidade ao nível físico podendo oferecer taxas de 11Mbps, 54 Mbps na banda 5GHz e 54 Mbps na banda 2,4GHz, respectivamente.

No método FHSS a largura de banda disponível é dividida em vários canais de frequência. A estação realiza a transmissão e a recepção dos dados utilizando um canal durante um curto espaço de tempo e, então, salta para outro canal seguindo um padrão pseudo-aleatório. Como os saltos são realizados várias vezes por segundo, torna-se difícil a interceptação da transmissão por intrusos. A banda ISM fornece 79 canais para as redes 802.11, sendo que cada ponto de acesso possui uma seqüência de saltos própria, o que possibilita a coexistência de mais de um ponto de acesso em uma mesma área geográfica. O primeiro canal tem uma frequência central de 2,402GHz e os demais canais estão separados por 1MHz. Cada canal possui uma banda de 1Mbps. A taxa básica de 1Mbps usa a modulação gaussiana por chaveamento de frequência (*Gaussian Frequency Shift Keying* - GFSK) de dois níveis e a taxa de acesso opcional de 2Mbps usa uma modulação GFSK de quatro níveis.

No método DSSS transmissões simultâneas são separadas por códigos. Uma operação XOR é realizada entre os dados originais e um fator de espalhamento e como resultado desta operação tem-se a duração de um símbolo de dados subdividida em intervalos menores chamados *chips*. O espalhamento é feito através da divisão da banda disponível em 11 subcanais, cada um com 11MHz, sendo cada símbolo espalhado usando uma seqüência de Barker de 11 *chips* (+1,-1,+1,+1,-1,+1,+1,+1,-1,-1,-1). Redes localizadas em uma mesma área geográfica devem usar canais cujas frequências centrais sejam separadas por no mínimo 30MHz para evitar inter-

ferências. Desta forma, assim como no FHSS, mais de um ponto de acesso podem coexistir em uma mesma área.

O infravermelho foi projetado para ambientes fechados. Utiliza comprimentos de onda de 850 a 950nm e transmissões não direcionadas com alcance em torno de 10 metros. Este método é suscetível a interferências causadas por fontes de calor ou pela luz do Sol. A codificação básica de 1Mbps é realizada através da modulação por posição de pulso (*16- Pulse Position Modulation* - PPM), na qual quatro bits de dados são mapeados em 16 bits codificados para a transmissão. A taxa opcional de 2Mbps usa a 4-PPM, onde dois bits de dados são mapeados em 4 bits codificados para transmissão.

O padrão IEEE 802.11b é uma extensão do esquema DSSS que fornece taxas de transmissão de 5,5 e 11 Mbps através de um chaveamento de código complementar (*8-chip Complementary Code Keying* - CCK). O CCK deriva um código de espalhamento baseado em funções complexas que dependem do padrão dos bits a serem enviados.

O padrão IEEE 802.11a utiliza a multiplexação por divisão ortogonal em frequência (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing* - OFDM). A OFDM divide o sinal em 48 subportadoras para fornecer taxas de 6, 9, 12, 18, 24, 36, 48 ou 54Mbps, das quais 6, 12 e 24 Mbps são obrigatórias para todos os produtos. As subportadoras são moduladas utilizando modulação PSK (*Phase Shift Keying*) ou modulação QAM (*Quadrature Amplitude Modulation*) dependendo da taxa selecionada para a transmissão dos dados. As estações 802.11a não são compatíveis com aquelas que atendem somente às especificações 802.11 e 802.11b.

O padrão 802.11g surge como sucessor do padrão 802.11b oferecendo taxas de até 54 Mbps. O padrão opera na frequência de 2,4 GHz, a mesma utilizada pelo 802.11b e utiliza o esquema de modulação OFDM. Estações que utilizam o padrão 802.11g também podem transmitir com taxa de 11Mbps, o que permite a compatibilidade com o padrão 802.11b.

2.3.3 Subcamada de Controle de Acesso ao Meio (MAC)

A subcamada MAC é responsável pelas seguintes funcionalidades:

- prover um serviço de entrega de dados confiável;
- controlar o acesso ao canal sem fio;
- proteger os dados contra intrusos utilizando técnicas de criptografia.

A transmissão de dados sobre o meio sem fio está mais exposta a erros do que a transmissão em meios cabeados. Para reduzir a taxa de erros, as redes 802.11 adotam funcionalidades adicionais àquelas presentes em redes 802.3. Quando uma estação sem fio transmite um quadro, ela não considera que a transmissão foi realizada com sucesso. A estação aguarda por um

pacote de reconhecimento (ACK) do receptor, sem o qual assume a ocorrência de uma colisão e retransmite o quadro. A detecção de colisão no 802.3 é possível devido ao fato de que o sinal é fracamente atenuado utilizando cabos, o que permite que o transmissor compare o sinal transmitido com o sinal presente no cabo e, assim, detecte colisões. No meio sem fio, o transmissor não pode comparar seu sinal com o sinal observado no receptor, devido a grande diferença de potência. Portanto, ele não consegue decidir se o quadro foi recebido e deve esperar por um ACK. Uma alternativa para este problema é deixar a decisão sobre retransmissões para as camadas superiores. Entretanto, estas camadas normalmente demandam muito tempo para detectar perdas de pacotes, o que torna a retransmissão de quadros na subcamada MAC uma opção mais eficiente.

O controle de acesso ao meio baseia-se em funções de coordenação, que determinam qual estação tem permissão para utilizar o meio sem fio. A especificação 802.11 define duas funções de coordenação: a função de coordenação distribuída (*Distributed Coordination Function* - DCF) e a função de coordenação em um ponto (*Point Coordination Function* - PCF). No primeiro modo, as estações sem fio (STAs) devem competir pelo uso do canal a cada transmissão de um pacote. No segundo, a utilização do meio é controlada pelo ponto de acesso (PA) que consulta cada terminal eliminando a necessidade de contenção.

Função de Coordenação Distribuída (DCF)

O DCF realiza o acesso ao meio através do protocolo CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*). Devido a diferença entre os níveis de potência dos sinais enviados e recebidos, mecanismos de acesso usados em redes cabeadas como o CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection*) não são aplicáveis em redes sem fio.

Neste esquema de acesso ao meio, a estação que deseja transmitir um quadro, verifica o canal por um período chamado DIFS (*Distributed (Coordination Function) Interframe Space*) e, ao final desse período, se o canal estiver livre realiza a transmissão. Ao receber o quadro de dados, o receptor aguarda por um tempo chamado SIFS (*Short Interframe Space*) e, então, envia um reconhecimento positivo (ACK). SIFS é menor que DIFS, o que garante que a estação receptora envie o quadro ACK antes que outra estação acesse o canal.

Caso o canal esteja ocupado durante o período DIFS, a estação transmissora inicia um processo de *backoff*. Nesse processo, a estação calcula um tempo de *backoff* randômico uniformemente distribuído entre zero e o tamanho da janela de contenção (CW). A janela de contenção inicia com um valor mínimo dado por CW_{min} e a cada transmissão não sucedida CW aumenta para uma próxima potência de 2 menos 1, até que atinja um valor máximo chamado CW_{max} . O tempo de *backoff* é decrementado sempre que o canal é detectado ocioso durante um *slot*. Se alguma transmissão for detectada, o tempo de *backoff* permanece igual até o canal ficar livre por um tempo DIFS. Quando o tempo de *backoff* alcança o valor zero, a estação envia o quadro.

Quando nenhum quadro ACK é recebido pelo transmissor, assume-se a ocorrência de uma

colisão e o quadro de dados é retransmitido após uma nova fase de *backoff*. Existe um limite máximo para retransmissões, caso esse limite seja alcançado o quadro é descartado.

Para evitar a monopolização do meio por uma estação, após transmitir, a estação entra novamente na fase de *backoff*. A Figura 2.5 exemplifica este esquema de acesso ao meio.

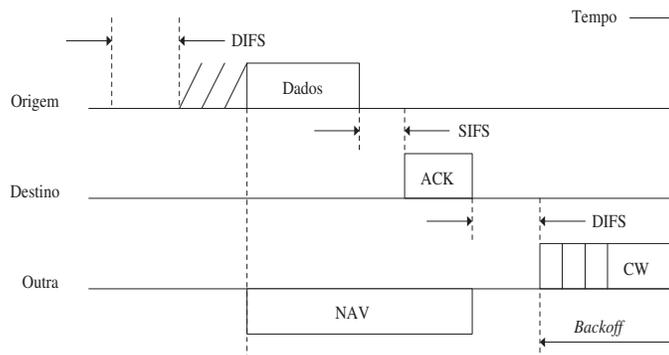


Figura 2.5: Esquema Básico de Acesso no DCF

Além do esquema básico de acesso ao meio, a função de coordenação distribuída disponibiliza um esquema opcional baseado em pacotes de solicitação (RTS) e permissão de transmissão (CTS) para evitar problemas causados por terminais escondidos. O problema do terminal escondido (Figura 2.6) acontece quando uma estação B é capaz de receber quadros das estações A e C, porém estas estão fora do alcance uma da outra. Desta forma, A e C podem transmitir ao mesmo tempo gerando colisão no receptor B.

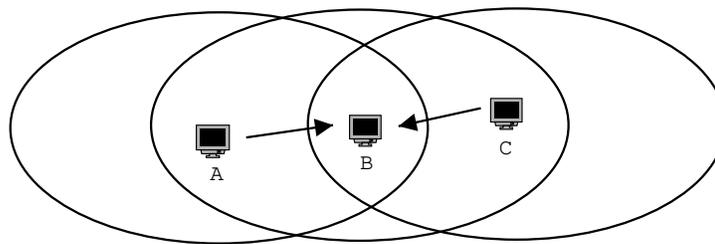


Figura 2.6: Problema do Terminal Escondido

Neste esquema opcional, antes da transmissão de cada quadro a estação envia um quadro RTS para reservar o canal. Este quadro contém o endereço da origem, do destino e o tempo de duração da transmissão dos dados e do ACK. O destinatário responde com um CTS que possui a mesma informação sobre a duração da transmissão. Dessa forma, todas as outras estações tomam conhecimento do intervalo de tempo que o canal ficará reservado para a transmissão em questão e, cada vez que quadros RTS, CTS e de dados são enviados, atualizam seu vetor de alocação de rede (*Network Allocation Vector* - NAV). O NAV é utilizado para detecção virtual

da portadora. A origem inicia a transmissão logo após receber o quadro CTS. A Figura 2.7 exemplifica este esquema de acesso ao meio.

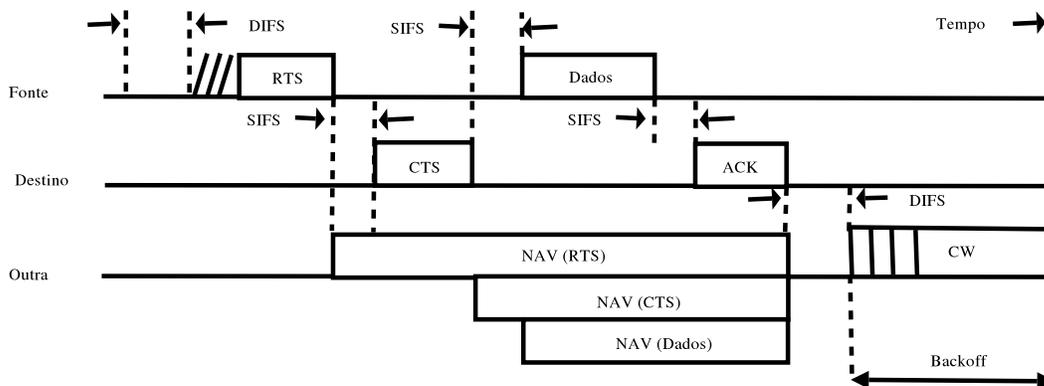


Figura 2.7: Acesso DCF com RTS/CTS

O uso de RTS e CTS é controlado em cada estação por um parâmetro chamado $RTS_{threshold}$. O RTS é utilizado somente na transmissão de quadros com tamanhos maiores que o valor atribuído a esse parâmetro.

Função de Coordenação Centralizada (PCF)

Como mencionado anteriormente, a função PCF é livre de contenção, pois baseia-se em consultas periódicas (*polling*) às estações para determinar qual delas terá acesso ao canal. Ao contrário da DCF, a PCF é de implementação opcional.

A Figura 2.8 apresenta o modo de operação da função PCF: um ponto de coordenação, normalmente localizado no ponto de acesso, inicia o período livre de contenção (*Contention-free Period* - CFP) periodicamente transmitindo um sinal de *beacon*, o qual atualiza os NAVs das estações com o tempo máximo estimado para o CFP. Dado que o ponto de coordenação deve esperar pela finalização de transmissões em andamento antes de enviar o sinal de *beacon*, o intervalo entre CFPs pode não ser constante. Depois de enviar o sinal de *beacon*, o ponto de coordenação inicia a consulta às estações de acordo com uma lista de consulta. Quadros de consulta e ACKs podem ser enviados juntamente com quadros de dados para que a largura de banda seja utilizada mais eficientemente.

A PCF tem prioridade sobre a DCF esperando por um intervalo PIFS (*polling IFS*) antes de acessar o canal. O intervalo PIFS é menor do que o intervalo DIFS, fornecendo ao ponto de coordenação prioridade absoluta para transmitir antes que qualquer estação tente competir pelo meio utilizando a DCF.

Quando o ponto de coordenação finaliza o CFP através do envio de um sinal CF_{end} , a função DCF inicia e as estações voltam a competir pelo canal.

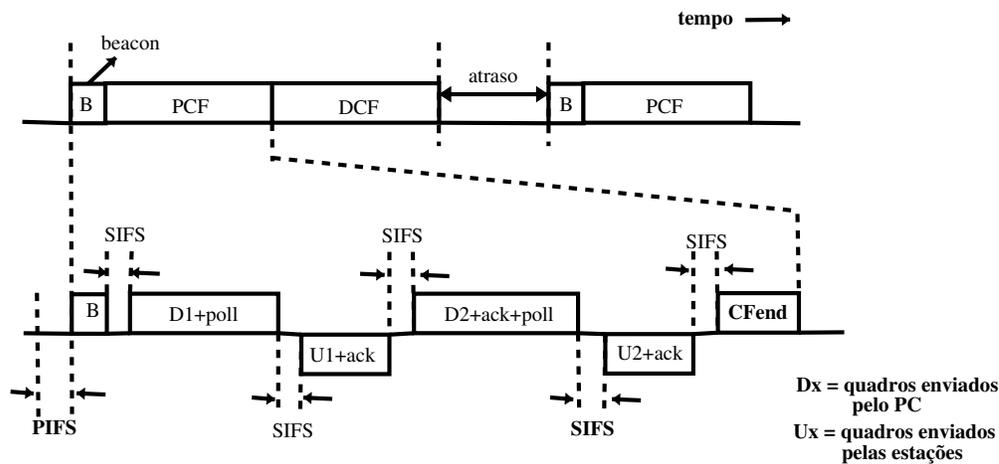


Figura 2.8: Função de Coordenação Centralizada (PCF)

Suporte à Fragmentação

A MAC 802.11 provê suporte à fragmentação e remontagem de quadros em transmissões ponto-a-ponto, permitindo a transmissão de um quadro longo em uma seqüência de quadros menores. A fragmentação é útil em situações onde ocorrem altas taxas de erros por enfraquecimento do sinal ou por ruído. Um limiar de fragmentação configurável ($Fragmentation_{threshold}$) é estabelecido, de forma que um quadro seja fragmentado somente quando for maior do que esse limiar. O tamanho máximo de um fragmento é dado por $Fragmentation_{threshold}$.

No período com contenção, os fragmentos de um mesmo quadro são enviados em rajada, invocando, uma única vez, o procedimento de acesso ao meio do DCF. A estação aguarda por um período igual a SIFS após o recebimento de um ACK, então envia o próximo fragmento. No período livre de contenção, os fragmentos são enviados como quadros individuais.

2.3.4 O Padrão 802.11 e a Internet

A grande disseminação dos produtos 802.11 deve-se, principalmente, às redes residenciais e corporativas [9]. Nestas redes, o tráfego predominante é o TCP/IP, semelhante ao tráfego das redes locais cabeadas. Em escritórios, as WLANs normalmente são instaladas em sobreposição às LANs, para fornecer conectividade e acesso à Internet em salas de reunião e refeitórios. Em residências, a rede sem fio surge como uma forma conveniente de acesso à Internet. Na maioria dos casos, residências que utilizam rede sem fio não possuem rede cabeada.

As WLANs têm se tornado uma séria ameaça às operadoras de rede celular que estão começando a oferecer serviços de dados através das redes celulares de 2ª e 3ª Geração [39]. Enquanto as redes celulares oferecem uma cobertura muito mais ampla que as WLANs e são próprias para fornecer acesso ubíquo, as WLANs fornecem taxas de transmissão superiores a

um baixo custo. Por exemplo, operadoras de rede celular têm pago um elevado preço pelo aluguel do espectro 3G, contudo a taxa de pico em uma célula 3G é de apenas 2 Mbps. Por outro lado, redes 802.11b apresentam baixo custo de operação além de oferecer taxa de pico de 11 Mbps. Assim sendo, nota-se que as redes 3G e 802.11 possuem características complementares. A tecnologia 3G oferece acesso ubíquo com taxas de dados relativamente baixas. As redes 802.11 possuem uma área de cobertura limitada, mas oferecem altas taxas de dados, próprias para aplicações *hot spot*. Arquiteturas que permitam a interoperabilidade entre as redes de 3ª Geração e 802.11 têm sido amplamente estudadas no meio científico [47] [48] [25] e consideradas pelos órgãos de padronização de ambas as tecnologias. O objetivo é fornecer aos usuários altas taxas de acesso à serviços multimídia onde a cobertura WLAN é oferecida, além da possibilidade de acesso e continuidade da conexão fora da cobertura da WLAN.

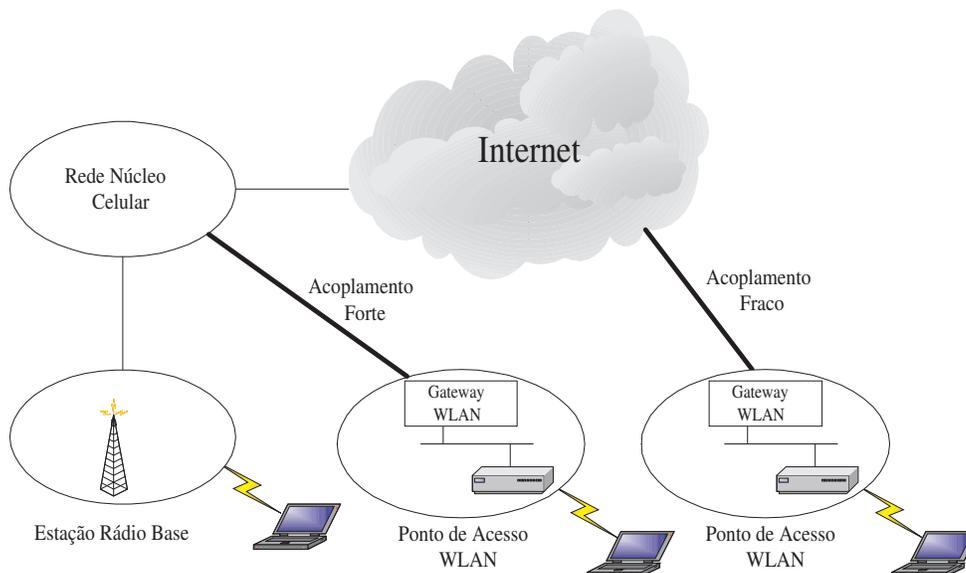


Figura 2.9: Integração entre redes 3G e 802.11

As redes 3G e 802.11 podem ser integradas através de dois métodos [16] [71]: acoplamento fraco e acoplamento forte (Figura 2.9). No acoplamento fraco, a rede WLAN e a rede celular constituem duas redes de acesso independentes. A rede de acesso WLAN está conectada à Internet e a rede celular está conectada à rede núcleo celular, que por sua vez, está conectada à Internet. O acoplamento forte sugere que a WLAN seja empregada como uma nova rede de acesso via rádio (RAN - *Radio Access Network*) dentro da rede celular. Assim sendo, haveria uma única rede núcleo celular. A Tabela 2.1 resume as principais características de ambos os métodos.

O padrão 802.11 possui várias extensões que complementam o padrão original permitindo sua adequação às novas necessidades. Como por exemplo, as extensões 802.11a e 802.11b que

	Acoplamento Fraco	Acoplamento Forte
Segurança	média	alta
Impacto sobre a arquitetura da rede celular 3G	nenhum	alto
Velocidade de <i>handoff</i>	lento	rápido
Continuidade da sessão	sim	sim
Continuidade do serviço (VoIP)	não	sim
Necessidade de <i>gateway</i> WLAN	sim	sim
Tráfego WLAN inserido na rede núcleo celular	não	sim
Provisão de QoS	over-provisioning	reutilização da arquitetura de QoS 3G
Tempo para desenvolvimento dos padrões	curto	longo

Tabela 2.1: Acoplamento Fraco vs. Acoplamento Forte

Extensão	Descrição	Estado
802.11	padrão original que oferece taxas de 1 e 2 Mbps	aprovado em 1997
802.11a	extensão para prover 54 Mbps na banda 5 GHz	aprovado em 1999
802.11b	extensão para prover 11 Mbps na banda 2.4 GHz	aprovado em 1999
802.11d	modificações para atender a regulamentação internacional	aprovado em 2001
802.11e	extensão à camada MAC para prover QoS	em debate
802.11f	recomendações para comunicação entre PAs	fase final
802.11g	extensão para prover 54 Mbps na banda 2.4 GHz	fase final
802.11h	extensão ao 802.11a para atender a regulamentação na Europa	fase final
802.11i	extensão para aumentar a segurança	em debate
802.11j	modificações para atender a regulamentação no Japão	fase inicial
802.11k	sistema de gerenciamento da WLAN	fase inicial
802.11m	revisão e re-edição do padrão existente	em andamento
802.11?	padrão para prover taxas acima de 100 Mbps	em andamento

Tabela 2.2: Extensões ao padrão IEEE 802.11

oferecem taxas de transmissão mais altas e a extensão 802.11e que tem o objetivo de adicionar mecanismo de QoS ao padrão original. A Tabela 2.2 apresenta brevemente cada uma das extensões [9].

2.4 Considerações Finais

O presente capítulo relacionou os principais aspectos acerca da computação móvel e da comunicação sem fio e apresentou a arquitetura, a camada física e a subcamada de acesso ao meio do padrão 802.11. Além disso, mostrou as perspectivas de integração entre as redes 802.11 e as redes de 3^a Geração, tirando partido das altas taxas de transmissão de dados e do baixo custo de operação das redes locais sem fio.

Independentemente da forma particular como o 802.11 será empregado, há ainda a necessidade de que algumas questões sejam analisadas, como a segurança, a vulnerabilidade à interferência eletro-magnética, o suporte à mobilidade em larga escala e o suporte à Qualidade de Serviço. No capítulo a seguir, as principais questões relacionadas ao suporte à QoS no padrão 802.11 serão discutidas.

Capítulo 3

802.11 e Qualidade de Serviço

A Qualidade de Serviço (QoS) é um conceito que expressa a qualidade de transmissão em redes de comunicação. A QoS é caracterizada por um conjunto de parâmetros que traduz as expectativas dos usuários e cujos valores são estabelecidos nos contratos de nível de serviço. Na camada de rede e camadas inferiores estes parâmetros definem os requisitos de desempenho em termos da vazão, confiabilidade, retardo, sincronização, entre outros. Assim, a rede deve utilizar mecanismos para gerenciar seus recursos para que possa prover a Qualidade de Serviço que o usuário deseja.

A pesquisa sobre QoS em redes sem fio é motivada pelo crescente número de dispositivos portáteis, tais como *laptops*, PDAs (*Portable Digital Assistants*) e telefones celulares, pelo aumento do desempenho de tais dispositivos disponibilizando aplicações multimídia e pelo aumento da taxa de dados das redes sem fio. Além disso, a conexão de dispositivos portáteis à redes IP fixas permite a provisão de um conjunto enorme de serviços disponíveis na Internet.

No ambiente sem fio, o suporte a QoS requer algoritmos que forneçam adaptabilidade às condições do canal, gerenciamento da mobilidade, técnicas de escalonamento especiais e protocolos de controle de acesso ao meio que possam garantir a Qualidade de Serviço requisitada (por exemplo, retardo, probabilidade de perda de pacotes).

Este capítulo aborda questões relativas ao suporte à Qualidade de Serviço no padrão IEEE 802.11 para as redes locais sem fio. A Seção 3.1 cita aspectos sobre QoS em geral. A Seção 3.2 relaciona os principais esquemas de diferenciação de serviços desenvolvidos para o 802.11 e apresenta a extensão 802.11e. A Seção 3.3 discute mecanismos adicionais que buscam aprimorar a Qualidade de Serviço oferecida pela rede sem fio. Finalmente, a Seção 3.4 traz as considerações finais do capítulo.

3.1 Qualidade de Serviço

A Qualidade de Serviço (QoS) define as características de transporte que influenciam a percepção do usuário do serviço oferecido. As três principais características das redes que provêm QoS são [55]:

- Disponibilidade do serviço: o serviço é imediatamente disponibilizado ou adiado por um tempo aceitável dependendo do *status* do usuário. A disponibilização é mais rápida para um usuário com prioridade mais alta do que para um usuário com prioridade inferior.
- Qualidade da informação: a informação é recebida com baixa taxa de erros como requisito pelo tipo de serviço.
- Entrega consistente: a informação é entregue a uma taxa e com uma qualidade consistentes, garantindo que a percepção do usuário permaneça sempre a mesma.

As aplicações multimídia e de tempo real possuem requisitos de QoS que devem ser traduzidos para parâmetros de desempenho da rede. Tais parâmetros são normalmente relacionados à capacidade de transmissão de dados, ao tempo consumido nas transmissões e à confiabilidade. Alguns parâmetros comumente empregados [15] [24] são descritos a seguir:

- Largura de banda: quantidade de dados que podem ser transmitidos por unidade de tempo, normalmente expressa em bits por segundo ou em múltiplos dessa unidade (Kbps, Mbps).
- Vazão: quantidade de dados transmitida com sucesso por unidade de tempo, também expressa em bits/s.
- Retardo: tempo consumido na transmissão de uma mensagem. Na camada de aplicação, o retardo é a diferença de tempo (fim-a-fim) transcorrida entre a geração do dado no transmissor e a sua apresentação no receptor. Essa diferença inclui parcelas referentes ao processamento nos nós finais e intermediários (roteadores, comutadores), à disputa pelo acesso ao meio nos enlaces compartilhados e ao tempo de propagação no meio físico. Caso a conexão entre transmissor e receptor envolva múltiplos saltos, como é comum em redes comutadas por pacotes, a soma de todos os retardos salto-a-salto mais o retardo de processamento deve ser igual ou inferior ao retardo fim-a-fim desejado.
- Variação do retardo (*jitter*): variação no conjunto de valores de retardo para unidades de dados consecutivas.
- Taxa de erros de bits: razão entre a quantidade de bits recebidos com erro e a quantidade de bits enviados.

- Taxas de erros ou de perdas de pacotes: razão entre a quantidade de pacotes perdidos e a quantidade de pacotes enviados. Os pacotes podem ser perdidos na rede por descarte nas filas dos nós intermediários, ou podem ser corrompidos por colisão com outros pacotes em enlaces compartilhados e ainda por variações no meio físico.

3.1.1 Especificação de QoS

A especificação de QoS preocupa-se em definir requisitos de QoS e políticas de gerenciamento no nível de aplicação. Normalmente, é diferente em cada camada do sistema e é utilizada para manter e configurar mecanismos de QoS residentes na rede e no sistema final. Considerações sobre níveis inferiores, tais como, sincronização de fluxos de vídeo e áudio, taxa e tamanho dos fluxos ou detalhes sobre o escalonamento de *threads* no sistema final são todos ocultos neste nível. A especificação de QoS é, portanto, declarativa; as aplicações especificam o que é requisitado ao invés de como será realizado pelos mecanismos de QoS de suporte. Ela engloba [53]:

- Desempenho do fluxo: caracteriza os requisitos do desempenho do fluxo do usuário. A capacidade de garantir taxas de vazão de tráfego, retardo, *jitter* e taxas de perda é particularmente importante para comunicações multimídia. Estas métricas baseadas em desempenho são passíveis de mudanças de uma aplicação para outra. Para ser capaz de estabelecer o sistema final e os recursos de rede necessários, as estruturas de QoS devem conhecer as características de tráfego esperadas associadas ao fluxo antes que os recursos sejam garantidos.
- Nível de serviço: enquanto o desempenho de fluxo permite que o usuário expresse as métricas de desempenho desejadas de maneira quantitativa, o nível de serviço possibilita que esses requisitos sejam refinados de maneira qualitativa de forma a permitir a distinção entre as garantias de desempenho de *software* e *hardware*. O nível de serviço expressa um grau de certeza de que os níveis de QoS requisitados no estabelecimento ou na renegociação do fluxo serão cumpridos.
- Política de gerenciamento de QoS: expressa o grau de adaptação à QoS que o fluxo pode tolerar e as ações que devem ser tomadas na ocorrência de violações na Qualidade de Serviço contratada. Além disso, permite estabelecer indicativos de QoS no caso de violações na Qualidade de Serviço requisitada e notificações periódicas da disponibilidade de QoS para largura de banda, retardo, *jitter* e perdas.
- Custo do serviço: especifica o preço que o usuário deve pagar por um certo nível de serviço. Este é um fator importante quando se considera a especificação de QoS. Se não há noção do custo do serviço envolvido na especificação de QoS, não há razões para o usuário não selecionar o nível máximo de serviço.

- Sincronização de fluxo: caracteriza o grau de sincronização entre fluxos relacionados. Por exemplo, fluxos de áudio e vídeo.

3.1.2 Mecanismos de QoS

No gerenciamento de recursos, os mecanismos de QoS podem ser categorizados em pró-ativos e reativos. Gerenciamento de recursos pró-ativo lida com o estabelecimento do fluxo e com a negociação de QoS fim-a-fim. Já o gerenciamento de recursos reativo trata da fase de transferência da mídia (mecanismos de controle e de gerenciamento de QoS).

Os mecanismos de controle de QoS fornecem controle de tráfego do fluxo em tempo real baseado nos níveis de QoS estabelecidos durante a fase de provisão de QoS, onde ocorre o mapeamento de QoS, o teste de admissão e a reserva de recursos. Os mecanismos de controle incluem: escalonamento de fluxo, policiamento de fluxo, controle de fluxo e sincronização de fluxo.

Os mecanismos de gerenciamento de QoS asseguram que a Qualidade de Serviço contratada será mantida. Os mecanismos fundamentais são: monitoramento de QoS, disponibilidade de QoS, degradação de QoS, manutenção de QoS e escalabilidade de QoS.

3.1.3 Qualidade de Serviço em Redes sem Fio

A provisão de Qualidade de Serviço em redes sem fio apresenta diversos desafios. O dinamismo do ambiente devido à mobilidade dos usuários e às interferências externas resultam em variações na capacidade do canal e na taxa de erros. Ao contrário das redes fixas, o ambiente sem fio não permite mecanismos de QoS baseados em topologias fixas ou em quantidade de recursos constante.

Diversas técnicas têm sido propostas para dar suporte a tráfego multimídia nas diferentes camadas da rede [10]. Na camada de aplicação, as aplicações de tempo real podem adaptar-se às condições da rede. Na camada de transporte, a reserva de recursos pode ser realizada durante o estabelecimento da conexão para fornecer garantias de QoS fim-a-fim. Na camada de rede, técnicas para o gerenciamento da mobilidade podem ser disponibilizadas. Os mecanismos de roteamento devem levar em consideração a QoS ao mesmo tempo que permitem a mobilidade. Na camada de enlace, o controle de acesso ao meio deve ser modificado para que reservas sejam respeitadas e garantias de QoS sejam suportadas. Técnicas adaptativas de controle de potência podem ser utilizadas para gerenciar a mobilidade e manter conexões ativas. Técnicas de controle de erros podem proteger os dados das taxas de erros variáveis. Na camada física diversas opções são disponibilizadas, desde infra-vermelho até rádio frequência.

A seguir, são apresentadas as principais técnicas propostas para prover Qualidade de Serviço na MAC 802.11.

3.2 Diferenciação de Serviços na MAC 802.11

O suporte à Qualidade de Serviço pode ser oferecido nos diferentes níveis da pilha de camadas. Para prover diferenciação na Internet, duas soluções no nível da camada de rede destacam-se: *IntServ* [60] e *DiffServ* [63]. Entretanto, para redes sem fio, estas soluções tornam-se ineficientes quando o suporte a QoS não é fornecido nas camadas inferiores, ou seja, na sub-camada MAC [26].

Diversas propostas foram elaboradas com o intuito de inserir a diferenciação de serviços no padrão IEEE 802.11. Algumas, para o modo PCF e outras, para o modo DCF.

As propostas de QoS para o modo PCF normalmente envolvem esquemas de consulta (*polling*), que levam em consideração a prioridade das estações. Estas propostas estão fora do escopo deste trabalho, cujo enfoque está nos esquemas de diferenciação empregados no acesso com contenção (DCF). A Seção 3.2.2 apresenta os principais esquemas propostos para o DCF. Antes de descrever estes esquemas, serão apresentadas algumas considerações sobre as limitações dos modos PCF e DCF para atender os diferentes tipos de aplicações.

3.2.1 Limitações do PCF e do DCF

Embora o PCF tenha sido projetado para dar suporte às aplicações multimídia, este modo apresenta três grandes problemas que levam a uma QoS de baixo desempenho [4] [46] [69].

O primeiro problema do esquema, ineficiente e complexo, de *polling* centralizado é a deterioração do desempenho do tráfego de alta prioridade quando a carga aumenta [4]. Além disso, em redes residenciais, algumas vezes necessita-se de comunicação entre uma televisão e um computador, por exemplo, mas de acordo com o padrão IEEE 802.11 toda a comunicação realizada no modo PCF deve passar pelo ponto de acesso.

O segundo problema deve-se à cooperação entre o período com contenção (CP) e o período sem contenção (CFP) que leva a atrasos imprevisíveis [46] [69]. Este problema ocorre sempre que uma estação que utiliza o modo DCF no CP obtém acesso ao canal já no final desse período. Como essa transmissão não pode ser interrompida, o ponto de acesso fica incapacitado de enviar o sinal de *beacon* até que a estação conclua a sua transmissão. Isso provoca um atraso no início do próximo CFP. Esse atraso é proporcional ao tamanho do quadro empregado pela estação em modo DCF e pode provocar uma violação dos requisitos de retardo e *jitter* (variação do retardo) das estações em modo PCF.

O terceiro problema decorre do fato de que uma estação em modo PCF, uma vez consultada, pode enviar um quadro (de até 2304 bytes) inteiro ou fragmentado empregando qualquer uma das taxas de transmissão de dados disponíveis no BSS (1, 2, 5,5 ou 11Mbps no 802.11b e de 6 à 54 Mbps no 802.11a). Isso faz com que o tempo de transmissão dessa estação esteja fora do controle do ponto de acesso, reduzindo a capacidade de cumprir os limites de retardo das demais estações inscritas no CFP.

O modo DCF suporta apenas serviços de melhor esforço, ou seja, não oferece qualquer garantia de QoS. Normalmente, serviços tais como voz sobre IP, áudio e vídeo-conferência exigem uma largura de banda mínima e retardo e *jitter* limitados, mas toleram algumas perdas de pacotes. Entretanto, no modo DCF, todas as estações de um BSS ou todos os fluxos de uma estação competem pelos recursos com a mesma prioridade. Não há mecanismos de diferenciação que garantam largura de banda, retardo e *jitter* para estações de alta prioridade ou fluxos multimídia.

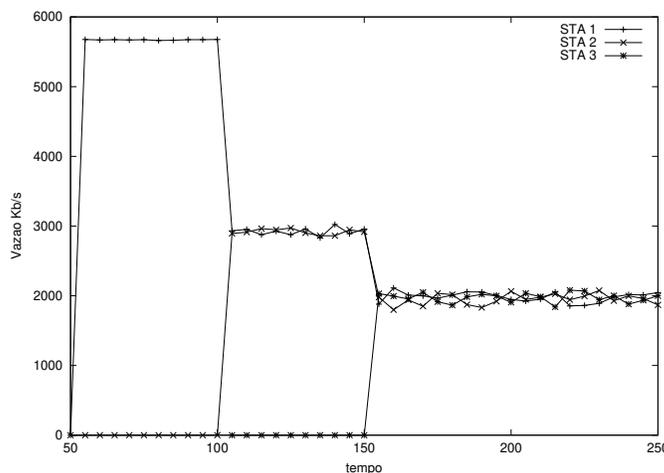


Figura 3.1: DCF sem suporte a diferenciação

Quando o número de estações aumenta, o tempo gasto na disputa pelo canal também aumenta, provocando uma degradação na vazão e no retardo. Por exemplo, na Figura 3.1 há três estações: STA1, STA2 e STA3. Estas estações estão localizadas a 25m de um ponto de acesso e transmitem pacotes CBR/UDP para um nó fixo conectado ao ponto de acesso através de um enlace cabeado. A estação STA1 envia tráfego de alta prioridade a partir do instante $t = 50s$, enquanto as estações STA2 e STA3 enviam tráfego de melhor esforço a partir dos instantes $t = 100s$ e $t = 150s$, respectivamente. A aplicação de alta prioridade da estação STA1 necessita de uma largura de banda de no mínimo 3Mbps. Durante o intervalo de tempo $t \in [50s, 100s]$, STA1 consegue uma vazão média de 5,67Mbps. No intervalo de tempo $t \in [100s, 150s]$, quando STA2 inicia sua transmissão, as duas estações (STA1 e STA2) compartilham igualmente o canal. No terceiro intervalo, $t \in [150s, 250s]$, a estação STA3 também envia seus pacotes, então, as três estações compartilham o canal e a estação STA1 consegue uma vazão média igual a 2Mbps $<$ 3Mbps (não atendendo seus requisitos de QoS). Este experimento mostra que no modo DCF não há suporte à diferenciação na vazão das estações quando há um aumento no número de estações. Ao mesmo tempo, o retardo, o *jitter* e a taxa de perda crescem. Dado que todas as estações compartilham o meio com a mesma prioridade, não é possível garantir os requisitos de QoS de uma aplicação de alta prioridade.

Os problemas na provisão de QoS, tanto no DCF quanto no PCF, incentivaram diversas atividades de pesquisa com intuito de melhorar a MAC 802.11 (como discutido na próxima Seção).

3.2.2 Esquemas de Diferenciação de Serviços no Modo DCF

Esta seção apresenta alguns dos principais esquemas de diferenciação propostos para o modo DCF. Estes esquemas consistem basicamente no ajuste dos parâmetros da subcamada MAC, alteração do procedimento de *backoff* e ajuste do tamanho dos quadros de dados. Desta forma, o acesso ao meio é realizado de acordo com as necessidades de cada estação.

Deve-se notar que estes esquemas fornecem diferenciação por estação e não por fluxo. Atento a este fato, o IEEE começou a desenvolver uma extensão ao padrão original com o objetivo de oferecer diferenciação baseada em filas, o que permite que fluxos provenientes de serviços com necessidades distintas coexistam em uma mesma estação. A Seção 3.2.3 apresenta esta extensão.

Esquema Aad

Neste trabalho, denominar-se-á esquema Aad, o esquema proposto em [26]. Para introduzir prioridades no padrão IEEE 802.11, Aad propõe quatro técnicas [26]:

- Função de aumento do backoff: cada nível de prioridade tem uma função de aumento do backoff diferente.
- CW_{min} : cada nível de prioridade possui um valor diferente para o tamanho mínimo da janela de contenção.
- DIFS: a cada nível de prioridade é atribuído um valor de DIFS diferente.
- Tamanho máximo do quadro: cada nível de prioridade tem um tamanho máximo do quadro diferente.

Conforme descrito na Seção 2.3, durante o processo de *backoff*, a cada transmissão não sucedida CW é multiplicada por 2 menos 1. Aad substituiu o valor 2 por P_j , que representa um fator de prioridade para a estação STA_j . Assim, ao invés de multiplicar CW por 2 ela é multiplicada por P_j . Os resultados mostram que este mecanismo fornece diferenciação para tráfego UDP. Para tráfego TCP, a conclusão é de que este mecanismo não é eficiente, pois o ponto de acesso (PA) envia todos os pacotes de reconhecimento TCP (TCP-ACKs) para todas as estações com o mesmo nível de prioridade. Além disso, o mecanismo funciona apenas se uma estação não recebe nenhum CTS após o envio de um RTS e, então, aumenta sua janela de contenção. Durante a fase de *Congestion Avoidance* do TCP, a origem espera por um novo

TCP-ACK antes de gerar um novo pacote, ou seja, gerar um RTS. No cenário utilizado para as simulações, os TCP-ACKs são gerados pelo PA, portanto, se este é lento, a maioria das estações fica esperando por um ACK e o número de estações que competem pelo canal é menor. Nas simulações com TCP e com UDP, ao se atribuir alta prioridade para o tráfego UDP e baixa prioridade para o TCP, não houve uma diferenciação considerável. Quando TCP recebe alta prioridade e UDP baixa prioridade, o tráfego TCP consegue maior vazão que o UDP.

Os resultados para o mecanismo de diferenciação que utiliza o CW_{min} , mostram que para tráfegos TCP é possível diferenciar se o PA for rápido, ou seja, se este possuir um valor baixo para CW_{min} . Se o PA é lento, acontece o problema descrito anteriormente: as estações devem esperar por muito tempo para receber o TCP-ACK e, então, enviar o RTS. Para tráfegos UDP, também é possível conseguir diferenciação. No entanto, o CW_{min} do PA não influencia os resultados, já que este não precisa enviar pacotes de reconhecimento para as estações.

Utilizando o intervalo DIFS como parâmetro para a diferenciação, o tráfego UDP consegue maior diferenciação que o tráfego TCP. Os pacotes TCP-ACK das várias estações ainda são todos enviados com o mesmo nível de prioridade, mas quando o DIFS do PA recebe um valor menor, a diferenciação torna-se mais visível. Este mecanismo também pode ser aplicado para fornecer diferenciação em tráfegos mistos.

O quarto mecanismo proposto para inserir diferenciação no protocolo IEEE 802.11 consiste em limitar o tamanho máximo do quadro de dados utilizado por cada estação. As simulações mostram que a taxa de transmissão de dados de uma estação é diretamente proporcional ao tamanho máximo do quadro por ela utilizado. Porém, Aad ressalta que quadros longos são mais facilmente corrompidos que quadros curtos, o que diminui o efeito da prioridade deste mecanismo.

Esquema DFS

Existem diversos mecanismos de escalonamento *fair queueing* que realizam a alocação de banda para os diferentes fluxos de uma estação [59] [66]. Neste contexto, *fair* significa que cada fluxo recebe uma largura de banda proporcional a um peso a ele atribuído. Dado que diferentes pesos podem ser atribuídos aos fluxos, este mecanismo pode ser utilizado para prover diferenciação entre os fluxos.

Vaidya *et al.* [54] propõem um esquema de acesso, chamado *Distributed Fair Scheduling* (DFS), baseado no mecanismo conhecido como *Self-Clocked Fair Queueing* (SCFQ) [66]. O DFS utiliza diferentes intervalos de *backoff* para proporcionar diferenciação entre os níveis de prioridade. Para cada quadro a ser enviado calcula-se um tempo de *backoff* proporcional ao tamanho do quadro e inversamente proporcional ao peso atribuído ao fluxo ao qual pertence o pacote. Dessa forma, estações com maior peso (prioridade) escolhem tempos de *backoff* menores. Esta técnica implementa o mecanismo de escalonamento *fair-queueing* de maneira distribuída. Os resultados de simulação apresentados mostram que o esquema proposto realiza

uma alocação da largura de banda proporcional aos pesos dos fluxos.

Esquema VMAC

Baseado no modo de acesso DCF, Campbell *et al.* [7] propõem um esquema totalmente distribuído para dar suporte a diferenciação de serviços. Uma MAC virtual (VMAC - *Virtual MAC*) monitora o canal e estima o nível de serviço obtido localmente. A VMAC gera estatísticas, no nível da subcamada MAC, relacionadas à Qualidade de Serviço, tal como retardo, *jitter*, colisão e perda de pacotes. A VMAC opera paralelamente a MAC na estação sem fio, mas não manipula a transmissão de pacotes reais como a MAC. Este é o motivo pelo qual ela é chamada MAC virtual. A vantagem da MAC virtual é que ela pode estimar estatísticas complexas sem sobrecarregar o sistema. Assim sendo, análises e métodos de controle de tráfego mais sofisticados podem ser aplicados. Além disso, um algoritmo, chamado *Virtual Source* (VS), utiliza a VMAC para estimar a QoS no nível da aplicação. O VS permite que os parâmetros da aplicação sejam ajustados em resposta às condições dinâmicas do meio.

Este esquema utiliza os seguintes parâmetros da MAC para prover diferenciação: $CW_{min}^{prioAlta} < CW_{min}^{prioBaixa}$ e $CW_{max}^{prioAlta} < CW_{max}^{prioBaixa}$. Os resultados das simulações deste esquema apontam que quando estes algoritmos virtuais distribuídos são aplicados ao controle de admissão, mantém-se um estado global estável sem a necessidade de um gerenciamento de recursos centralizado complexo. Além disso, pode-se aumentar a diferenciação no retardo aumentando a diferença entre $CW_{min}^{prioAlta}$ e $CW_{min}^{prioBaixa}$, ou seja, diminuindo $CW_{min}^{prioAlta}$ e aumentando $CW_{min}^{prioBaixa}$ o tráfego de alta prioridade recebe um retardo menor, enquanto o tráfego de baixa prioridade recebe um retardo maior. Entretanto, uma desvantagem do algoritmo virtual é o consumo extra de processamento na estação sem fio.

Esquema Blackburst

O principal objetivo do Blackburst [37] é minimizar o retardo do tráfego de tempo real. Ao contrário dos outros esquemas, este impõe certos requisitos às estações de alta prioridade: todas as estações de alta prioridade devem tentar acessar o meio em intervalos iguais e constantes, t_{sch} , e devem possuir a habilidade de congestionar o meio por um período de tempo.

Quando uma estação de alta prioridade deseja enviar um quadro, ela verifica se o meio está livre por um intervalo igual a PIFS e, então, envia o quadro. Se o meio está ocupado, a estação aguarda o meio ficar livre por um intervalo PIFS e, então, entra no período de contenção *blackburst*: a estação envia uma rajada (*black burst*) para congestionar o canal. O tamanho da rajada é determinado pelo tempo que a estação aguardou para acessar o meio e é calculado em número de *black slots*. Depois de transmitir a rajada, a estação observa o meio por um curto período de tempo (menor que um *black slot*) para verificar se outra estação está enviando uma rajada maior, o que implica que a outra estação deve acessar o meio primeiro. Se o meio está

Prioridade	IFS	Algoritmo de <i>Backoff</i>
0	DIFS	$B = 2^{2+i}/2 + \lfloor rd \times 2^{2+i} \rfloor$
1	DIFS	$B = \lfloor rd \times 2^{2+i} \rfloor$
2	PIFS	$B = 2^{2+i}/2 + \lfloor rd \times 2^{2+i} \rfloor$
3	PIFS	$B = \lfloor rd \times 2^{2+i} \rfloor$

Tabela 3.1: Níveis de Prioridade no esquema DC

ocioso, a estação envia o quadro, caso contrário, ela aguarda o meio ficar livre novamente e entra em outro período de contenção *blackburst*.

Depois da transmissão bem sucedida de um quadro, a estação escalona a próxima tentativa de transmissão para t_{sch} segundos a frente. Dessa forma, cria-se uma sincronização entre os fluxos de tempo real. No esquema Blackburst, as estações de baixa prioridade utilizam o método de acesso convencional do IEEE 802.11. Isso significa que, a menos que alguma estação de baixa prioridade interrompa a ordem, serão necessários poucos períodos de contenção *blackburst* uma vez que as estações estão sincronizadas. A principal desvantagem deste esquema é que ele exige intervalos de acesso constantes para as estações de alta prioridade, de outra forma, o desempenho sofre uma degradação considerável.

Esquema DC

Em [35], Deng e Chang propõem um esquema de diferenciação de serviços que requer modificações mínimas no modo DCF básico do 802.11. Neste trabalho, denominaremos este esquema como esquema DC.

O esquema DC utiliza dois parâmetros da MAC, o intervalo de *backoff* e o IFS entre cada transmissão de dados, para prover a diferenciação. O tempo de *backoff* é calculado de duas formas, sendo cada uma destas combinada com dois IFSs de tamanhos diferentes, PIFS e DIFS, como mostrado na Tabela 3.1. Onde rd é uma variável em (0,1) e $\lfloor x \rfloor$ representa o maior inteiro menor ou igual a x . Uma estação que utiliza PIFS obtém maior prioridade que uma estação que utiliza DIFS. Os algoritmos de *backoff* garantem que as estações com baixa prioridade sempre produzam intervalos de *backoff* mais longos que as estações de alta prioridade.

3.2.3 A extensão IEEE 802.11e

Para dar suporte a Qualidade de Serviço em redes 802.11, o IEEE criou o Grupo de Tarefas E, dentro do Grupo de Trabalho 11. A extensão, chamada 802.11e [32], introduz uma nova função de coordenação, a Função de Coordenação Híbrida (*Híbrid Coordination Function - HCF*). A HCF possui um Coordenador Híbrido (*Hybrid Coordinator - HC*), responsável pela funcionalidade de QoS dentro do QBSS (*QoS Basic Service Set*). As estações (STAs) que

operam sob o protocolo 802.11e são chamadas QSTAs (*QoS Stations*) e o ponto de acesso, onde normalmente está localizado o HC, é chamado de QAP (*QoS Access Point*).

A Função Híbrida é composta por dois modos de acesso: HCF e EDCF (*Enhanced Distributed Coordination Function*). O EDCF é utilizado no período com contenção (CP), enquanto o HCF é utilizado em ambos os períodos, com contenção e livre de contenção (CFP).

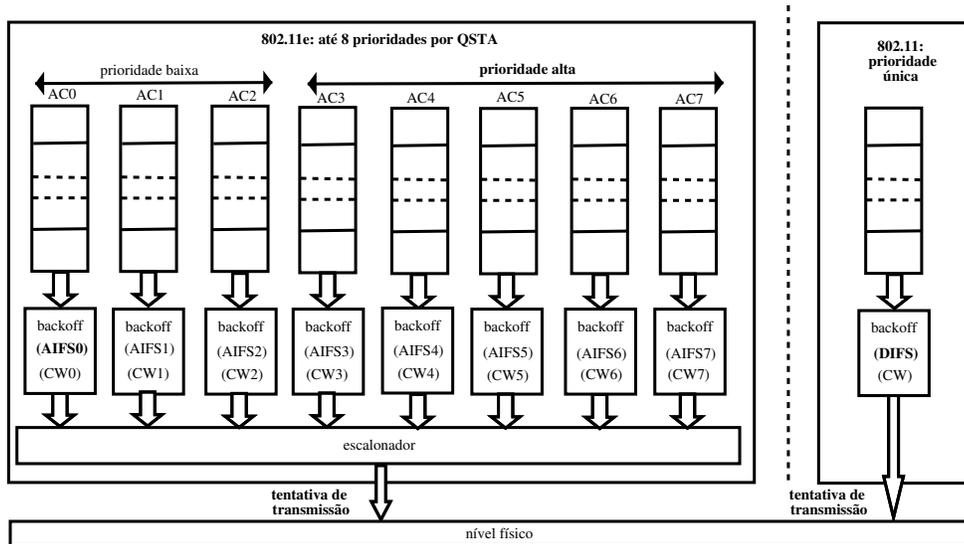


Figura 3.2: EDCF vs DCF

A extensão EDCF tem a finalidade de complementar o modo de acesso DCF do padrão 802.11 para prover a diferenciação de serviços utilizando um controle distribuído. Tanto o mecanismo de acesso baseado em contenção quanto o mecanismo livre de contenção são providos pelo HC no CP. Esta técnica permite disponibilizar até 8 classes de tráfego (8 filas) em uma estação (Figura 3.2). Cada QSTA pode ter até 8 Categorias de Acesso (*Access Categories - ACs*), ou seja, 8 filas na camada MAC para suportar até 8 Prioridades de Usuários (*User Priorities - UPs*). Em cada estação, uma ou mais UPs são atribuídas para cada AC. De outro modo, um QAP deve suportar no mínimo 4 ACs.

No modo EDCF prioridades relativas são fornecidas através da configuração dos parâmetros da camada de acesso ao meio. Atribuindo-se uma janela de contenção pequena para uma classe de alta prioridade assegura-se que, na maioria dos casos, esta classe será capaz de transmitir antes do que uma classe de baixa prioridade. Assim sendo, os parâmetros CW_{min} e CW_{max} podem receber configurações diferentes para classes com prioridades distintas. Além disso, vários IFSs podem ser usados por diferentes classes de serviço. Ao invés de utilizar o DIFS, um novo tipo de intervalo entre-quadros chamado AIFS (*Arbitration Interframe Space - AIFS*) é utilizado no EDCF. O AIFS, para uma determinada classe, deve ser igual a um intervalo DIFS mais alguma quantidade de *slots* (possivelmente 0). Classes com valor de AIFS pequeno

possuem alta prioridade.

Cada Categoria de Tráfego (*Traffic Category* - TC) dentro de uma estação, comporta-se como uma estação virtual. A TC compete pelo acesso ao meio e inicia, independentemente, seu processo de *backoff* depois de detectar o meio ocioso por AIFS. Se o contador de *backoff* de duas ou mais TCs de uma estação alcançam o valor zero no mesmo instante, um escalonador da estação evita a colisão virtual garantindo que a TC com prioridade mais alta realize a transmissão. Ao mesmo tempo, a TC com prioridade mais baixa comporta-se como se houvesse uma colisão no meio sem fio.

Para aumentar o desempenho e melhorar o nível de utilização do canal, as estações realizam a transmissão de quadros em rajadas durante intervalos de tempo chamados TxOps (*Transmission Opportunity*). Neste intervalo, uma estação pode enviar vários quadros, separados por SIFS, sem a necessidade de disputar o meio a cada quadro. A transmissão em rajadas pode reduzir o *overhead* na rede e aumentar a vazão das estações. Por outro lado, pode aumentar a variação dos atrasos (*jitter*), portanto, a TxOp não deve ser maior do que o tempo necessário para transmitir o maior quadro.

Os parâmetros de QoS utilizados pelas estações são definidos pelo HC, sempre com base em 8 prioridades de usuários. Um conjunto de parâmetros de QoS (*QoS Parameter Set* ou *EDCF Parameter Set*) é usado para informar às QSTAs os parâmetros necessários para o estabelecimento da funcionalidade de QoS. Esse conjunto, que é encapsulado em quadros de controle como os quadros *beacon*, fornece o valor de $AIFS(i)$ e $CW_{min}(i)$ a ser utilizado para as prioridades de 0 a 7. Os dois primeiros campos (Figura 3.3), *Element ID* e *Length*, identificam o conjunto de parâmetros de QoS e informam seu comprimento. Os campos AIFS e CW_{min} indicam, respectivamente, o valor de AIFS e CW_{min} de cada prioridade i . A duração máxima da TxOp é definida pelo parâmetro *TxOp Limit*. O valor do *TxOp Limit* é configurado para todo o QBSS e não por prioridade de usuário.

Element ID (12 bits)	Length (18 bits)	TxOp Limit (2 octetos)	CWmin[UP] CWmin[0]...CWmin[7] (8 octetos)	AIFS[UP] AIFS[0]...AIFS[7] (8 octetos)
-------------------------	---------------------	---------------------------	---	--

Figura 3.3: Conjunto de Parâmetros de QoS do EDCF

3.3 Necessidades Adicionais

Análises de desempenho mostram que a extensão 802.11e oferece melhor suporte à QoS do que os modos DCF e PCF em condições de baixa e média carga [4]. Entretanto, o aumento da carga provoca quedas na vazão das fontes de dados, enquanto o aumento no número de estações resulta em um rápido crescimento da taxa de colisão o que prejudica o desempenho do tráfego multimídia. Resultados de simulação apresentados por Mangold *et al* [69] mostram que

se existe um pequeno número de estações competindo pelo canal, um valor baixo de CW_{min} possibilita o acesso com prioridade. Mas se o número de estações aumenta faz-se necessário um esquema adaptativo para ajuste do valor de CW_{min} de acordo com o número de estações ou com a carga presente na rede [45].

Este comportamento mostra que a existência de classes de serviço na extensão 802.11e não garante que os fluxos presentes na rede serão servidos com um retardo aceitável para o tipo de aplicação a que pertencem. Dessa forma, faz-se necessária a adoção de mecanismos de controle tais como controle de admissão e controle de carga, além de um esquema de ajuste adaptativo para o conjunto de parâmetros de QoS que leve em consideração as condições em que a rede se encontra.

3.3.1 Controle de Admissão

O controle de admissão é o mecanismo de controle de tráfego que determina se um novo fluxo pode ser aceito ou não na rede; decisão esta que considera a manutenção das garantias de QoS para todos os fluxos admitidos na rede.

Em mecanismos de controle tradicionais, conhecidos como controle de admissão baseado em parâmetros, os fluxos de dados informam seus requisitos de QoS através de parâmetros. Com base nesta informação, um algoritmo de controle de admissão determina se a Qualidade de Serviço requisitada pode ser oferecida sem prejudicar os demais fluxos.

A vantagem do controle de admissão baseado em parâmetros é a sua simplicidade: dado que os fluxos de dados fornecem informações sobre os recursos de rede requisitados, o algoritmo de controle de admissão fica isento de prever tais valores. Este modo de operação é apropriado para fluxos com vazão constante [14]. Entretanto, métodos conservadores tendem a super-estimar os recursos de rede, pois utilizam estimativas do pior caso para garantir os requisitos de largura de banda e retardo. Este comportamento resulta em rejeições desnecessárias e baixa utilização da rede. Por outro lado, existem algoritmos de controle de admissão que levam em consideração a carga atual da rede na tomada de decisão. Este mecanismo dinâmico é chamado “controle de admissão baseado em medições”.

Os esquemas de controle de admissão baseado em medições (MBAC - *Measurement-Based Admission Control*) não necessitam de uma caracterização precisa do tráfego, dado que as decisões de admissão baseiam-se em medições do tráfego realizadas periodicamente. A arquitetura destes esquemas consiste em três componentes inter-relacionados: (1) o protocolo de sinalização através do qual novos fluxos são estabelecidos, (2) o módulo de medição de tráfego, que gera estatísticas sobre a situação da rede e (3) o módulo de controle de admissão que aceita ou rejeita requisições para estabelecimento de novos fluxos.

Vários algoritmos de controle de admissão baseado em medições têm sido propostos na literatura (como por exemplo, [72], [61], [49], [50], [67], [68], [65], [64], [62], [18]). Estes

algoritmos, embora possuam objetivos semelhantes, diferem tanto na fundamentação teórica, quanto no mecanismo de medição e nas equações algoritmo de decisão [44].

Jamin *et al* [68] citam como exemplos de técnicas usadas nos mecanismos de medição as técnicas de janelas de tempo (*Time-Window*), amostras de pontos (*Point Samples*) e média exponencial (*Exponential Averaging*). No mesmo trabalho, são citadas como exemplos de algoritmos de decisão as técnicas de soma medida (*Measured Sum*), região de aceitação (*Acceptance Region*) e banda equivalente (*Equivalent Bandwidth*)

Todos estes esquemas de controle de admissão foram propostos em estudos de redes fixas. Dada a necessidade de mecanismos de controle de tráfego em redes IEEE 802.11e, a adaptação de alguns destes esquemas para o caso sem fio passa a ser uma alternativa atraente. Uma vez que os canais nas redes sem fio apresentam características variáveis, o controle de admissão baseado em medições torna-se uma boa opção.

3.3.2 Ajuste Dinâmico dos Parâmetros de QoS

O conjunto de parâmetros de QoS pode ser usado pelo QAP para estabelecer políticas, modificar políticas ao admitir novos fluxos ou ainda adaptar-se às mudanças na carga oferecida à rede [32]. Porém, a definição de como este conjunto deve ser composto para cada situação particular de carga está fora do escopo da especificação 802.11e.

A escolha dos valores dos parâmetros de QoS pode basear-se em regras estáticas pré-definidas ou ser determinada dinamicamente com a ajuda de algum mecanismo de controle que forneça informações sobre a situação da rede. Ambas as abordagens têm vantagens e desvantagens.

A primeira abordagem requer um estudo inicial sobre as situações de carga mais prováveis. A partir desta estimativa de carga, os valores de CW_{min} e AIFS de cada categoria de acesso podem ser estaticamente definidos e mantidos no decorrer do tempo. Nesta abordagem, o QAP exerce o controle da funcionalidade de QoS sem grande complexidade, apenas informando o valor dos parâmetros à cada nova estação que entra no QBSS. No entanto, essa definição estática pode causar ineficiência no uso dos recursos da rede nas situações que diferem das estimativas iniciais.

Com a segunda abordagem, é possível adaptar os parâmetros à carga oferecida, buscando-se maximizar a utilização da rede e manter os níveis de serviço desejados. A desvantagem, nesse caso, é a complexidade adicionada ao ponto de acesso, uma vez que agora ele deve selecionar dinamicamente os parâmetros de diferenciação do conjunto de parâmetros de QoS. Para que essa seleção dinâmica seja possível, é necessário um mecanismo para monitoração e controle de carga dos tráfegos que utilizam o método de acesso com contenção (EDCF).

O controle de carga reduz ou aumenta a carga dos fluxos de dados com o intuito de preservar os requisitos de Qualidade de Serviço de cada uma das classes e maximizar a utilização da

rede. A definição dinâmica dos elementos do conjunto de parâmetros de QoS permite ajustar os tráfegos de menor prioridade para, quando necessário, conceder acesso aos tráfegos de maior prioridade e, quando possível, explorar ao máximo a largura de banda não utilizada.

3.4 Considerações Finais

Neste capítulo foram abordados os principais conceitos relacionados à Qualidade de Serviço, bem como os esquemas de diferenciação elaborados para o MAC das redes locais sem fio. O estudo de tais esquemas os revela como formas bastante efetivas de estabelecimento de diferenciação nesse tipo de rede. Porém, observa-se que os experimentos realizados para mostrar a efetividade destes esquemas não exploram situações onde as estações sem fio estão localizadas heterogeneamente no BSS, ou seja, a diferentes distâncias do ponto de acesso. A investigação de tais situações é importante, dado que a distância influencia na qualidade do sinal das estações e, portanto, pode influenciar na QoS recebida. O capítulo 4 apresenta uma série de experimentos que mostram a influência dos parâmetros CW_{min} , CW_{max} e DIFS sobre a vazão das estações sem fio quando estas estão heterogeneamente distribuídas na rede.

A inclusão de um suporte à QoS no 802.11 motiva o desenvolvimento de mecanismos que garantam um uso eficiente da nova funcionalidade e dos recursos da rede. Tais mecanismos buscam resolver questões relacionadas ao gerenciamento da QoS. No capítulo 5 propõe-se a adaptação de um mecanismo de controle de admissão baseado em medições desenvolvido para redes fixas para as redes 802.11e. O capítulo 6 apresenta a proposta de um mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros do conjunto de parâmetros de QoS da extensão 802.11e para permitir a manutenção da QoS oferecida e utilização eficiente dos recursos da rede.

Capítulo 4

Diferenciação de Serviços em Redes 802.11 sob degradação da taxa de transmissão

Os sistemas sem fio sofrem uma deterioração de desempenho com o aumento da distância, fato este não relevante nas redes cabeadas dado a possibilidade de limitação no comprimento dos cabos. Para tratar a deterioração de desempenho com a distância, os sistemas sem fio estão preparados para utilizar modulações mais robustas em condições de baixa intensidade de sinal, com a conseqüente diminuição da taxa de transmissão. No caso das redes IEEE 802.11, na sua versão original [29], são previstas duas taxas: 2 Mbps e 1 Mbps, que utilizam DBPSK (*Differential Binary Phase Shift Keying*) e DQPSK (*Differential Quadrature Phase Shift Keying*) respectivamente com codificação de Baker de 11 bits. Para o padrão IEEE 802.11b [31] são previstas quatro taxas: 11 Mbps, 5,5 Mbps, 2 Mbps e 1 Mbps. Para as duas taxas mais altas, acrescentadas na 802.11b, utiliza-se a modulação DQPSK com código CCK (*Complementary Code Keying*) com 8 e 4 bits por portadora. A variação da taxa em função da distância, e algumas vezes em função de condições adversas de propagação no ambiente, denominada *fall back*, cria uma situação bastante diferente daquela encontrada em redes cabeadas. O desempenho da rede como um todo é fortemente influenciado pela posição das estações. No tratamento de aplicações com diferentes requisitos de Qualidade de Serviço a deterioração de desempenho em função da distância é relevante, uma vez que impacta os mecanismos de controle de QoS.

O padrão IEEE 802.11 não prevê níveis de prioridade para a diferenciação de serviços. Diversos mecanismos vem sendo propostos a fim de se introduzir Qualidade de Serviço no padrão IEEE 802.11 (veja Seção 3.2.2). Estes mecanismos consistem, basicamente, em atribuir valores aos parâmetros da camada de acesso ao meio segundo as necessidades dos diferentes tipos de serviços. No entanto, estas propostas assumem que as estações estão todas localizadas a uma mesma distância do ponto de acesso, o que não corresponde a um cenário realista. A diminuição da taxa de transmissão como função da distância pode levar a impossibilidade de provisão de serviços prioritários dado que estações com alta prioridade podem receber serviços

inferiores aos obtidos por estações com baixa prioridade mais próximas do ponto de acesso. Além disso, é importante que estações com alta prioridade tenham a mesma acessibilidade ao meio independentemente da sua distância ao ponto de acesso.

Este capítulo apresenta um estudo sobre o impacto dos valores atribuídos aos parâmetros da camada MAC na diferenciação das vazões obtidas pelas estações em função da distância ao ponto de acesso em uma rede IEEE 802.11b. Em especial, investiga-se a diferenciação de serviços em situações de alta carga dado que em tais situações a diferenciação pode ser inviabilizada pela inacessibilidade ao meio. Resultados são derivados considerando-se diferentes protocolos da camada de transporte, bem como diferentes cenários de carga da rede. As Seções 4.1 e 4.2, descrevem respectivamente, os experimentos realizados e a análise dos resultados. A Seção 4.3 apresenta as conclusões do estudo.

4.1 Experimentos de Simulação

Esta seção descreve os experimentos de simulação necessários para avaliar a influência da distância das estações até o ponto de acesso (PA) na vazão.

Para a derivação dos resultados, utilizou-se a ferramenta de simulação *Network Simulator (ns)* versão 2.26 [42] com a extensão para redes sem fio [13]. Como a extensão possui protocolos de roteamento apenas para redes *Ad Hoc*, foi necessário agregar ao código do *ns* um protocolo específico para redes 802.11 infra-estruturadas. O agente de roteamento escolhido foi o NOAH (*NO n Ad Hoc routing agent*) [40] que faz com que os quadros de/para as estações móveis passem pelo sistema de distribuição, através do ponto de acesso.

Para inserir prioridade no protocolo IEEE 802.11, foram utilizados três parâmetros: CW_{min} , CW_{max} e o intervalo DIFS. Para estações com alta prioridade o valor de CW_{min} varia entre 8 e 64. O valor de CW_{max} , entre 32 e 1024 e o valor de DIFS entre 50μ e 200μ . As estações com baixa prioridade possuem CW_{min} , CW_{max} e DIFS igual a 128, 1024 e 200μ , respectivamente.

O cenário, mostrado na Figura 4.1, simula a situação de um *hotspot* fornecendo acesso à rede fixa. O *hotspot* consiste em um ponto de acesso conectado a uma estação fixa através de um enlace de 100 Mbps e 2 ms de retardo. As estações sem fio estão posicionadas circularmente a 25, 100 e 250 metros do PA permitindo, assim, observar a influência da distância sobre a vazão. Os valores das distâncias foram escolhidos baseando-se em dados obtidos do catálogo do PC card da Orinoco [56].

Cenários com 12 estações sem fio foram utilizados e a duração dos experimentos de simulação foi de 250 segundos. Em cada uma das três distâncias existem 4 estações, sendo duas de alta prioridade e duas de baixa prioridade. O tráfego foi gerado através de fontes CBR (*Constant Bit Rate*) na direção das estações móvel para o nó fixo. O tamanho do pacote é igual ao tamanho máximo estabelecido pelo padrão IEEE 802.11, isto é, 2304 bytes. Na camada de transporte foram utilizados os protocolos UDP e TCP.

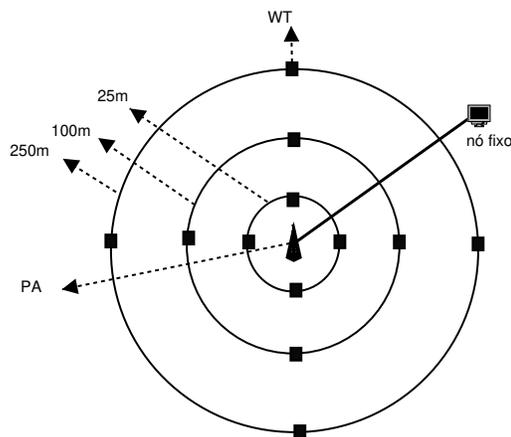


Figura 4.1: Cenário usado nas simulações

Utilizou-se carga oferecida ($carga\ oferecida = (taxa\ de\ dados \times número\ de\ estações) \div taxa\ do\ canal$) igual a 0.5, 1.0 e 2.0 simulando cenários com carga abaixo, igual e superior a capacidade do canal, respectivamente.

4.2 Resultados Numéricos

Os resultados são mostrados através de gráficos nos quais o eixo horizontal corresponde aos valores do CW_{min} (CW_{max})(DIFS) para as estações com alta prioridade a 250m do PA, as linhas pontilhadas mostram a vazão média das estações com alta prioridade a 25m do PA, enquanto as linhas contínuas mostram a vazão das estações com alta prioridade a 250m do PA.

Intervalos de confiança foram derivados através do método da repetição seletiva com nível de confiança de 95% e largura de no máximo 5%, porém foram omitidos das figuras a fim de evitar poluição visual.

4.2.1 Fluxos UDP

É possível perceber a influência da distância quando todas as estações com alta prioridade possuem mesmo valor de CW_{min} . Neste caso, as estações mais próximas ao PA conseguem uma maior vazão, para qualquer que seja a carga oferecida ao canal (Figura 4.2). Quando a carga é igual a 1 (Figura 4.2(a)) e CW_{min} igual a 8, as estações têm praticamente a mesma vazão. Para os outros valores de CW_{min} , a diferença entre a vazão das estações próximas e das estações mais distantes supera 100Kb. Quando a carga é igual a 2 (Figura 4.2(b)), a vazão das estações a 25m aumenta enquanto a vazão das estações a 250m diminui, resultando em diferenças entre as vazões que variam de 120Kb a 250Kb.

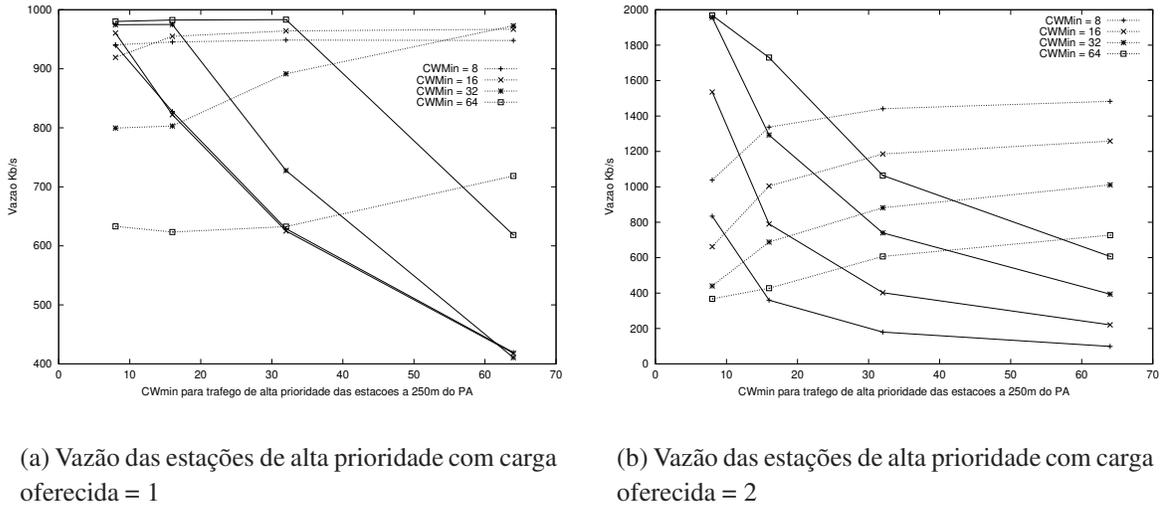


Figura 4.2: Diferenciação utilizando CW_{min}

Quando as estações a 25m e a 250m possuem CW_{min} diferentes, as estações com menor CW_{min} conseguem vazão maior. Por exemplo, quando o valor do CW_{min} das estações a 250m é igual a 16 e o valor do CW_{min} das estações a 25m do PA é igual a 32 ou a 64, para qualquer que seja a carga oferecida, as estações mais distantes conseguem uma vazão maior.

Quando a carga é aproximadamente igual a capacidade do canal (Figura 4.2(a)), observa-se que se CW_{min} das estações a 25m é igual a 8 a vazão destas estações permanece praticamente constante para qualquer que seja CW_{min} das estações mais distantes.

Se a carga oferecida é 0.5, os resultados obtidos mostram que não existe diferenciação; qualquer que seja o nível de prioridade ou a distância da estações, a vazão é a mesma.

Com base nos resultados obtidos, pode-se concluir que para que as estações com alta prioridade obtenham maior acesso ao canal, independentemente de sua distância até o PA, CW_{min} deve ser mantido em 8, pois esta configuração permite que tanto as estações próximas quanto as mais distantes do PA consigam uma vazão mais alta.

Para avaliar o impacto do CW_{max} , o valor do CW_{min} para as estações com alta prioridade foi mantido em 8.

Quando a carga oferecida é igual a 1, conforme o valor do CW_{max} varia, a vazão das estações com alta prioridade têm uma variação de no máximo 12Kb. Tanto as estações mais próximas do PA quanto as mais distantes possuem uma vazão média igual a 940Kb, resultado este já observado quando utilizou-se CW_{min} como parâmetro de diferenciação com valor igual a 8 (Figura 4.2(a)).

Na Figura 4.3, mostra-se um cenário com carga oferecida igual a 2. É possível notar que as estações mais próximas do PA conseguem uma vazão maior independentemente do valor do

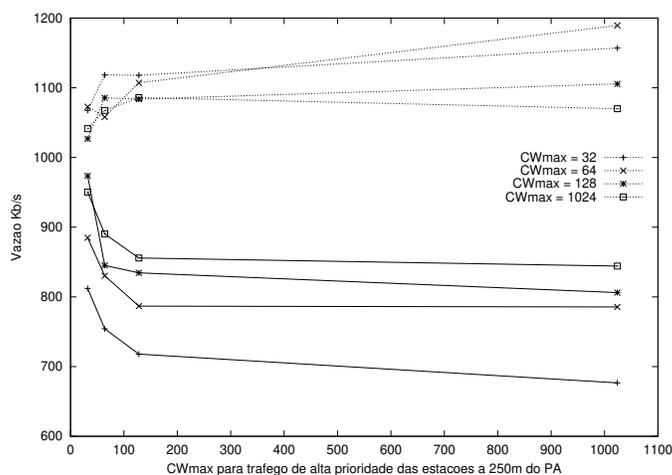


Figura 4.3: Diferenciação utilizando CW_{max} : vazão das estações de alta prioridade com carga oferecida = 2

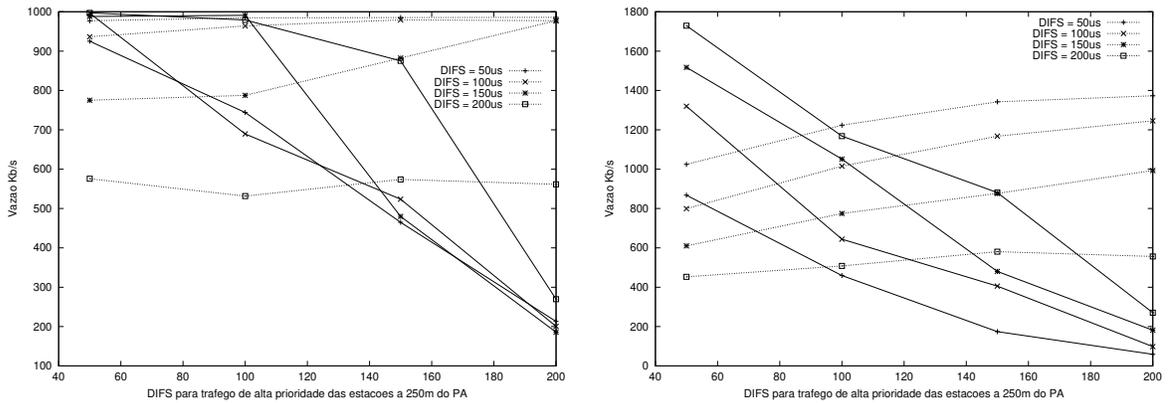
CW_{max} . Quando o valor do CW_{max} das estações a 25m do PA aumenta, a vazão das estações mais distantes também aumenta. Quando o valor do CW_{max} das estações a 250m aumenta, a vazão das estações mais próximas do PA aumenta. O valor do CW_{max} das estações a 25m influencia mais a vazão das estações a 250m, do que o CW_{max} das estações a 250m influencia a vazão das estações a 25m. É possível observar nesta figura que quando CW_{max} das estações a 250m varia de 128 a 1024 a vazão destas estações mantém-se praticamente constante.

Quando o intervalo DIFS é utilizado como parâmetro de diferenciação, os valores de CW_{min} e CW_{max} para todas as estações são mantidos em 32 e 1024, respectivamente.

Os resultados apresentados na Figura 4.4, possuem um comportamento semelhante aos resultados obtidos quando se utilizou CW_{min} como parâmetro de diferenciação. Quando o valor de DIFS é igual para todas as estações de alta prioridade, as estações mais próximas do PA conseguem uma vazão maior. Quando DIFS é igual a $50\mu s$, a diferença entre a vazão das estações a 25m e a 250m fica em torno de 50Kb para carga igual a 1. A diferença aumenta para 150Kb, quando a carga é igual a 2 dado que a vazão das estações a 25m aumenta e das estações a 250m diminui. Quando o valor de DIFS é igual a $100\mu s$, $150\mu s$ ou $200\mu s$ a diferença entre as vazões varia entre 275Kb e 400Kb para ambas as cargas.

Quando o valor do DIFS é diferente para as estações a 25m e a 250m, as estações que possuem valor do DIFS menor conseguem uma vazão maior. Por exemplo, se o valor do DIFS é $100\mu s$ para as estações a 250m do PA e $150\mu s$ ou $200\mu s$ para as estações a 25m do PA, para qualquer que seja a carga oferecida, as estações mais distantes conseguem uma vazão maior.

Quando a carga oferecida é igual a 1 (Figura 4.4(a)), observa-se que quando o valor do intervalo DIFS é $50\mu s$, a vazão das estações mais próximas do PA permanece praticamente constante para qualquer que seja o valor do DIFS das estações mais distantes.



(a) Vazão das estações de alta prioridade com carga oferecida = 1

(b) Vazão das estações de alta prioridade com carga oferecida = 2

Figura 4.4: Diferenciação utilizando DIFS

Se a carga oferecida é igual a 0.5, os resultados obtidos apontam que não existe diferenciação entre a vazão das estações com alta e baixa prioridade.

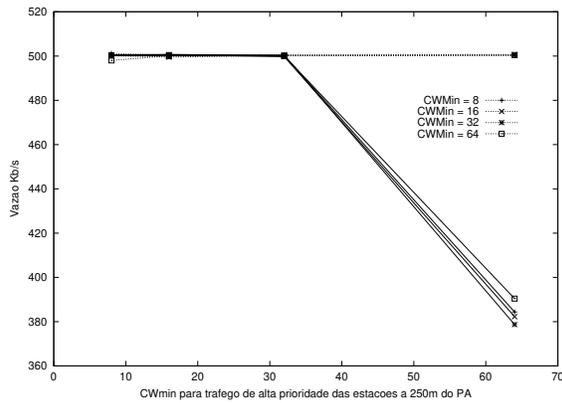
Estes resultados apontam que, quando o parâmetro DIFS é utilizado para inserir níveis de prioridade no protocolo 802.11, as estações mais próximas do PA conseguem maior vantagem sobre as estações mais distantes do que quando se utiliza o parâmetro CW_{min} . Comparando-se a diferença entre as vazões das estações a 25m e a 250m quando ambas possuem mesmo valor de CW_{min} ou mesmo valor de DIFS, nota-se que a diferença é maior nos resultados obtidos com o parâmetro DIFS.

Para que as estações com alta prioridade obtenham maior acesso ao canal, o valor do intervalo DIFS deve ser mantido em $50\mu s$, dado que este valor permite que estas estações consigam uma vazão maior.

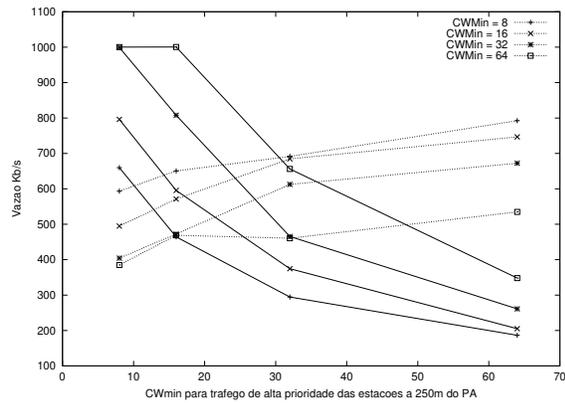
4.2.2 Fluxos TCP

Quando o protocolo de transporte utilizado é o TCP, há uma queda na vazão das estações dado que o PA também compete pelo canal, pois é responsável por enviar para as estações sem fio os pacotes de reconhecimento TCP (TCP-ACK).

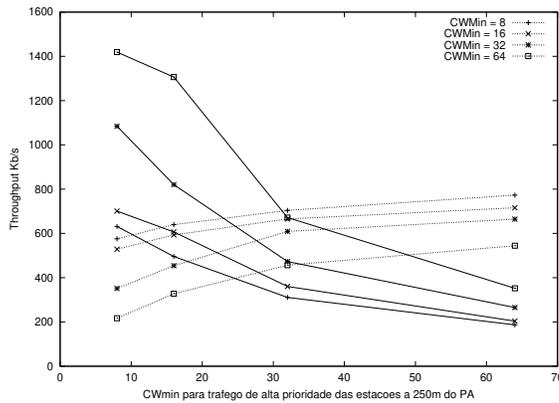
Para obter uma maior diferenciação entre as estações com alta e com baixa prioridade, utilizando o protocolo TCP, o ponto de acesso deve possuir um valor baixo para CW_{min} de forma que as estações não precisem esperar por muito tempo pelo ACK e, conseqüentemente, para disputar o canal [26]. Assim, para todos os experimentos de simulação o valor do CW_{min} do PA foi mantido constante em 8 e o valor do CW_{max} em 128.



(a) Vazão das estações de alta prioridade com carga oferecida = 0.5



(b) Vazão das estações de alta prioridade com carga oferecida = 1



(c) Vazão das estações de alta prioridade com carga oferecida = 2

Figura 4.5: Diferenciação utilizando CW_{min}

A Figura 4.5 mostra os resultados para diferentes valores de CW_{min} das estações com alta prioridade. Quando todas as estações com alta prioridade possuem mesmo valor de CW_{min} , observa-se que quando CW_{min} é igual a 8, as estações mais distantes conseguem uma vazão um pouco maior do que a vazão das estações próximas do PA. A diferença entre a vazão das estações atinge no máximo 66Kb. Para CW_{min} igual a 16, a diferença entre a vazão das estações não é significativa, não passando de 24Kb. Quando CW_{min} é igual a 32 ou 64 a vazão das estações a 25m supera a vazão das estações a 250m em pelo menos 135Kb. Estes resultados apontam que quando o protocolo utilizado é o TCP, o impacto da distância na vazão é menor do que quando o protocolo UDP é utilizado, ou seja, as estações localizadas em pontos mais

distantes do ponto de acesso são mais prejudicadas quando se utiliza o UDP.

Quando as estações a 25m e a 250m do PA possuem valores de CW_{min} diferentes, as estações com menor valor de CW_{min} conseguem maior vazão, assim como no UDP.

Ao contrário do que acontece quando o protocolo UDP é utilizado, quando se utiliza o protocolo TCP e a carga oferecida é 0.5 (Figura 4.5(a)), existe diferenciação entre as estações com alta e baixa prioridade. Quando o CW_{min} varia, a vazão se mantém constante e, praticamente, igual para todas as estações com alta prioridade, independente de sua distância. No entanto, quando CW_{min} das estações a 250m é igual a 64, estas apresentam uma queda na vazão de, aproximadamente, 200Kb.

Quando se varia o CW_{max} , os resultados não apresentam um comportamento uniforme como são os resultados obtidos quando se varia CW_{max} com o protocolo UDP. O CW_{min} do PA foi mantido em 8 e o CW_{max} em 128.

Para carga oferecida igual a 1 as estações mais distantes conseguem uma vazão um pouco maior do que as estações mais próximas. A diferença entre as vazões varia entre 65Kb e 140Kb quando todas as estações com alta prioridade possuem CW_{max} igual ou quando as estações a 25m possuem CW_{max} maior que as estações a 250m. Quando as estações mais próximas possuem CW_{max} menor que as estações mais distantes, a diferença entre as vazões varia entre 40Kb e 80Kb.

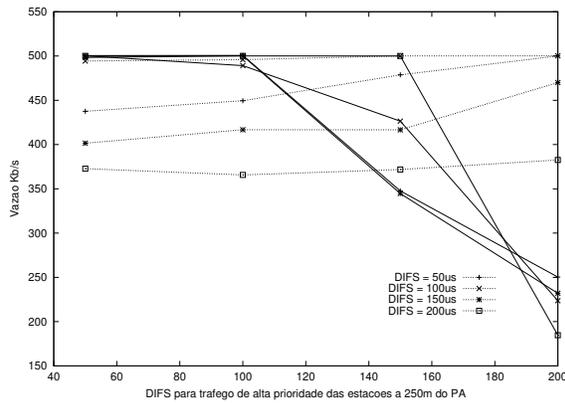
Quando a carga oferecida é igual a 2 e todas as estações com alta prioridade possuem mesmo CW_{max} , as estações mais distantes conseguem maior vazão, exceto quando CW_{max} é igual a 64.

Para os experimentos realizados com o intervalo DIFS, os valores de CW_{min} e CW_{max} , para todas as estações, foram mantidos em 32 e 1024, respectivamente. O valor do DIFS para o PA foi mantido em $50\mu s$ dado que o ponto de acesso deve possuir um valor baixo para DIFS a fim de garantir maior diferenciação entre os níveis de prioridade [26].

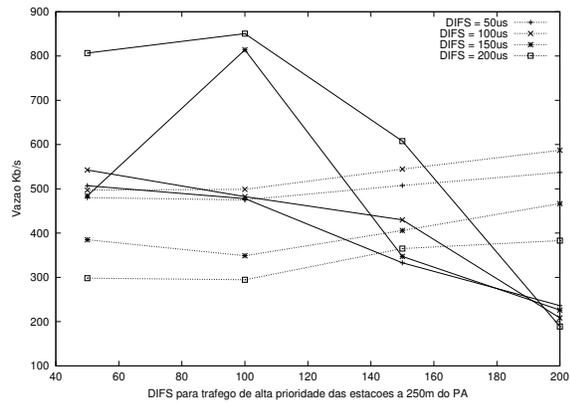
Observando-se a Figura 4.6, nota-se que quando todas as estações com alta prioridade possuem valor do DIFS igual a $50\mu s$, as estações mais distantes conseguem uma vazão um pouco maior do que as estações mais próximas do PA, porém a diferença não é significativa. A superação da vazão das estações mais distantes quando comparada a vazão das estações a 25m fica em torno de 25Kb e 40Kb, para as cargas 1 e 2 respectivamente.

Se o valor do DIFS é igual a $100\mu s$ para todas as estações com alta prioridade, as estações possuem uma vazão idêntica. Quando DIFS é igual a $150\mu s$ para todas as estações com alta prioridade, a diferença entre a vazão das estações a 25m e a 250m não é significativa, no máximo igual a 70Kb. Se as estações possuem DIFS igual a $200\mu s$, a vazão das estações mais próximas supera em 193Kb a vazão das estações mais distantes do PA.

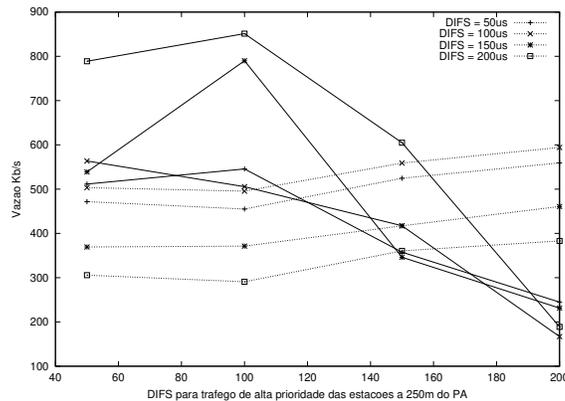
Se o valor do DIFS para as estações a 25m do PA é igual a $150\mu s$ e o valor do DIFS das estações a 250m varia entre $50\mu s$ e $200\mu s$, percebe-se que maiores valores de vazão para as estações mais distantes é alcançada quando o DIFS das estações a 250m é igual a $100\mu s$. O



(a) Vazão das estações de alta prioridade com carga oferecida = 0.5



(b) Vazão das estações de alta prioridade com carga oferecida = 1



(c) Vazão das estações de alta prioridade com carga oferecida = 2

Figura 4.6: Diferenciação utilizando DIFS

mesmo acontece com a vazão das estações mais próximas do PA, quando se mantém o valor de DIFS para as estações mais distantes igual a $150\mu s$ e o DIFS das estações a 25m varia entre $50\mu s$ e $200\mu s$, a vazão mais alta é observada quando DIFS das estações mais próximas é igual a $100\mu s$. Este aumento na vazão das estações pode ser justificado pela existência de 4 valores para DIFS: $50\mu s$ para o PA, $100\mu s$ e $150\mu s$, para as estações com alta prioridade localizadas a distâncias diferentes do PA, e $200\mu s$ para as estações com baixa prioridade. Assim, este cenário comporta-se como se houvesse três níveis de prioridade e um ponto de acesso com um valor baixo do DIFS, o que aumenta a diferenciação entre os níveis e permite maior acesso ao canal às estações que possuem DIFS igual a $100\mu s$.

Quando a carga oferecida ao canal é igual a 0.5 (Figura 4.6(a)) e quando DIFS de todas as estações com alta prioridade é igual a $50\mu s$, as estações mais distantes do PA conseguem uma vazão maior. Quando DIFS é igual a $100\mu s$, a vazão das estações é idêntica. Quando o valor do DIFS para as estações a 25m do PA é igual a $100\mu s$, a vazão destas estações é praticamente constante, para qualquer que seja o valor do DIFS das estações mais distantes. Além disso, esse valor de DIFS permite vazões mais altas. Quando DIFS das estações a 250m do PA é igual a $50\mu s$ ou a $100\mu s$, para qualquer que seja o valor do DIFS das estações a 25m, as estações mais distantes mantêm um mesmo valor de vazão.

Em todos os cenários, a vazão mais alta alcançada pelas estações a 250m do PA ocorre quando estas possuem valor do DIFS igual a $100\mu s$ e as estações a 25m possuem DIFS igual a $200\mu s$. Para as estações a 25m, a vazão mais alta é observada quando estas possuem DIFS igual a $100\mu s$ e as estações mais distantes possuem DIFS igual a $200\mu s$. Em ambos os casos, as estações com valor do DIFS igual a $200\mu s$ comportam-se como as estações de baixa prioridade, permitindo que as estações com DIFS menor consigam maior acesso ao canal.

A partir destes resultados pode-se concluir que, para um cenário no qual o valor do DIFS do PA é igual a $50\mu s$, o DIFS das estações de alta prioridade deve ser mantido em $100\mu s$, para que as estações consigam uma vazão mais alta sem, no entanto, gerar grandes diferenças entre as vazões de estações localizadas a distâncias diferentes do PA. O valor do DIFS para o PA deve ser inferior ao valor do DIFS das estações, para que haja uma maior diferenciação entre os níveis de prioridade.

4.3 Considerações Finais

Este capítulo investigou a influência dos valores atribuídos aos parâmetros da MAC na diferenciação da vazão obtida pelas estações em função da distância ao ponto de acesso. Foram apresentados resultados obtidos utilizando-se três parâmetros da MAC: os limites mínimo (CW_{min}) e máximo (CW_{max}) da janela de contenção e o intervalo DIFS.

O ajuste do CW_{min} permite inserir níveis de prioridade no protocolo 802.11. Para que as estações com alta prioridade obtenham uma vazão maior, deve-se manter o CW_{min} igual a 8, independentemente de sua distância até o ponto de acesso e do protocolo da camada de transporte. Os resultados dos experimentos realizados com CW_{max} não apontam um valor que forneça maior vazão para as estações e que seja comum para todos os cenários. Dado que este parâmetro determina o tempo de *backoff* máximo durante períodos de congestionamento, seu valor pode ser ajustado de forma a evitar que uma estação com alta prioridade espere por um tempo excessivo para iniciar a transmissão.

O ajuste do intervalo DIFS das estações deve levar em consideração o valor do DIFS do ponto de acesso. Os resultados obtidos mostram que a melhor estratégia para garantir que as estações com alta prioridade obtenham maior acesso ao canal quando se utiliza o protocolo

TCP é manter o valor do DIFS do PA inferior ao valor do DIFS das estações. Com o protocolo UDP, as estações mais distantes do PA são mais prejudicadas quando todas as estações possuem mesmo DIFS do que quando todas possuem mesmo CW_{min} .

É possível concluir que a distância das estações até o ponto de acesso gera diferenças entre a vazão obtida pelas estações e que estas diferenças variam de acordo com a carga oferecida ao canal. Porém, apesar das estações mais próximas do ponto de acesso conseguirem maior vazão, manter valores iguais para os parâmetros da MAC para todas as estações de mesma prioridade ainda é a melhor opção.

Capítulo 5

Controle de Admissão

Este capítulo enfoca o desenvolvimento e avaliação de um mecanismo de controle de admissão, que possibilita às redes 802.11e prover Qualidade de Serviço e manter alto o nível de utilização da rede. Estuda-se a adaptação de um mecanismo de controle de admissão baseado em medições (MBAC), proposto por Centikaya *et al* [11], para redes IEEE 802.11e. O objetivo deste controle de admissão é restringir o número de fluxos presentes na rede de forma a evitar a saturação do enlace sem fio e, conseqüentemente, o aumento excessivo do retardo.

O capítulo está estruturado da seguinte forma: A Seção 5.1 descreve o mecanismo de controle de admissão avaliado. A Seção 5.2 apresenta a proposta de adaptação do mecanismo de controle de admissão para redes 802.11e. A Seção 5.3 descreve a metodologia utilizada nos experimentos de simulação realizados para avaliar o desempenho do mecanismo implementado. As Seções 5.4 e 5.5 mostram os resultados obtidos nos experimentos com tráfego homogêneo e com tráfego heterogêneo, respectivamente. Finalmente, a Seção 5.6 apresenta as considerações finais do capítulo.

5.1 MBAC baseado em Processos Envelopes

Neste esquema de controle de admissão [11], as decisões de admissão para cada fluxo baseiam-se em medições do tráfego agregado realizadas nos nós de egresso. A técnica consiste em medir e controlar envelopes de chegada e de serviço para cada uma das classes. As subseções a seguir descrevem o processo realizado para o cálculo destes processos envelopes.

5.1.1 Cálculo do Processo Envelope de Chegada

O processo envelope de chegada inclui as características do processo de chegada do tráfego na rede. O tráfego é caracterizado através de envelopes da taxa de pico agregada. Seja $A[s, s + I_k]$ a função que representa a chegada de pacotes no intervalo $[s, s + I_k]$. Então, a taxa de chegada

neste intervalo será $A[s, s + I_k]/I_k$. Além disso, a taxa de pico para qualquer intervalo de tamanho I_k é dada por $R_k = \max_s A[s, s + I_k]/I_k$. O conjunto de taxas R_k que limita a taxa dos fluxos nos intervalos de tamanho I_k é definido como processo envelope da taxa de pico [17].

O tempo é dividido em *slots* de tamanho $\tau = I_1$, que corresponde ao intervalo mínimo medido no cálculo do processo envelope da taxa de pico. O processo envelope da taxa de pico medido nos últimos T *slots* de tempo é definido por:

$$R_k^1 = \frac{1}{k\tau} \max_{t-T+k\leq s\leq t} A[(s-k+1)\tau, s\tau] \quad (5.1)$$

para $k = 1, \dots, T$.

Assim sendo, R_k^1 , $k = 1, \dots, T$ descreve o processo envelope da taxa de pico agregada para intervalos de tamanho $I_k = k\tau$ para os últimos $T\tau$ segundos. Este envelope mede as rajadas de curta escala de tempo e a auto-correlação do fluxo agregado.

A cada T *slots* de tempo (regras para ajustar a janela de medição T são apresentadas na Seção 5.3.1), o envelope R_k^1 é descrito pela Equação 5.1 e $R_k^m \leftarrow R_k^{m-1}$ para $k = 1, \dots, T$ e $m = 2, \dots, M$. Dessa forma, a cada iteração o envelope da janela de tempo mais antiga é descartado e os envelopes das M janelas mais recentes são armazenados. Conseqüentemente, a variância dos envelopes medidos nas M janelas anteriores pode ser calculada utilizando a seguinte equação:

$$\sigma_k^2 = \frac{1}{M-1} \sum_{m=1}^M (R_k^m - \bar{R}_k)^2 \quad (5.2)$$

onde \bar{R}_k é a média empírica dos R_k^m 's, $\sum_m \frac{R_k^m}{M}$.

Assim sendo, a variabilidade do processo envelope agregado é medido em $T.M$ *slots* de tempo para caracterizar a variação do processo envelope da taxa de pico em escalas de tempo longas.

5.1.2 Cálculo do Processo Envelope de Serviço

O processo envelope de serviço descreve o serviço mínimo recebido por uma classe de tráfego em função do tamanho do intervalo. A variância deste envelope pode ser utilizada para quantificar o nível de confiança dos valores de QoS esperados para uma classe.

Considere uma única classe de serviço para simplificar a notação. O tempo de chegada do j -ésimo pacote é denotado por a_j e seu tempo de partida por d_j . O retardo de um pacote será $(d_j - a_j)$. O envelope descreve o serviço recebido pelo fluxo em intervalos de tempo durante os quais os pacotes da classe estão acumulados. Na Figura 5.1, o fluxo é considerado acumulado sempre que tiver pelo menos um pacote dentro do sistema. Esta condição de acúmulo pode ser inferida examinando-se propriedades dos tempos de chegada e de partida dos pacotes. Um

fluxo de tráfego está constantemente acumulado para k transmissões de pacotes no intervalo $[a_j, d_{j+k-1}]$ se

$$d_{j+m} > a_{j+m+1} \quad \text{para todo } 0 \leq m \leq k-2 \quad (5.3)$$

para $k \geq 2$.

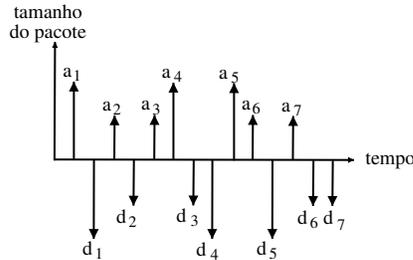


Figura 5.1: Exemplo de um fluxo para cálculo do processo envelope de serviço

É importante notar que todas as transmissões de pacote estão acumuladas para $k = 1$ no intervalo $[a_j, d_j]$. Este conceito está ilustrado na Figura 5.1 que mostra uma possível seqüência de chegadas e partidas de pacotes. Depois que o primeiro pacote sai do sistema, o segundo pacote chega. Dessa forma, a condição de acúmulo $k = 1$ é satisfeita para o primeiro pacote; o mesmo acontece para o segundo pacote. Para o terceiro pacote, o fluxo está acumulado para $k = 2$ pacotes consecutivos dado que o quarto pacote chega no sistema antes que o terceiro saia. Para o intervalo $[a_5, d_7]$ a condição de acúmulo é satisfeita para $k = 3$. Os sub-intervalos $[a_5, d_6]$ e $[a_6, d_7]$ estão acumulados para $k = 2$.

Pode-se medir a média e a variância do processo envelope de serviço mínimo no intervalo $[t-T\tau, t]$ no tempo t da seguinte forma: o envelope é declarado como um vetor de tempos \vec{U} tal que U_i é o tempo máximo necessário para servir $i \cdot L$ bits, onde L é o número de bits do pacote de menor tamanho. Inicialmente, $\vec{U} = 0$ e o processo envelope de serviço final é calculado iterativamente considerando todos os pacotes $1 \leq j \leq n$ na janela.

Para o pacote j , não só o retardo do pacote é considerado, mas também intervalos mais longos de acúmulo. Assim sendo, o envelope é atualizado para

$$U_i = \max(U_i, d_{j+k-1} - a_j) \quad (5.4)$$

onde

$$i = \sum_{m=0}^{k-1} l_{j+m} \quad (5.5)$$

e l_{j+m} é o tamanho do pacote $j + m$ em unidades L .

Para um determinado pacote j , todo $k \geq 1$ que satisfaz a Desigualdade 5.3 é considerado. Por exemplo, considere o fluxo da Figura 5.1. Para o pacote 3, duas iterações são realizadas dado que existem dois tempos de acúmulo. Para $k = 1$, tem-se $U_1 = \max(U_1, d_3 - a_3)$ e para $k = 2$, tem-se $U_3 = \max(U_3, d_4 - a_3)$ onde o sub-escrito 3 de U_3 representa a combinação dos tamanhos dos pacotes 3 e 4.

Assim como no processo envelope de chegada, a média e a variância do processo envelope de serviço são calculadas para janelas sucessivas, o que permite obter um nível de confiança do serviço previsto.

Existem dois métodos para o cálculo do envelope de tráfego. Um deles consiste em calcular a taxa de pico para um determinado tamanho de intervalo. Um segundo, e análogo método, consiste medir o menor tamanho de intervalo durante o qual um certo número de bytes é transmitido. Na implementação realizada neste trabalho, utilizou-se o último método, dado que ele reduz o número de divisões pelo tamanho do intervalo necessárias no algoritmo.

Em outras palavras, ao invés de determinar o número máximo de bytes que chegaram em um intervalo de tempo com um certo tamanho, optou-se por calcular o tempo mínimo (máximo) necessário para um certo número de bytes chegar (ser servido). O principal motivo da escolha deste método é o fato de que o fluxo, em sua requisição por admissão, especifica um limite máximo de retardo, conseqüentemente, a utilização do segundo método permite que a equação do controle de admissão (Equação 5.6, descrita na Seção 5.1.3) seja aplicada diretamente sem a necessidade de conversões computacionalmente caras.

5.1.3 Controle de Admissão

Esta seção apresenta o algoritmo que realiza a admissão dos fluxos. Com base nas estimativas contidas nos envelopes de chegada e serviço o algoritmo verifica se o novo fluxo atende a condição de admissão.

Quando um novo fluxo requisita sua admissão em uma classe de tráfego, o teste a seguir assegura que o serviço requisitado pela classe será satisfeito com um certo "nível de confiança". Dada a incerteza sobre os padrões de chegada e sobre as flutuações no serviço, o nível de confiança quantifica a probabilidade com que o serviço requisitado continuará a ser oferecido.

Condição do Controle de Admissão: considere um sistema no qual uma classe de tráfego tem um processo envelope da taxa de pico com média $\bar{R}(t)$ e com variância $\sigma^2(t)$. Além disso, sejam $\bar{S}(t)$ e $\psi^2(t)$ respectivamente a média e a variância do processo envelope de serviço mínimo desta mesma classe. Um novo fluxo com taxa de pico P é admitido com um requisito de retardo máximo D se

$$t\bar{R}(t) + Pt - \bar{S}(t + D) + \alpha\sqrt{t^2\sigma^2(t) + \psi^2(t + D)} < 0 \quad (5.6)$$

onde α é ajustado de acordo com a probabilidade de violação desejada [11]. Além disso,

assegura-se a condição de estabilidade:

$$\lim_{t \rightarrow \infty} R(t) < \frac{\bar{S}(t + D)}{t}. \quad (5.7)$$

Se ambas as condições forem satisfeitas, o novo fluxo é admitido.

5.2 MBAC com Envelopes de Tráfego em redes IEEE 802.11e

Para o caso de redes locais sem fio 802.11e, o único nó de egresso é o QAP e as estações presentes no QBSS podem ser consideradas nós de ingresso¹. Quando um usuário deseja iniciar uma nova sessão, a QSTA envia uma mensagem de sinalização para verificar se o serviço requisitado está disponível. O manipulador de requisições chama a rotina de controle de admissão para determinar se o novo fluxo pode ser admitido sem que prejudique as garantias de serviço oferecidas aos demais fluxos presentes na rede. As características da rede (taxa de chegada e de serviço) são constantemente monitoradas pelo QAP e esta informação é acessada pelo algoritmo de controle de admissão durante a tomada de decisão.

Para o cálculo do processo envelope de chegada, o tempo de entrada dos pacotes nas filas dos nós de ingresso deve ser disponibilizado para o nó de egresso. Para tanto, os nós de ingresso inserem um *timestamp* no cabeçalho IP dos pacotes, que registra o momento em que o pacote entrou na fila do nó. Este *timestamp* pode ser inserido no campo `ip_frag`, por exemplo. No nó de egresso, o tempo de serviço é registrado quando o pacote deixa a interface de saída do QAP. Desta forma, o cálculo dos envelopes leva em consideração o retardo nas filas das estações sem fio e do ponto de acesso². Além do tempo de chegada e do tempo de serviço, o QAP armazena o tamanho do pacote e um identificador da classe, o que garante um controle de admissão por classe.

5.3 Experimentos de Simulação

Utilizou-se simulação de eventos discretos para obter os resultados de desempenho do algoritmo de controle de admissão apresentado. As simulações foram realizadas utilizando a ferramenta *Network Simulator (ns)* [42].

Cada experimento de simulação consiste em um processo randômico de chegada de fluxos que requisitam o serviço da rede e são admitidos ou rejeitados de acordo com a decisão do algoritmo. Um fluxo rejeitado deixa a rede sem enviar qualquer pacote de dados. Um fluxo

¹Quando o sentido do tráfego é do QPA para as QSTAs, o QAP comporta-se como um nó de ingresso.

²Quando o sentido do tráfego é do QPA para as QSTAs, considera-se o retardo nas filas de entrada e de saída do QAP.

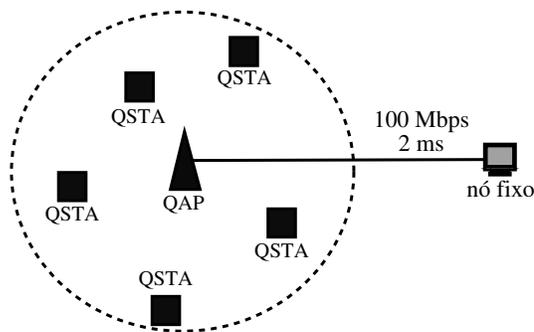


Figura 5.2: Cenário usado nas simulações

aceito envia pacotes de dados durante um tempo de vida escolhido a partir de uma distribuição exponencial. Os pacotes são gerados de acordo com um modelo de tráfego.

O cenário de simulação (Figura 5.2) consiste em um ponto de acesso conectado a um nó fixo por meio de um enlace de 100 Mbps, com retardo de 2 ms. O ponto de acesso (QAP) está localizado no centro de uma área de 350 x 350 metros, de forma que todos os nós móveis contidos na área estejam a uma distância menor que 250 metros do ponto de acesso, que é o alcance padrão do NS para nós móveis. A taxa de dados utilizada é de 11 Mbps e a taxa básica é de 1Mbps.

Foram utilizados três modelos de tráfego nos experimentos para representar tráfego de voz, vídeo e dados.

As fontes de voz geram dados a uma taxa de 64Kbps, com pacotes de 256 bytes e têm períodos de atividade e de silêncio que seguem distribuições exponenciais com médias 1,2 e 1,8 segundos, respectivamente. Essas distribuições seguem o modelo de tráfego criado por Brady [57]. Para simular o padrão conversacional de cada conexão de voz, foi empregada uma fonte exponencial (*onoff*) na direção do nó móvel para o nó fixo (sentido de subida ou *uplink*) e outra na direção do nó fixo para o nó móvel (sentido de descida ou *downlink*), que são iniciadas com uma diferença de até 1 segundo. Essa bidirecionalidade é importante para tornar a simulação mais próxima da situação real dado que, nas redes 802.11, o tráfego do sentido de descida compete pelo meio sem fio com o tráfego do sentido de subida.

O tráfego de vídeo é obtido a partir de um arquivo de trace produzido por uma codificação MPEG do programa de televisão ARD News [52]. As fontes de vídeo geram pacotes de 512 bytes a uma taxa média de 720 Kbps e taxa de pico de 3,4 Mbps.

As fontes de dados geram pacotes de 1024 bytes de acordo com o modelo Pareto on-off com os seguintes parâmetros: período de atividade e de silêncio com média de 250 ms e taxa de pico de 400 Kbps. O valor do parâmetro *shape* é 1,9 [74].

O tempo de vida das fontes segue uma distribuição exponencial com média de 300 s para fontes de voz e de dados e 180 s para fontes de vídeo. O sentido de cada fonte de vídeo e de

dados é determinado randomicamente. O requisito de QoS, retardo máximo, para as classes de tráfego é 100 ms, 100 ms [73] e 500 ms para voz, vídeo e dados respectivamente.

O protocolo de transporte utilizado é o UDP, com tamanho de pacote igual ao usado pela fonte para evitar fragmentação e remontagem na camada de transporte. Por simplicidade, não foi utilizado um protocolo de sinalização de chamadas específico, uma vez que é possível, no *script* de controle da simulação, iniciar a fonte apenas se a conexão for admitida. No entanto, deve ficar claro que tal protocolo é indispensável em uma implementação real.

Para cada experimento de simulação foram medidos o número máximo de fontes aceitas, o retardo médio, a vazão e a probabilidade de bloqueio em função da taxa de chegada de fontes. A avaliação do controle de admissão foi realizada após dez rodadas do cenário de simulação, sendo que cada rodada utilizou um valor de semente diferente escolhido randomicamente. Um intervalo de confiança de 95% é calculado para as dez execuções. Os dados coletados durante um período inicial de *warm up* foram descartados. A duração de cada rodada foi 600 s para experimentos com tráfego homogêneo e 3600 s para experimentos com tráfego heterogêneo.

5.3.1 O tamanho do Intervalo de Amostra

O tamanho do intervalo de amostra (T) controla o período pelo qual uma estimativa será utilizada na admissão de novos fluxos. Segundo Jaming *et al* [67], a escolha inadequada de T pode resultar em uma sub-utilização da rede. Se T é muito pequeno, σ_T , a variação da taxa em intervalos de tamanho T , será grande e a condição de estabilidade (Equação 5.7) não poderá ser satisfeita. Por outro lado, conforme T aumenta, a taxa máxima medida, \bar{R}_k , também cresce, dado que o “máximo” é escolhido a partir de um conjunto maior, fazendo com que as requisições sejam rejeitadas pela condição de admissão (Equação 5.6) [18].

Para determinar o valor de T mais adequado para o mecanismo de controle de admissão apresentado, foram realizados experimentos de simulação para valores de T no intervalo [0,005s, 5s] para tráfegos de voz, vídeo e dados. Valores próximos de 0,005 não atenderam à condição de estabilidade, enquanto valores próximos de 5 resultaram em baixa utilização da rede. Independentemente do tipo de tráfego, o valor de intervalo que apresentou melhores resultados foi 0,05 segundos e, portanto, este é o valor utilizado nos experimentos apresentados a seguir.

5.4 Controle de Admissão com Tráfego Homogêneo

Para o conjunto de experimentos apresentado nesta seção, assume-se a presença de um tráfego homogêneo na rede que utiliza a categoria de mais alta prioridade com AIFS = 2, $CW_{min} = 7$ e $\alpha = 1$.

Para estabelecer uma base de comparação para o desempenho do controle de admissão com envelopes de tráfego, foram realizadas simulações com o controle de admissão de soma medida proposto por Jamin *et al* em [67] e adaptado para redes locais sem fio em [34] e, ainda, com o modo de acesso EDCF da extensão 802.11e sem controle de admissão.

Para as simulações com o controle de admissão de soma medida, utilizou-se, quando possível, os valores dos parâmetros sugeridos nas referências originais. Entretanto, em alguns casos foi necessária a mudança destes valores para que o algoritmo obtivesse melhor desempenho. Estas mudanças devem-se às diferenças entre os modelos de tráfego e a carga oferecida utilizada neste trabalho e aquela utilizada pelos outros pesquisadores. Em todos os casos, utilizou-se os valores que resultaram em melhor desempenho nos experimentos apresentados a seguir.

Durante a discussão dos resultados, são utilizadas as abreviaturas ET, SM e EDCF para referenciar, respectivamente, o algoritmo de controle de admissão com envelopes de tráfego, o algoritmo de controle de admissão de soma medida e o modo de acesso EDCF.

Tráfego de Voz

Para tráfego de voz os algoritmos ET e SM apresentam um comportamento semelhante. A Figura 5.3(a) apresenta o retardo médio das fontes. É possível observar que ambos os algoritmos satisfazem o requisito de retardo máximo de 100 ms mesmo quando a taxa de chegada de fontes é alta. Quando não há controle de admissão na rede, o retardo cresce rapidamente com o aumento da taxa de chegada de fontes, alcançando 7 segundos como mostra a Figura 5.3(b).

A Figura 5.3(c) apresenta a vazão média obtida pelas fontes. Com o modo de acesso EDCF, a vazão é maior, mas diminui gradativamente quando a taxa de chegada de fontes é maior que 15 fontes/minuto. Este comportamento deve-se a alta taxa de colisão, dado que na ausência do controle de admissão, o número de fontes presentes na rede torna-se muito alto. Para as taxas de 15, 30 e 60 requisições por minuto, o número de estações presentes na rede, quando utilizou-se o EDCF, foi de 75, 140 e 230, respectivamente, enquanto os algoritmos de controle de admissão admitiram entre 25 e 29 fontes. A probabilidade de bloqueio para as diversas situações de carga na rede é semelhante para ambos os algoritmos de controle de admissão (Figura 5.3(d)).

Tráfego de Vídeo

Os resultados obtidos a partir dos experimentos com fontes de vídeo, evidenciam a importância do controle de admissão para este tipo de tráfego. Na Figura 5.4(a), observa-se que quando não há controle de admissão, para qualquer que seja a taxa de chegada das requisições, o retardo dos pacotes é muito superior ao limite de 100 ms requisitado. Por outro lado, ambos os algoritmos de controle de admissão conseguem prover o serviço requisitado fornecendo valores de retardo semelhantes.

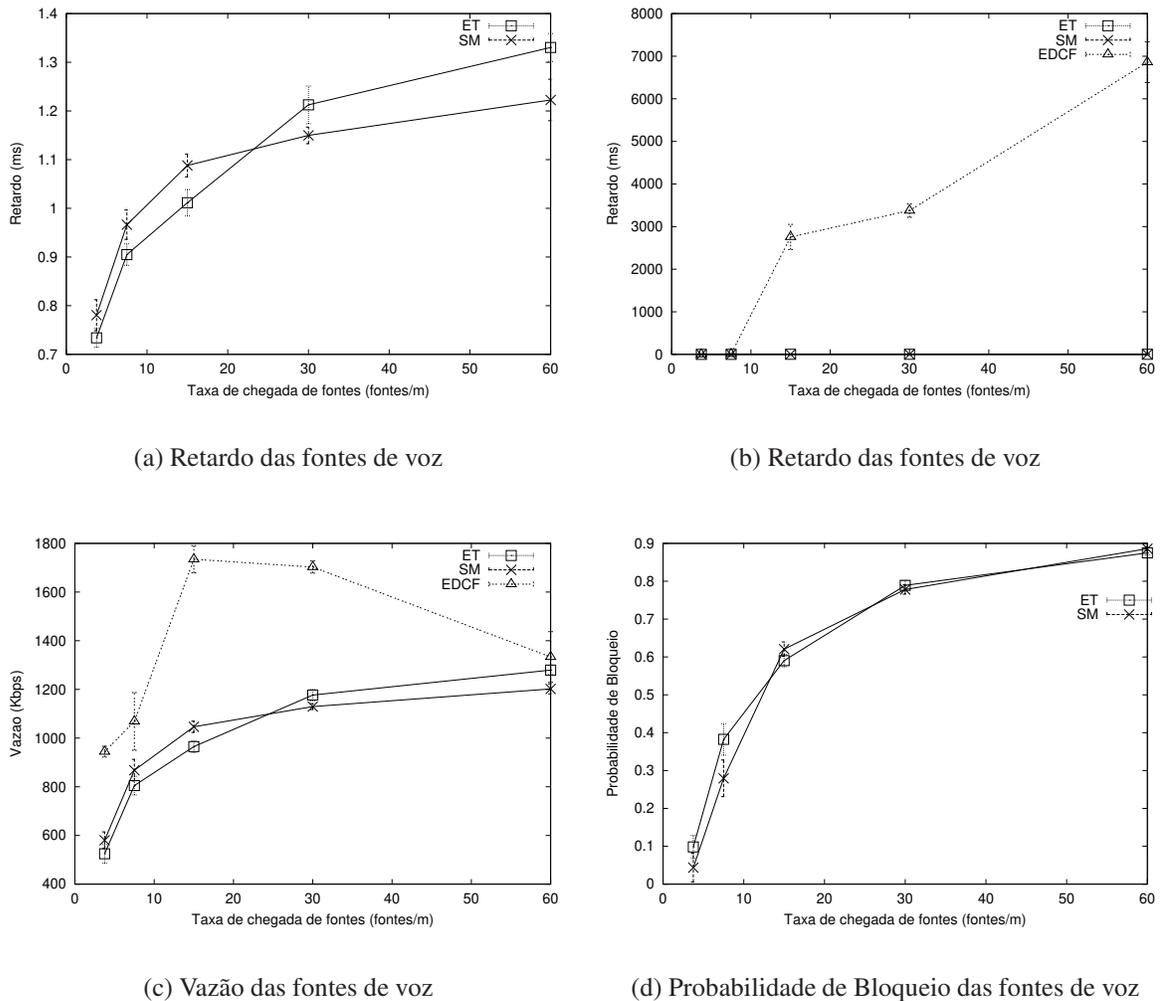
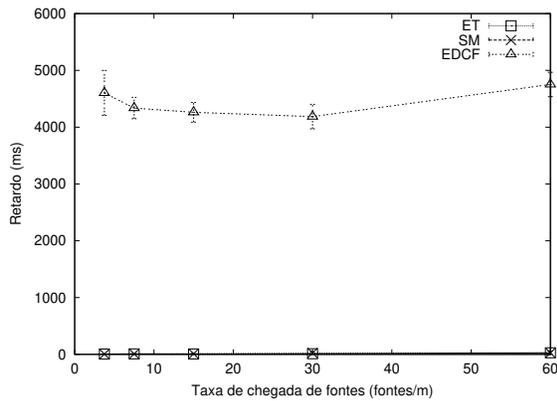


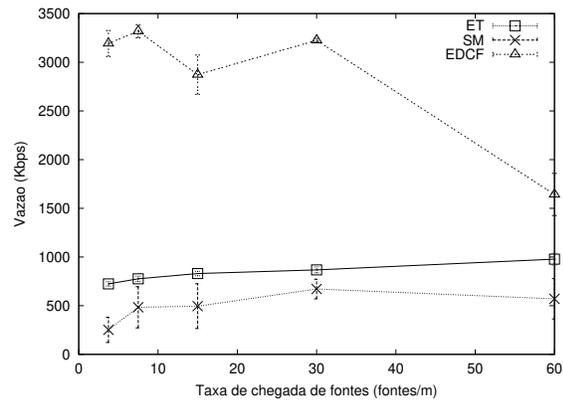
Figura 5.3: Resultados para fontes de voz

A vazão das fontes quando se utilizou o algoritmo de controle de admissão ET foi maior do que quando se utilizou o algoritmo SM (veja Figura 5.4(b)). No modo de acesso EDCF, assim como nos experimentos com tráfego de voz, a vazão sofre uma queda quando a taxa de chegada de requisições é alta. Novamente, pode-se atribuir este comportamento ao grande número de fontes presentes na rede, como mostra a Figura 5.4(c). Utilizando-se controle de admissão, o número máximo de fontes presentes na rede fica, em média, entre 1,5 e 2,6 fontes de vídeo, enquanto na ausência deste mecanismo, o número de fontes chega a 160 para taxa igual a 60 requisições/minuto.

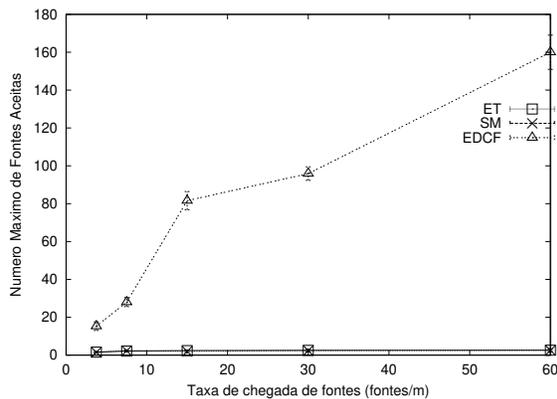
A probabilidade de bloqueio, neste caso, foi alta para ambos os algoritmos de controle de admissão. Nota-se, no entanto, pela Figura 5.4(d), que o algoritmo ET é menos conservador



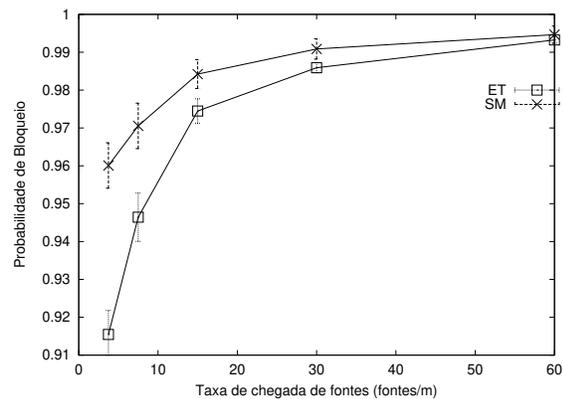
(a) Retardo das fontes de vídeo



(b) Vazão das fontes de vídeo



(c) Número máximo de fontes aceitas



(d) Probabilidade de Bloqueio das fontes de vídeo

Figura 5.4: Resultados para fontes de vídeo

que o algoritmo SM, principalmente para taxas de até 15 requisições/minuto.

Tráfego de Dados

A Figura 5.5(a) mostra que, quando não há controle de admissão na rede, o retardo atinge até 7,5 segundos, valor este muito superior ao requisito de 500 ms. Por outro lado, os algoritmos de controle de admissão fornecem serviço com retardos bem abaixo do limite máximo (Figura 5.5(b)).

Assim como nos experimentos com tráfego de vídeo, o algoritmo ET apresentou melhores resultados para a vazão das fontes e para a probabilidade de bloqueio. Na Figura 5.5(c), observa-se que, quando se utiliza o algoritmo ET, a vazão supera em até 1Mbps a vazão obtida

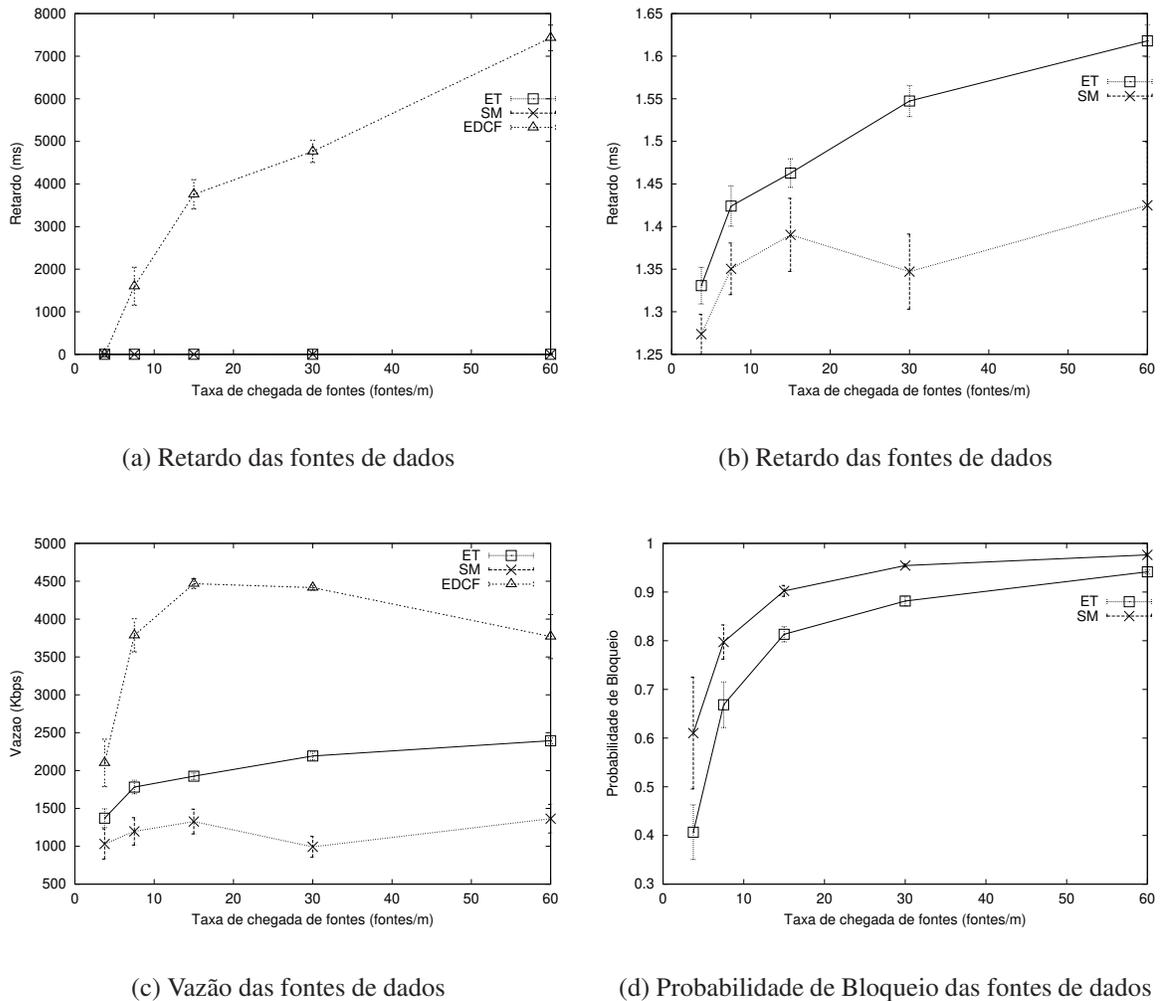


Figura 5.5: Resultados para fontes de dados

com o algoritmo SM. Por outro lado, a probabilidade de bloqueio foi inferior para o algoritmo ET, como mostra a Figura 5.5(d). Esses resultados mostram que, neste caso, o algoritmo ET aproveitou melhor a capacidade da rede quando comparado ao algoritmo SM.

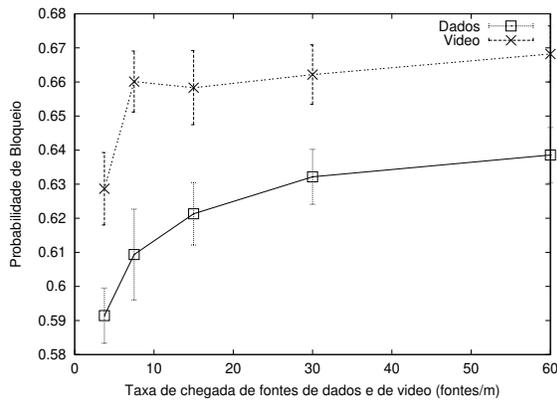
5.5 Controle de Admissão com Tráfego Heterogêneo

Os experimentos com tráfego homogêneo mostram que o esquema ET tem melhor desempenho em algumas situações, em outras o desempenho é semelhante ao obtido com o esquema SM. Explorou-se, também, a habilidade do esquema ET em atender tráfego heterogêneo, bem como a influência de um tipo de tráfego sobre o serviço oferecido a um tráfego de outra classe de

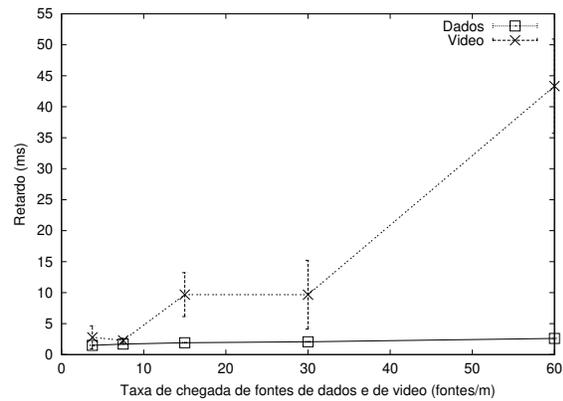
serviço.

Neste conjunto de experimentos, considera-se a presença de dois tipos de tráfego na rede. Um dos tráfegos utiliza a categoria de acesso de mais alta prioridade (AC0) e o outro, a categoria de acesso menos prioritária (AC1). Os valores dos parâmetros para AC0 são $AIFS = 2$, $CW_{min} = 7$ e $\alpha = 1$ e para AC1 são $AIFS = 3$, $CW_{min} = 15$ e $\alpha = 3$.

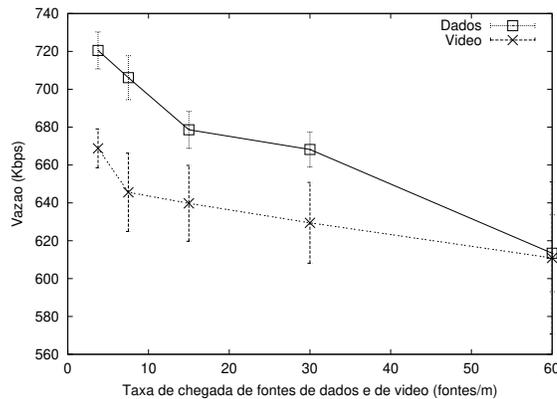
Assim sendo, para verificar a influência do tráfego de vídeo sobre o serviço oferecido ao tráfego de voz a taxa de chegada de fontes de voz foi fixada em 7 fontes/minuto e variou-se a taxa para o tráfego de vídeo.



(a) Probabilidade de Bloqueio das fontes de voz



(b) Retardo das fontes de voz



(c) Vazão das fontes de voz

Figura 5.6: Resultados para fontes de voz

O primeiro experimento, com taxa de chegada de fontes de voz fixa, simula duas situações: uma com tráfego de voz e vídeo e outra com tráfego de voz e dados. O tráfego de voz utiliza

a categoria de acesso AC0 e o tráfego de vídeo/dados utiliza AC1. A Figura 5.6(a) mostra a probabilidade de bloqueio das fontes de voz. Nota-se que na presença de fontes de vídeo a probabilidade de bloqueio é maior do que na presença de fontes de dados. Contudo, em ambos os casos, o número máximo de fontes de voz aceitas ficou entre 17,5 e 19. Comparando-se este resultado aquele obtido quando havia apenas tráfego de voz na rede, nota-se que o ponto de acesso inferiu a redução no serviço disponível e reduziu o número de fontes de voz admitidas.

A Figura 5.6(b) mostra que mesmo na presença de outros tipos de tráfego, o controle de admissão fornece o serviço requisitado pela categoria de acesso de mais alta prioridade, ou seja, um retardo máximo de 100ms. Nota-se que o impacto sobre o retardo das fontes de voz é maior quando o tráfego de vídeo está presente.

A vazão das fontes de voz decresce em função do aumento da taxa de chegada de fontes de dados e de vídeo (Figura 5.6(c)). Na presença de fontes de dados, as fontes de voz conseguem vazão maior do que quando na presença de fontes de vídeo, a não ser quando a taxa de chegada de fontes é igual a 60 requisições/minuto. Neste caso a vazão obtida em ambas as situações é semelhante.

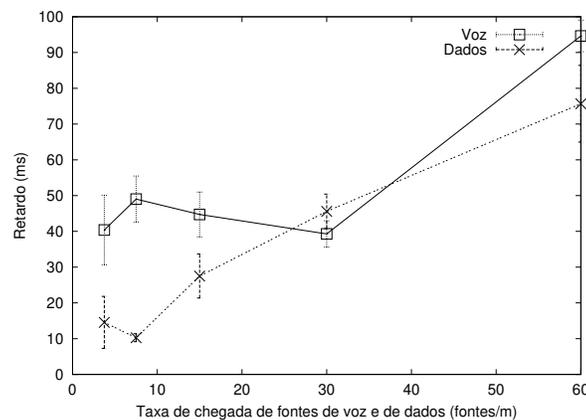
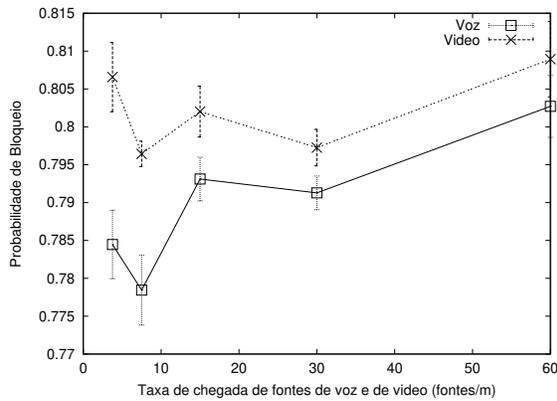


Figura 5.7: Retardo médio das fontes de vídeo

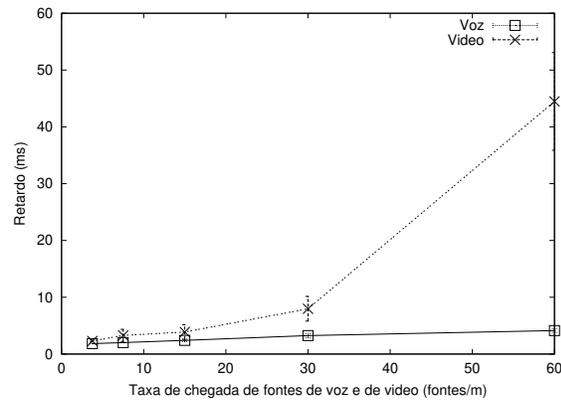
O segundo experimento, onde a taxa de chegada de fontes de vídeo é fixa, considera uma rede onde o tráfego de vídeo utiliza a categoria de acesso AC1 e o tráfego de voz utiliza a categoria de acesso AC0 e uma rede onde o tráfego de vídeo utiliza AC0 e o tráfego de dados utiliza AC1.

Em ambos os casos, os resultados para probabilidade de bloqueio, número máximo de fontes aceitas e vazão são semelhantes aqueles obtidos no experimento em que apenas o tráfego de vídeo ocupava a rede com uma taxa de chegada de fontes de 7 fontes/minuto. Assim sendo, percebe-se que o controle de admissão soube aproveitar a capacidade da rede não utilizada pelas fontes de vídeo, admitindo fontes de voz e de dados, sem, no entanto, prejudicar o tráfego de vídeo.

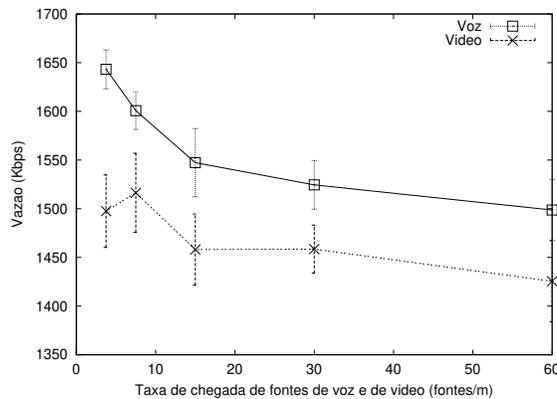
Por outro lado, o retardo das fontes de vídeo foi afetado pela presença de fontes de outro tipo. Na situação em que havia apenas tráfego de vídeo, o retardo ficou em 8 ms, enquanto na presença de tráfego de voz ou dados o retardo foi superior, apresentando um crescimento em função do aumento da taxa de chegada de requisições. Contudo, em todas as situações, o retardo manteve-se abaixo do limite máximo de 100ms.



(a) Probabilidade de Bloqueio das fontes de dados



(b) Retardo das fontes de dados



(c) Vazão das fontes de dados

Figura 5.8: Resultados para fontes de dados

O último experimento, que mantém fixa a taxa de chegada de fontes de dados, simula uma rede onde fontes de dados e de voz competem pelo canal e outra onde as fontes de dados competem pelo canal com fontes de vídeo. O tráfego de dados utiliza a categoria de acesso AC1 e os tráfegos de voz e de vídeo utilizam AC0.

Tanto na presença de tráfego de voz, quanto na presença de tráfego de vídeo, o número

	retardo	vazão	número máximo de fontes
sem CA	elevado	queda para altas cargas	voz: entre 20 e 229
			video: entre 15 e 160
			dados: entre 18 e 224
com CA	inferior ao valor requisitado	cresce com o aumento da carga	voz: entre 16 e 29
			video: 1 ou 2
			dados: entre 10 e 14

Tabela 5.1: Resultados sem Controle de Admissão e com Controle de Admissão

máximo de fontes de dados aceitas ficou em média entre 9,9 e 11, ou seja, o número máximo de fontes aceitas não sofreu grandes variações com o aumento da taxa de chegada de fontes de voz ou vídeo. Porém, na Figura 5.8(a) nota-se que a probabilidade de bloqueio das fontes de dados é maior na presença de tráfego de vídeo.

A Figura 5.8(b) mostra que o tráfego de voz tem pouca influência sobre o retardo das fontes de dados. Com o crescimento da taxa de chegada de fontes de voz, observa-se um pequeno aumento no retardo das fontes de dados. Enquanto, na presença de tráfego de vídeo, esse aumento no retardo torna-se mais perceptível, especialmente quando a taxa de chegada de requisições de fontes de vídeo é de 60 requisições/minuto.

As fontes de dados conseguem vazão até 100 Kbps maior quando competem pelo canal com tráfego de voz do que quando competem com tráfego de vídeo, como mostra a Figura 5.8(c). Em ambos os casos, nota-se uma queda na vazão com o aumento na taxa de chegada de requisições das fontes de maior prioridade.

Estes resultados mostram que o controle de admissão proposto permite que os requisitos de QoS de um tráfego de prioridade inferior sejam respeitados mesmo na presença de tráfegos de maior prioridade.

5.6 Considerações Finais

Este capítulo apresentou a proposta de adaptação de um algoritmo de controle de admissão com envelopes de tráfego para redes 802.11e, bem como uma avaliação do algoritmo através de experimentos de simulação. Os resultados mostraram que o padrão 802.11e sem controle de admissão não consegue oferecer Qualidade de Serviço. A Tabela 5.1 apresenta os principais resultados obtidos sem controle de admissão (sem CA) e com controle de admissão (com CA).

O mecanismo de admissão que utiliza envelopes de tráfego apresentou melhores resultados que o mecanismo de controle de admissão por soma e medida nos experimentos realizados com tráfego homogêneo de vídeo e de dados. Quando há tráfego heterogêneo na rede, nota-se que o esquema de controle de admissão baseado em envelopes de tráfego provê o serviço requisitado

pelos diferentes classes, além de permitir o uso eficiente dos recursos da rede.

No estudo deste mecanismo não considerou-se a mobilidade no interior do QBSS. Para o controle de admissão, no entanto, a mobilidade do usuário entre os QBSSs provoca um impacto que deve ser levado em conta. O fluxo já admitido em um QBSS deve ter sua continuidade garantida na passagem para outro QBSS, ou seja, deve ser admitido ou ter baixa probabilidade de rejeição. Assim sendo, deve-se manter uma reserva de recursos em cada QBSS destinada para *handoff*, o que faz com que o controle de admissão não possa utilizar toda a estimativa de capacidade do canal para tomar suas decisões. A quantidade de recursos a ser reservada deve ser proporcional à probabilidade de ocorrência de *handoff* entre cada par de QBSS vizinhos, o que implica em estudos dos padrões de mobilidade dos usuários.

Capítulo 6

Ajuste Dinâmico dos Parâmetros de QoS

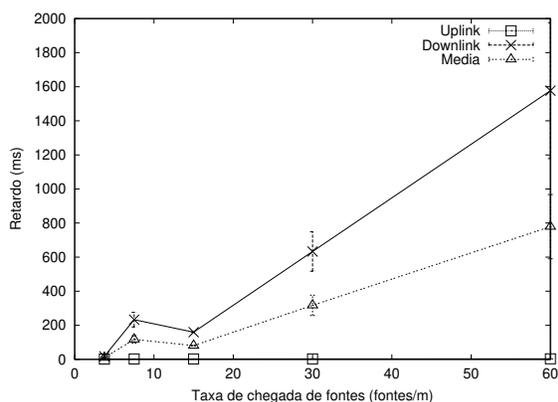
O mecanismo apresentado neste capítulo realiza a seleção e configuração dinâmica dos parâmetros de QoS utilizados no acesso com contenção (EDCF), de acordo com a carga na rede. Os parâmetros são informados às estações através da emissão periódica do conjunto de parâmetros de QoS (*QoS Parameter Set*), criado com a extensão 802.11e. Este mecanismo tem como objetivo preservar os requisitos de QoS e manter elevada a utilização da rede.

O capítulo está organizado da seguinte forma: A Seção 6.1 apresenta a motivação para o desenvolvimento deste mecanismo. A Seção 6.2 descreve a proposta de um mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros AIFS e CW_{min} , bem como a avaliação de seu desempenho. A Seção 6.3 apresenta e avalia a proposta de um mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros TXOP e CW_{min} . Finalmente, a Seção 6.4 descreve as considerações finais do capítulo.

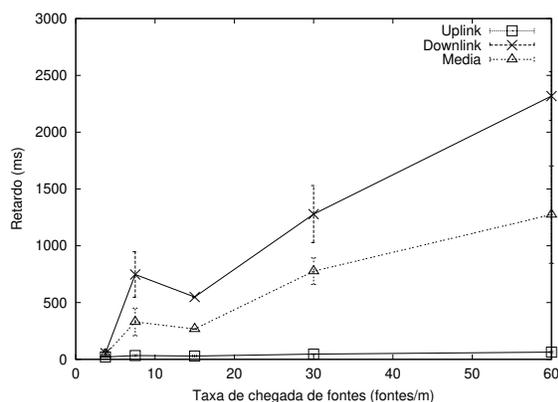
6.1 Motivação

O mecanismo de controle de admissão apresentado no Capítulo 5 contribui na provisão de QoS restringindo o número de fontes simultaneamente presentes na rede. Contudo, em muitas situações este mecanismo não é suficiente para manter o retardo das aplicações inferior ao valor requisitado. Os experimentos realizados com o mecanismo de controle de admissão em cenários com um e dois tipos de tráfego presentes na rede, apresentaram resultados satisfatórios, ou seja, o retardo médio obtido nas diversas situações testadas ficou sempre abaixo do valor máximo requisitado. No entanto, se o retardo for analisado separadamente, para as direções *uplink* e *downlink*, nota-se uma assimetria nestes valores. O retardo do tráfego *downlink* cresce de acordo com o aumento de carga na rede, enquanto o retardo do tráfego *uplink* sofre pequenas alterações. Em situações de altas cargas na rede, essa assimetria pode impossibilitar a provisão de QoS ao tráfego *downlink*.

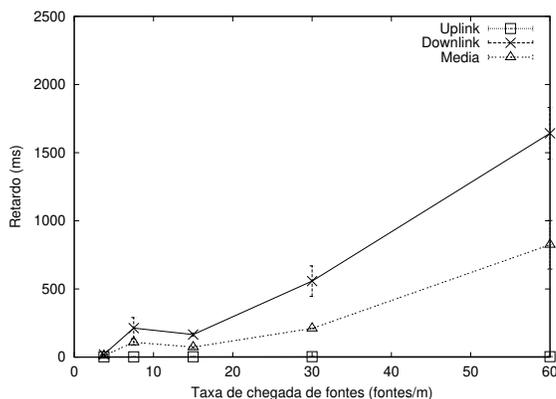
As Figuras 6.1(a), 6.1(b) e 6.1(c) apresentam, respectivamente, o retardo obtido pelos tráfegos de voz, vídeo e dados em situações onde os três tipos de tráfego disputam o acesso ao



(a) Retardo das fontes de voz



(b) Retardo das fontes de vídeo



(c) Retardo das fontes de dados

Figura 6.1: Retardo do tráfego de tempo real e do tráfego de melhor

canal em uma rede 802.11e que utiliza o controle de admissão proposto anteriormente. A metodologia do experimento segue a descrição apresentada na Seção 5.3, exceto pelo fato de que, aqui, o tráfego de dados é considerado tráfego de melhor esforço. Nota-se que o retardo do tráfego *uplink* mantém-se sempre abaixo do valor requisitado, 100ms para voz e vídeo. Por outro lado, com o aumento na taxa de chegada de fontes, o retardo do tráfego *downlink* apresenta um crescimento rápido, resultando em violação do requisito de Qualidade de Serviço.

Este fenômeno ocorre porque em uma rede local sem fio o ponto de acesso é responsável pela entrega de todo o tráfego *downlink*. Assim sendo, há N instâncias *uplink* (estações) competindo pelo canal com uma única instância *downlink* (ponto de acesso). Dado que, no protocolo de acesso ao meio do 802.11e, a probabilidade de acesso ao canal é igualmente distribuída en-

tre instâncias pertencentes a mesma classe de tráfego, as filas no ponto de acesso crescem mais rapidamente do que nas estações resultando em altos retardos para o tráfego *downlink*.

Esta assimetria no valor do retardo motiva o desenvolvimento de um mecanismo de controle adicional que forneça, quando necessário, maior vazão ao ponto de acesso. Dado que na extensão 802.11e o acesso ao canal é regulado pelo conjunto de parâmetros de QoS, o ajuste dinâmico de tais parâmetros torna-se um opção atraente.

6.2 Ajuste dinâmico dos parâmetros AIFS e CW_{min}

O mecanismo proposto nesta seção realiza o ajuste dinâmico dos parâmetros AIFS e CW_{min} e tem como objetivo auxiliar o controle de admissão a garantir que os requisitos de QoS sejam atendidos, além de manter elevada a utilização da rede. Este mecanismo baseia-se na proposta apresentada em [34].

O tamanho do intervalo entre-quadros (AIFS) e o tamanho mínimo da janela de contenção (CW_{min}) regulam o tempo de espera de um quadro. Embora as técnicas de diferenciação utilizando estes parâmetros produzam efeito aparentemente equivalentes, as mudanças no valor do AIFS provocam uma resposta mais imediata, enquanto os reflexos das mudanças do CW_{min} só são perceptíveis tomando-se uma média sobre um intervalo de tempo [34]. Isso ocorre porque o AIFS controla uma parte determinística da espera, enquanto o CW_{min} controla uma parte probabilística. Essa diferença traz conseqüências para o ajuste dinâmico desses parâmetros e, portanto, deve ser considerada.

Além disso, o ajuste do CW_{min} deve levar em consideração o fato de que o tamanho da janela de contenção (CW) está fortemente relacionado ao número de estações presentes na rede. Quando há poucas estações na rede, uma janela de contenção com valor pequeno reduz o tempo ocioso do canal e possibilita uma melhor utilização da largura de banda. Quando o número de estações aumenta, é preferível um valor maior para CW para reduzir a probabilidade de colisão entre as estações [20, 21, 22].

A relação entre os diversos valores de AIFS e CW_{min} das classes de acesso também influencia o funcionamento do ajuste dinâmico dos parâmetros. Se o AIFS de uma classe ($i + 1$) for igual ao AIFS + CW_{min} usados na classe de acesso i , mais prioritária do que ($i + 1$), como mostrado na situação "a" da Figura 6.2, uma separação total entre as classes é garantida. Neste caso, não há sobreposição entre as janelas dos diversos níveis de prioridade, reduzindo a probabilidade de que um quadro menos prioritário seja transmitido antes de outro mais prioritário. Entretanto, a separação sem sobreposição de janelas traz algumas desvantagens: se a classe mais prioritária apresentar carga alta, de forma que haja sempre algum quadro a transmitir nas filas desse nível, a classe menos prioritária sofrerá inanição (*starvation*), além disso, o número de níveis de serviço suportáveis fica reduzido, dado que o nível mais baixo utilizará valores de AIFS e CW_{min} elevados.

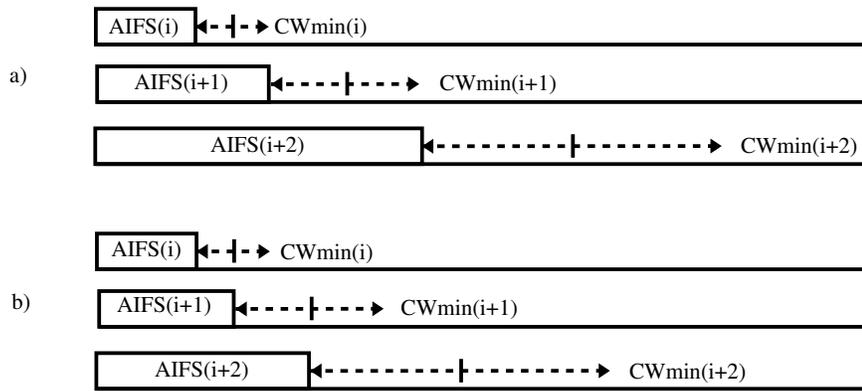


Figura 6.2: Sobreposição das Janelas de Contenção: a) sem sobreposição e b) com sobreposição

Por outro lado, se para a classe $(i+1)$ o $AIFS(i+1)$ é menor que $AIFS(i) + CW_{min}(i)$, como mostrado na situação "b" da Figura 6.2, a inanição das classes de menor prioridade pode ser evitada e um maior número de níveis de serviço pode ser suportado. Em compensação, ocorre uma probabilidade de inversão de prioridade proporcional ao tamanho da região de sobreposição, que é dado por $AIFS(i) + CW_{min}(i) - AIFS(i+1)$.

Assim sendo, o ajuste dos parâmetros $AIFS$ e CW_{min} deve regular o tamanho da região de sobreposição, levando em conta o número de níveis de prioridades a ser suportado, a quantidade de instâncias em cada classe e o grau de diferenciação desejado.

Com base nestas observações propõe-se um mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros $AIFS$ e CW_{min} , que atribui a $AIFS(i)$ e a $CW_{min}(i)$ os menores valores possíveis tal que não provoquem violação do retardo. Se não há carga na classe i , o mecanismo pode minimizar a parte determinística da espera das classes desde $(i+1)$ até a de mais baixa prioridade, reduzindo os valores do $AIFS$ dessas classes. À medida que o número de estações com fontes da classe i aumenta, o mecanismo aumenta o CW_{min} desta classe, o que provoca a necessidade de aumentar o CW_{min} das classes menos prioritárias que i .

Para tratar do problema da assimetria no retardo do tráfego *downlink* e do tráfego *uplink*, um mesmo tipo de tráfego é mapeado para classes diferentes nas estações e no ponto de acesso. No ponto de acesso um determinado tipo de tráfego pertence a uma classe de maior prioridade do que nas estações. O parâmetro $AIFS$ é utilizado para prover a diferenciação entre as classes e o CW_{min} é ajustado de acordo com o número de estações com fontes de um mesmo tipo de tráfego. Assim, por exemplo, o tráfego de voz, que em uma rede 802.11e pertence a classe 0 (maior prioridade), no esquema proposto pertence a classe 0 no ponto de acesso e a classe 1 nas estações, sendo que a classe 0 possui $AIFS$ inferior ao $AIFS$ da classe 1 e CW_{min} igual ao CW_{min} da classe 1. Caso existam três tipos de tráfego na rede, o ponto de acesso utiliza as classes 0, 2 e 4, enquanto as estações utilizam as classes 1, 3 e 5. Dessa forma, pretende-se fornecer maior probabilidade de acesso ao ponto de acesso e, então, equilibrar os valores do

retardo do tráfego *downlink* e do tráfego *uplink*.

6.2.1 Restrições

O mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros de QoS deve observar algumas restrições na determinação dos valores de AIFS e CW_{min} .

- Restrição 1: em qualquer situação, o valor de AIFS de qualquer classe i deve ser sempre maior ou igual a 2, para evitar falha no funcionamento da MAC. Como o intervalo entre-quadros da classe é definido por $SIFS + AIFS(i) * SlotTime$, o valor de $AIFS(i)$ não pode ser 0, para evitar que este intervalo fique igual a SIFS, nem pode ser 1, para não se igualar ao intervalo entre-quadros do PCF (PIFS), que é igual a $SIFS + SlotTime$.
- Restrição 2: em qualquer situação, o valor de $AIFS(i + 1)$ nunca pode ser menor que o de $AIFS(i)$, para preservar a diferenciação, devendo ser maior ou igual. Se $AIFS(i + 1)$ for igual a $AIFS(i)$, então $CW_{min}(i + 1)$ deve ser obrigatoriamente maior que $CW_{min}(i)$.
- Restrição 3: $AIFS(i + 1)$ deve ser menor que $AIFS(i) + CW_{min}(i)$ se a carga da classe i for alta, para evitar inanição na classe $(i + 1)$.
- Restrição 4: o CW_{min} de qualquer classe nunca poderá ser maior que o valor de CW_{max} .
- Restrição 5: nas situações de pouca carga, o CW_{min} das classes não deve ser menor do que um valor mínimo. Este valor pode ser estabelecido pelo administrador do sistema, sendo que para a classe de maior prioridade o CW_{min} não deve ser menor do que 7 [29], dado que este valor é um mínimo razoável para permitir um compromisso entre baixo retardo e prevenção de colisão.

6.2.2 Algoritmos

O mecanismo de ajuste dos parâmetros de QoS é executado periodicamente, de acordo com um intervalo de monitoração. A cada execução, o mecanismo verifica se o tamanho do CW_{min} usado nas classes está adequado. Em seguida, realiza o ajuste da carga imposta pelas classes, aumentando ou diminuindo os valores de AIFS e CW_{min} , sempre tendo em vista as restrições e os objetivos de diferenciação. Após ter executado as duas operações, o mecanismo emite um novo conjunto de parâmetros de QoS.

As Figuras 6.3, 6.4, 6.5 e 6.6 mostram os algoritmos utilizados para o caso de n classes, explorando a coexistência de tráfego de tempo real com tráfego de melhor esforço. As classes $(n - 1)$ e $(n - 2)$ representam a classe de melhor esforço nas estações e no ponto de acesso respectivamente.

```

ALGORITMO ajustarParametros /*  $n$  é o número de classes */
1. para cada classe ímpar  $i$ ,  $i$  de 1 até  $(n - 1)$  /* classes das estações */
2.     ajustarContencao( $i$ )
3. para cada classe par  $i$ ,  $i$  de 0 até  $(n - 4)$  /* classes do ponto de acesso */
4.     ajustarCarga( $i$ )
5. emitirConjuntoDeParametrosDeQoS()

```

Figura 6.3: Módulo principal do ajuste de parâmetros para n classes

```

ALGORITMO ajustarContencao( $i$ )
1. se  $estacoes(i) > CW_{min}(i)$ 
2.     para cada classe  $j$ ,  $j$  de  $(i - 1)$  até  $(n - 1)$ 
3.          $CW_{min}(i) = CW_{min}(i) * 2 + 1$ 
4. se  $estacoes(i) < CW_{min}(i)/2$ 
5.     para cada classe  $j$ ,  $j$  de  $(i - 1)$  até  $(n - 1)$ 
6.          $CW_{min}(j) = (CW_{min}(j) - 1)/2$ 
7. para cada classe  $j$ ,  $j$  de  $(i - 1)$  até  $(n - 1)$ 
8.     se  $CW_{min}(j) < CW_{Minimo}(j)$ 
9.          $CW_{min}(j) = CW_{Minimo}(j)$ 

```

Figura 6.4: Ajuste de contenção nas classes

Na Figura 6.3 está o módulo principal do mecanismo. O módulo chama o procedimento *ajustarContenção*(i) para as classes das estações, iniciando pela de maior prioridade. Este procedimento verifica se o tamanho mínimo da janela de contenção das classes deve ser maior para reduzir o número de tentativas de transmissão. Para tanto, compara-se o $CW_{min}(i)$ com o número de estações que possuem fontes aceitas na classe i . O procedimento verifica também se o $CW_{min}(i)$ pode ser reduzido, comparando a metade desse valor com o número de estações. O número de estações é obtido subtraindo-se do número de fontes admitidas na classe i , informado pelo controle de admissão, o número de fontes que estão no sentido *downlink*. Assume-se que o ponto de acesso tem controle sobre esta informação e que cada estação possui uma única fonte ativa.

Caso o tamanho do CW_{min} da classe i possa ser alterado, o ajuste é realizado desde a classe $(i - 1)$ até a classe $(n - 1)$. Dessa forma mantém-se o $CW_{min}(i)$ igual ao CW_{min} da classe $(i - 1)$, que é a classe do ponto de acesso responsável pelo mesmo tipo de tráfego da classe i . Além disso, mantém-se a diferenciação dos valores desse parâmetro para os diferentes níveis de serviço. Por fim, o procedimento verifica se o valor do CW_{min} das classes não foi alterado para um valor abaixo do mínimo permitido. Caso esta situação se confirme, o CW_{min} recebe o

```

ALGORITMO ajustarCarga(i) /* verifica os limites de qualidade */
1. se (RetardoAtual(i) > RetardoMaximo(i))
2.   reduzirCarga(n - 1) /*reduz a carga da classe de melhor esforço nas estações*/
3.   reduzirCarga(n - 2) /*reduz a carga da classe de melhor esforço no PA*/
4.    $j = n - 4$ 
5.   enquanto (RetardoAtual(j) < RetardoMaximo(j)* $\delta$ ) e (CargaAtual(j)  $\leq$ 
        CargaAnterior(j) + CargaMediaDaFonte(j)) e (j > i)
6.     reduzirCarga(j) /*reduz a carga da classe j do ponto de acesso*/
7.     reduzirCarga(j + 1) /*reduz a carga da classe (j + 1) das estações*/
8.      $j = j - 2$ 
9.     reduzirCarga(j + 1)
10.  senão
11.   para cada classe par j, j de (n - 4) até 0 /*classes do ponto de acesso*/
12.     se (RetardoAtual(j) < RetardoMaximo(j)* $\delta$ ) e (CargaAtual(j)  $\leq$ 
        CargaAnterior(j) + CargaMediaDaFonte(j))
13.       umentar = verdadeiro
14.     senão
15.       umentar = falso
16.     break
17.   se umentar = verdadeiro
18.     para cada classe j, j de (i + 1) até (n - 1)
19.       aumentarCarga(j)

```

Figura 6.5: Ajuste da Carga

valor mínimo.

Em seguida, o módulo principal chama o procedimento $ajustarCarga(i)$, mostrado na Figura 6.5, para cada classe i do ponto de acesso, iniciando pela de maior prioridade. Esse procedimento verifica se a carga das classes pode ser elevada ou reduzida comparando o valor atual do retardo no ponto de acesso com o valor requisitado pela classe. Para que este procedimento fosse chamado para as classes das estações, estas deveriam monitorar o retardo em suas filas e enviar esta informação para o ponto de acesso, o que implicaria em maior sobrecarga para a rede. Dado que os resultados apresentados na Seção 6.1 mostram que o retardo do tráfego *uplink* está sempre abaixo do valor máximo requisitado e do valor do retardo do tráfego *downlink*, optou-se por chamar este procedimento apenas para as classes do ponto de acesso.

Se o retardo da classe i estiver acima do valor máximo requisitado, o procedimento reduz a carga das classes de melhor esforço (do ponto de acesso e das estações) e, então, verifica se é possível reduzir a carga das classes do ponto de acesso menos prioritárias que i , verificando

ALGORITMO *reduzirCarga(j)* /* reduz a carga da classe j */

1. se $AIFS(j) < (AIFS(j - 1) + CW_{min}(j - 1))$
2. $AIFS(j) = AIFS(j) + SlotsReducao$
3. senão se $(CW_{min}(j) * 2 + 1) < CW_{max}$
4. $CW_{min}(j) = CW_{min}(j) * 2 + 1$

ALGORITMO *aumentarCarga(j)* /* aumenta a carga da classe j */

1. se $((CW_{min}(j) - 1)/2 > CW_{Minimo})$ e $((CW_{min}(j) - 1)/2 > estacoes(j))$
 2. $CW_{min}(j) = (CW_{min}(j) - 1)/2$
 3. senão
 4. se $(AIFS(j) - SlotsAumento) > 2$
 5. $AIFS(j) = AIFS(j) - SlotsAumento$
-

Figura 6.6: Reduzir/Aumentar Carga

se o retardo destas classes é menor que o produto do valor requisitado por um fator δ , que varia de 0 a 1. A utilização do fator δ é importante porque caso o retardo atual da classe seja menor, porém muito próximo do valor requisitado, pequenas alterações no retardo provocadas pela redução de carga da classe podem resultar em violação do requisito de QoS. Para evitar instabilidade do mecanismo, uma condição adicional ($CargaAtual(j) \leq CargaAnterior(j) + CargaMediaDaFonte(j)$) é verificada. Essa condição sugere que houve a saída de uma fonte do período anterior para o atual. A carga atual e o retardo das classes podem ser obtidos a partir de um monitor de QoS localizado no ponto de acesso.

Se o retardo da classe i estiver abaixo do valor máximo requisitado, o procedimento verifica se há sobra de recursos para todas as classes de tempo real. Caso a condição seja verdadeira as classes menos prioritárias que i podem ter sua carga aumentada. Note que caso uma determinada classe j não satisfaça a condição, as outras também não podem ter sua carga aumentada, pois prejudicariam ainda mais a situação da classe j . Sempre que o mecanismo decide reduzir ou aumentar a carga de uma classe j (do ponto de acesso), a mesma alteração é aplicada a classe $(j + 1)$ (das estações).

A Figura 6.6 apresenta os procedimentos para reduzir e aumentar a carga das classes. A redução da carga é feita inicialmente somando-se um número de *slots* a AIFS (*SlotsReducao*), até o limite da restrição 3. A partir desse ponto, o CW_{min} passa a ser dobrado, até o limite da restrição 4. A elevação é realizada de modo inverso, respeitando as restrições 1 e 5 e utilizando um número de *slots* (*SlotsAumento*) diferente. Utilizar *SlotsAumento* menor que *SlotsReducao* faz com que o controle seja menos agressivo na elevação do que na redução de carga, o que também evita instabilidade do mecanismo.

Depois que esses procedimentos são executados, um novo conjunto de parâmetros de QoS

Classe	Tipo do Tráfego	AIFS	CW_{min}
0 (PA)	voz	2	7
1 (estação)	voz	4	7
2 (PA)	vídeo	6	15
3 (estação)	vídeo	8	15
4 (PA)	dados	10	31
5 (estação)	dados	12	31

Tabela 6.1: Configuração dos parâmetros AIFS e CW_{min}

é composto e deve ser transmitido para as estações.

6.2.3 Avaliação do Mecanismo

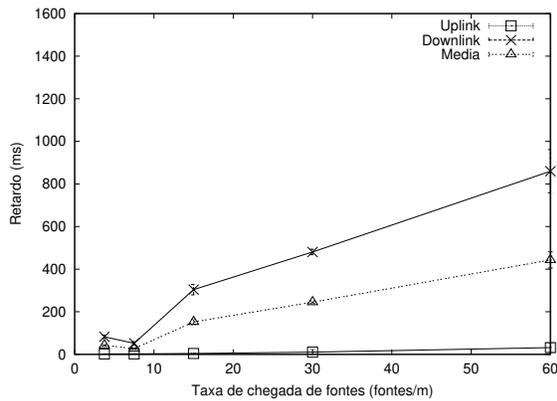
Os experimentos realizados com o mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros AIFS e CW_{min} exploram a coexistência de tráfego de tempo real com tráfego de melhor esforço no acesso com contenção (EDCF). O tráfego de tempo real é composto por fontes de voz e fontes de vídeo e o tráfego de melhor esforço é composto por fontes de dados. O modelo do tráfego é o mesmo utilizado nos experimentos do Capítulo 5 e a entrada das fontes é controlada pelo mecanismo de controle de admissão. As fontes de dados, apesar de fazerem parte do tráfego de melhor esforço, são submetidas a admissão para que o ponto de acesso possa estar informado sobre o número de fontes na rede, no entanto o valor utilizado para o requisito de retardo é alto (5s) de forma que o número de fontes rejeitadas seja pequeno.

O intervalo de monitoração utilizado nas simulações é de 100 ms. No procedimento ajustar-Carga são utilizados 2 *slots* para *SlotsAumento* e 8 para *SlotsReducao*. Convém que o número de *slots* usados na operação de aumento de carga seja menor que o usado na redução para evitar uma alternância desnecessária entre essas operações, o que provoca instabilidade no mecanismo. O parâmetro δ , usado neste mesmo procedimento, é igual a 0,5 e os valores iniciais para os parâmetros AIFS e CW_{min} , para cada uma das classes, são apresentados na Tabela 6.1.

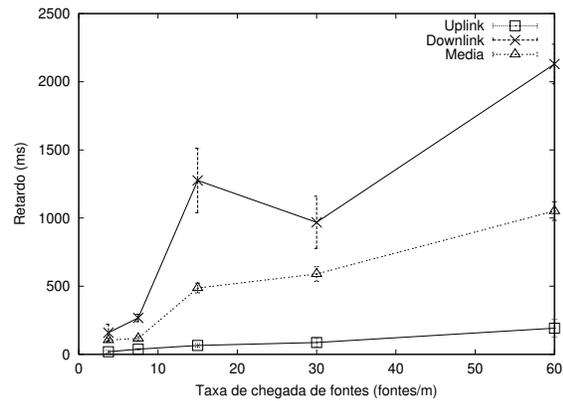
Resultados

Os resultados apresentados nas Figuras 6.7(a), 6.7(b) e 6.7(c) mostram o retardo obtido pelos tráfegos de voz, vídeo e dados respectivamente. Se comparados aos resultados apresentados na Figura 6.1, no qual utilizou-se apenas o mecanismo de controle de admissão, observa-se que em algumas situações houve uma queda no retardo do tráfego *downlink*, enquanto em outras situações houve um aumento, sendo que os tráfegos de voz e de dados foram mais beneficiados pelo mecanismo de ajuste dos parâmetros do que o tráfego de vídeo.

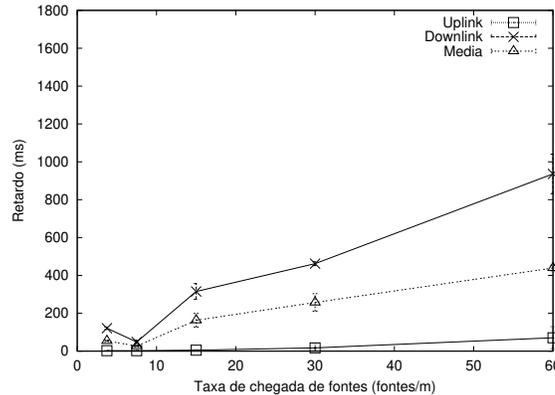
O retardo de 100 ms requisitado pelo tráfego de voz é atendido para os casos onde a taxa de



(a) Retardo das fontes de voz



(b) Retardo das fontes de vídeo



(c) Retardo das fontes de dados

Figura 6.7: Retardo do tráfego de tempo real e do tráfego de melhor esforço

chegada de fontes é igual a 3 e igual a 7 fontes/minuto. Sem o auxílio do mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros, o requisito era atendido apenas para taxa de 3 fontes/minuto. Para taxa de chegada igual a 30 fontes/minuto e igual a 60 fontes/minuto, o mecanismo proposto permitiu, respectivamente, uma redução de 200 ms e 800 ms para o retardo do tráfego *downlink*

Para o tráfego de vídeo, nas situações em que a taxa de chegada de fontes é igual a 7 e a 30 fontes/minuto, o retardo do tráfego *downlink* é menor do que o valor obtido quando empregou-se apenas o controle de admissão. Nas outras situações, o retardo foi maior ou idêntico ao obtido sem o auxílio do mecanismo.

Para o tráfego de dados nota-se um ganho mais significativo quando a taxa de chegada de fontes é igual a 60 fontes/minuto. Neste caso, o retardo do tráfego *downlink* ficou em torno de

1000 ms, enquanto sem o mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros obteve-se um retardo em torno de 1600 ms. Nas outras situações testadas, não houve modificações significativas no valor do retardo.

Embora o mecanismo tenha proporcionado, em alguns casos, uma melhora no retardo do tráfego *downlink*, os resultados não satisfazem a expectativa, ou seja, o mecanismo não foi capaz de prover ao tráfego *downlink* um retardo semelhante ao retardo do tráfego *uplink*.

Este resultado deve-se, principalmente, ao fato de que os parâmetros AIFS e CW_{min} fornecem recursos limitados quando se deseja aumentar a vazão de algumas classes. Pequenas diferenças entre o AIFS e o CW_{min} das classes não proporcionam aumento expressivo na vazão, o que é importante quando se quer prover QoS para tráfegos que impõem altas cargas, como o tráfego de vídeo utilizado no experimento, e para tráfegos que tem carga variável.

Por outro lado, o aumento na diferença entre os parâmetros de QoS das classes, resulta em um maior tempo de espera para os quadros das classes menos prioritárias e, conseqüentemente, em um maior retardo.

Assim sendo, acredita-se que os parâmetros AIFS e CW_{min} , embora eficientes no estabelecimento de níveis de serviço, não são a melhor escolha quando o ajuste de seus valores tem como objetivo controlar a carga imposta pelas classes, bem como solucionar o problema da assimetria entre o retardo dos tráfegos *downlink* e *uplink*.

6.2.4 Variações do Mecanismo de Ajuste dinâmico dos parâmetros AIFS e CW_{min}

Os valores dos parâmetros utilizados pelo mecanismo proposto podem influenciar seu desempenho. Portanto, foram realizadas simulações variando estes parâmetros com o intuito de escolher os valores que permitissem um funcionamento mais eficiente do mecanismo. A metodologia utilizada nas simulações foi a mesma utilizada na avaliação do mecanismo e os resultados obtidos são comentados a seguir.

- intervalo de monitoração: a princípio, um intervalo menor reduz a possibilidade de que as garantias de qualidade do tráfego sejam violadas por períodos mais longos. Em compensação, ocorre um maior número de execuções do módulo de ajuste e uma maior carga de processamento no ponto de acesso. A avaliação do impacto do intervalo de monitoração sobre o retardo do tráfego *downlink* foi realizada variando-se esse intervalo de 0,05 s até 3 s. Valores inferiores a 0,1 não apresentaram ganhos significativos, enquanto valores superiores apresentaram um crescimento mais rápido no valor do retardo de acordo com o aumento da taxa de chegada de fontes;
- fator δ : a avaliação do impacto proporcionado pelo fator δ , utilizado no procedimento ajustarCarga, foi realizada variando-se esse parâmetro de 0,1 até 1,0, com incrementos

de 0,1. Um δ igual a 0,2 indica que o valor do retardo atual é comparado com 20% do valor do retardo requisitado. Valores próximos de 0,1 e valores próximos de 1,0 resultam em um crescimento mais acentuado do retardo do tráfego *downlink* com o aumento da taxa de chegada de fontes. Uma boa solução para a definição do valor desse parâmetro se evidenciou quando $\delta = 0,5$;

- *slotsReducao*: o número de *slots* usados na redução depende do quanto da carga se deseja reduzir a cada execução. Para obter o valor mais adequado para este parâmetro foram realizadas simulações com valores entre 4 e 12, com incrementos de 2 *slots*. Para taxa de chegada de 3, 7 e 15 fontes/minuto, todos os valores testados apresentaram resultados idênticos, no entanto, para taxa de 30 e 60 fontes/minuto os melhores resultados foram obtidos com *slotsReducao* igual a 8.

Além destes parâmetros avaliou-se também os valores atribuídos ao AIFS e ao CW_{min} das classes. Para encontrar a distribuição mais apropriada para os valores do AIFS, foram testadas distribuições com diferença de 2, 4, 6, 8, e 10 *slots* entre o AIFS das classes, sempre iniciando com valor 2 para a classe mais prioritária. Os melhores resultados foram obtidos com diferença igual a 2, ou seja, com a distribuição apresentada na Tabela 6.1.

Para o parâmetro CW_{min} também foram testadas diversas combinações de valores, inclusive combinações que atribuíam às classes do ponto de acesso valores menores que os valores utilizados pelas classes das estações. Porém, não foram obtidas melhoras significativas para o retardo do tráfego *downlink* com combinações diferentes da utilizada nos experimentos da seção anterior.

6.3 Ajuste dinâmico dos parâmetros TXOP e CW_{min}

Dado que os resultados com o mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros AIFS e CW_{min} não foram satisfatórios, nesta seção propõe-se um mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros TXOP e CW_{min} . O parâmetro TXOP controla o período durante o qual uma estação pode utilizar o canal após a contenção. Neste período, a estação pode enviar vários quadros sem a necessidade de competir pelo canal e, portanto, o ajuste do TXOP pode resultar em aumento ou redução na vazão de uma classe de acesso. A extensão 802.11e define um único valor de TXOP para todas as classes. Neste trabalho, propõe-se um mecanismo baseado em valores diferentes de TXOP para cada classe.

A grande causa da assimetria no retardo está no fato de que o ponto de acesso deve dar vazão a várias fontes em cada classe, o que não acontece nas estações (assume-se que as estações têm uma fonte ativa em uma classe). Logo, deve-se fornecer a cada classe do ponto de acesso uma vazão condizente com o número de fontes que elas possuem. Pode-se ajustar a vazão do ponto de acesso da seguinte forma: se o TXOP de uma classe i possibilita o envio de q

quadros e se esse valor é suficiente para que as estações atendam ao requisito de QoS, então, se o ponto de acesso tem k fontes na classe i , ele deve possuir um TXOP que possibilite enviar $k * q$ quadros para que proporcione a cada fonte a mesma vazão fornecida por uma estação e, conseqüentemente, um retardo semelhante.

Da mesma forma, o valor do TXOP deve permitir que as classes tenham uma vazão de acordo com a carga imposta pelas aplicações, ou seja, o valor do TXOP deve ser ajustado segundo a necessidade da classe e não de acordo com sua prioridade. Nem sempre aplicações que demandam maior vazão têm prioridade sobre aquelas que necessitam vazão menor. Normalmente, o que define a prioridade de uma aplicação é o retardo que ela exige, ou seja, aplicações que exigem retardo menor têm prioridade sobre aquelas que exigem um retardo maior. Aplicações de voz, por exemplo, requerem menor retardo e *menor* vazão do que aplicações de vídeo, que tem prioridade inferior.

Além disso, deve-se considerar o fato de que as aplicações apresentam taxas de dados variáveis: a maior parte do tempo trabalham em torno de uma taxa média, mas em certos momentos podem atingir taxas elevadas (taxa de pico). Esse comportamento compromete a utilização da rede e a provisão de QoS. Se a reserva de recursos para uma classe de acesso baseia-se na taxa de pico da aplicação, há um desperdício de recursos e, logo, uma sub-utilização da rede. Por outro lado, se a reserva de recursos baseia-se na taxa média das aplicações, em certos momentos não é possível fornecer a QoS requisitada pelas classes.

Tendo em vista os aspectos observados, o mecanismo proposto nesta seção ajusta o valor do parâmetro TXOP atribuindo à classe com menor taxa de chegada de pacotes o valor zero, o que significa que a classe poderá enviar um único quadro quando obtiver o canal. As classes com taxa de chegada de pacotes maior recebem um TXOP proporcional à razão entre o número de pacotes que chegaram em suas filas e o número de pacotes que chegaram na fila da classe com menor taxa de chegada. Em seguida, o mecanismo ajusta o TXOP no ponto de acesso de acordo com o número de fontes *downlink* ativas em cada classe. O parâmetro CW_{min} , assim como no mecanismo proposto na Seção 6.2, é ajustado conforme o número de estações com fontes ativas em cada classe. A diferenciação entre as classes é promovida pelos parâmetros CW_{min} e AIFS, sendo que este é mantido com valor constante.

6.3.1 Algoritmos

O mecanismo de ajuste dos parâmetros TXOP e CW_{min} é executado periodicamente de acordo com um intervalo de monitoração. A cada execução, o mecanismo verifica se o valor do CW_{min} utilizado pelas classes está adequado. Em seguida, realiza o ajuste do TXOP segundo a carga imposta pelas aplicações e o número de fontes *downlink*. Após ter executado as duas operações, emite-se um novo conjunto de parâmetros de QoS.

As Figuras 6.8, 6.9 e 6.10 mostram os algoritmos propostos para o caso de n classes, nos

quais a classe $(n - 1)$ é responsável pelo tráfego de melhor esforço.

ALGORITMO *ajustarParametros* /* n é o número de classes */

1. para cada classe i , i de 0 até $(n - 1)$
 2. ajustarContencao(i)
 3. ajustarTXOP_Classes()
 4. para cada classe i , i de 0 até $(n - 1)$
 5. $TXOP_{PA}(i) = TXOP_{PA}(i) * fontesPA(i)$
 6. emitirConjuntoDeParametrosDeQoS()
-

Figura 6.8: Módulo principal do ajuste de parâmetros para n classes

ALGORITMO *ajustarContencao*(i)

1. se $estacoes(i) > CW_{min}(i)$
 2. para cada classe j , j de $(i - 1)$ até $(n - 1)$
 3. $CW_{min}(i) = CW_{min}(i) * 2 + 1$
 4. se $estacoes(i) < CW_{min}(i)/2$
 5. para cada classe j , j de $(i - 1)$ até $(n - 1)$
 6. $CW_{min}(j) = (CW_{min}(j) - 1)/2$
 7. para cada classe j , j de $(i - 1)$ até $(n - 1)$
 8. se $CW_{min}(j) < CW_{Minimo}(j)$
 9. $CW_{min}(j) = CW_{Minimo}(j)$
-

Figura 6.9: Ajuste de contenção nas classes

Na Figura 6.8 está o módulo principal do mecanismo. O módulo chama o procedimento *ajustarContencao* (Figura 6.9) para todas as classes, iniciando pela de maior prioridade. O processo realizado por este procedimento é idêntico aquele apresentado na Seção 6.2 para o ajuste do parâmetro CW_{min} .

No passo seguinte, o módulo principal chama o procedimento *ajustarTXOP_Classes*, mostrado na Figura 6.10. O procedimento verifica qual classe recebeu o menor número de pacotes no último intervalo de monitoração, dividindo a carga atual da classe (número de bytes que chegaram no intervalo) pelo tamanho dos pacotes recebidos por ela. A classe, cujo número de pacotes recebidos é mínimo, recebe TXOP igual a zero e todas as outras classes recebem TXOP igual ao produto do tempo de transmissão de um pacote pela razão entre o número de pacotes recebidos pela classe e o número mínimo de pacotes recebidos.

Em seguida, o módulo principal ajusta, no ponto de acesso, o TXOP para cada classe, multiplicando o valor atribuído no procedimento *ajustarTXOP_Classes* pelo número de fontes *downlink* ativas na classe.

ALGORITMO *ajustarTXOP_Classes*

-
1. $minimo = \infty$
 2. para cada classe i , i de 0 até $(n - 1)$
 3. $numeroPacotes(i) = \lfloor cargaAtual(i)/tamanhoPacote(i) \rfloor$
 4. se $numeroPacotes(i) < minimo$
 5. $minimo = numeroPacotes(i)$
 6. para cada classe i , i de 1 até $(n - 1)$
 7. se $(numeroPacotes(i) = minimo)$ /*a classe pode enviar um quadro*/
 8. $TXOP_{PA}(i) = 0$
 9. $TXOP_{STA}(i) = 0$
 10. senão
 11. $TXOP_{PA}(i) = tempoTransmissao(i) * \lfloor numeroPacotes(i)/minimo \rfloor$
 12. $TXOP_{STA}(i) = tempoTransmissao(i) * \lfloor numeroPacotes(i)/minimo \rfloor$
-

Figura 6.10: Módulo para ajuste do parâmetro TXOP para as n classes

Ao final, um novo conjunto de parâmetros de QoS é composto e deve ser transmitido para as estações.

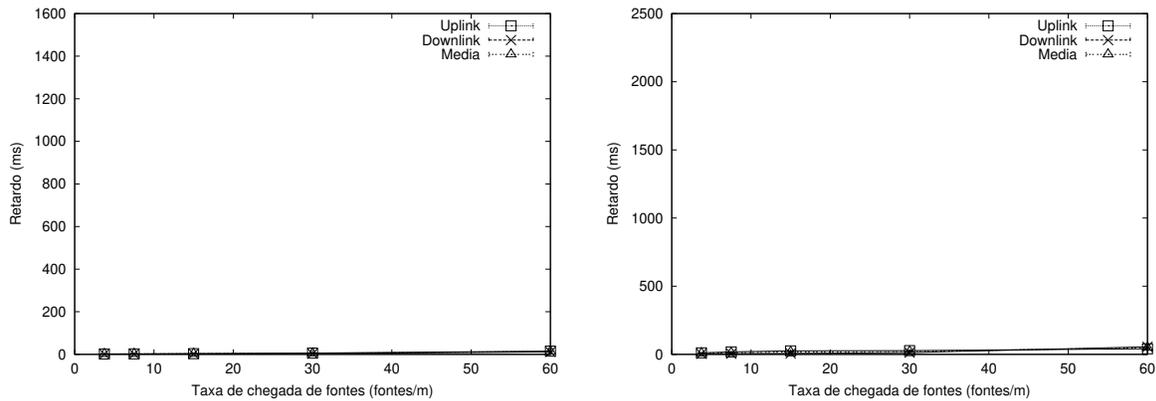
6.3.2 Avaliação do Mecanismo

As Figuras 6.11(a), 6.11(b) e 6.11(c)¹ apresentam, respectivamente, o retardo dos tráfegos de voz, vídeo e dados. Nota-se que, quando a carga na rede é baixa ou média, o mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros TXOP e CW_{min} é capaz de fornecer retardo semelhante e inferior ao valor máximo requisitado tanto para o tráfego *downlink* quanto para o retardo do tráfego *uplink*. Quando a carga na rede é alta (taxa de chegada de fontes de 30 e 60 fontes/minuto), o retardo do tráfego de melhor esforço apresenta assimetria, porém para o tráfego de tempo real o retardo para os dois sentidos do tráfego é equivalente e não há violação dos requisitos de QoS.

A partir destes resultados, pode-se concluir que com o ajuste dinâmico dos parâmetros TXOP e CW_{min} é possível realizar a manutenção da QoS requisitada pelas aplicações de tempo real e, ainda, fornecer retardo equivalente nos dois sentidos do tráfego mesmo em situações de alta carga na rede. É importante observar que o mecanismo proposto permite atingir os objetivos almejados sem, no entanto, prejudicar o tráfego de melhor esforço ou reduzir a utilização da rede.

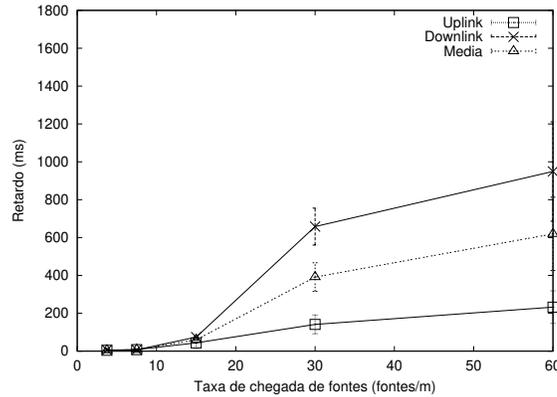
A Figura 6.12 mostra a vazão obtida para os tráfegos de voz, vídeo e dados nos experimentos realizados apenas com controle de admissão (sem ajuste), com o mecanismo de ajuste dinâmico

¹A escala dos gráficos foi mantida igual a escala utilizada na Figura 6.1 para facilitar a comparação dos resultados.



(a) Retardo das fontes de voz

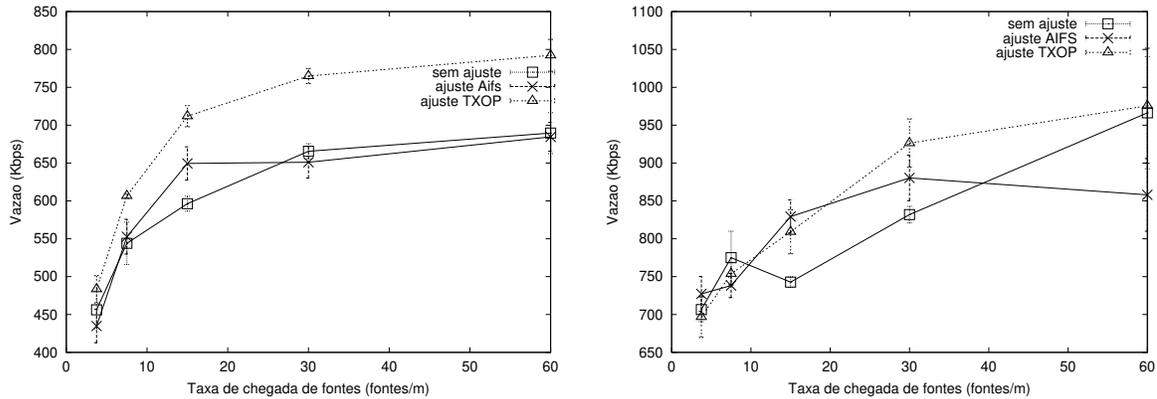
(b) Retardo das fontes de vídeo



(c) Retardo das fontes de dados

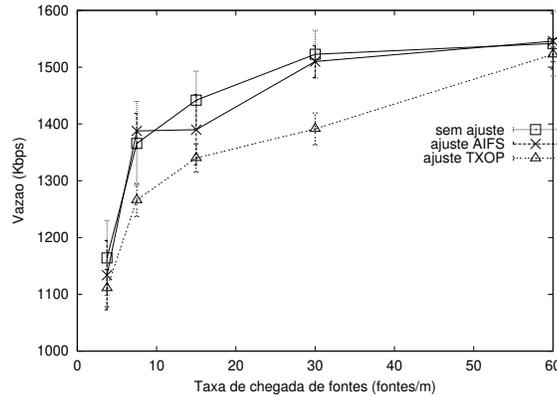
Figura 6.11: Retardo do tráfego de tempo real e do tráfego de melhor esforço

dos parâmetros AIFS e CW_{min} (ajuste AIFS) e com o mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros TXOP e CW_{min} (ajuste TXOP). Percebe-se que a vazão obtida nos experimentos sem o mecanismo de ajuste dos parâmetros e nos experimentos com o primeiro mecanismo proposto é bastante semelhante. Quando se utilizou o mecanismo de ajuste dos parâmetros TXOP e CW_{min} , a vazão foi um pouco maior (no máximo 150 Kbps a mais) para o tráfego de voz e um pouco menor (no máximo 150 Kbps a menos) para o tráfego de dados. Deve-se ressaltar ainda, que o número máximo de fontes de vídeo e dados aceitas em todos os experimentos foi semelhante e que o mecanismo de ajuste dos parâmetros TXOP e CW_{min} aceitou em média 2 fontes de voz a mais para todas as situações testadas.



(a) Vazão das fontes de voz

(b) Vazão das fontes de vídeo



(c) Vazão das fontes de dados

Figura 6.12: Vazão do tráfego de tempo real e do tráfego de melhor esforço

6.4 Considerações Finais

Este capítulo apresentou duas propostas de mecanismos para o ajuste dinâmico dos parâmetros de QoS da extensão 802.11e, com o intuito de auxiliar o controle de admissão na tarefa de prover Qualidade de Serviço às aplicações de tempo real. Os mecanismos têm como objetivo resolver o problema da assimetria no retardo dos tráfegos *downlink* e *uplink*, dado que se observou, através de experimentos de simulação, que esta é a principal causa da violação dos requisitos de QoS quando a rede é exposta a altas cargas.

A primeira proposta apresentada, de ajuste dos parâmetros AIFS e CW_{min} , não retornou resultados satisfatórios, dada a limitação imposta pelos parâmetros AIFS e CW_{min} quanto a faixa de valores que pode ser utilizada para prover diferenciação entre a vazão das classes. Pe-

	retardo uplink	retardo downlink	retardo médio
sem ajuste	inferior ao valor requisitado	elevado	elevado
ajuste AIFS	inferior ao valor requisitado	elevado	elevado
ajuste TXOP	inferior ao valor requisitado	inferior ao valor requisitado	inferior ao valor requisitado

Tabela 6.2: Resultados do mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros de QoS

quenas diferenças entre os parâmetros das classes não fornecem aumento expressivo na vazão das classes cujos parâmetros têm valores inferiores. Enquanto diferenças maiores fazem com que as classes de menor prioridade tenham valores de AIFS e CW_{min} muito altos e consequentemente retardo elevado. Além disso, o fato destes parâmetros serem utilizados para promover a diferenciação entre os níveis de serviço, não permite ajustá-los de acordo com a necessidade de vazão das classes. Por exemplo, se, em determinado momento, uma classe $(i + 1)$ necessita de maior vazão do que uma classe i , de prioridade superior, não é possível atribuir a $(i + 1)$ valores menores de AIFS e CW_{min} do que aqueles utilizados por i , pois esta atitude violaria a regra de que classes com menor prioridade devem ter AIFS e CW_{min} menores do que classes de prioridade superior.

Propôs-se, então, um mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros TXOP e CW_{min} . Com este mecanismo foi possível alcançar os objetivos, ou seja, pôde-se fornecer ao tráfego de tempo real a QoS desejada e ao tráfego *downlink* um retardo semelhante ao retardo do tráfego *uplink*. O parâmetro TXOP mostrou-se mais versátil do que o AIFS, dado que seu valor não precisa ser atrelado à prioridade das categorias, podendo ser ajustado dinamicamente segundo a carga imposta pelas aplicações.

A Tabela 6.2 apresenta um resumo dos resultados obtidos nos experimentos realizados sem ajuste dos parâmetros (sem ajuste), com o mecanismo de ajuste dos parâmetros AIFS e CW_{min} (ajuste AIFS) e com o mecanismo de ajuste dos parâmetros TXOP e CW_{min} (ajuste TXOP).

Capítulo 7

Conclusão

Pesquisas a respeito da provisão de Qualidade de Serviço em redes locais sem fio têm sido motivadas pelo crescimento da utilização de dispositivos portáteis para o acesso a serviços multimídia. Aplicações de tempo real, como áudio e vídeo, exigem requisitos mínimos de QoS para operarem corretamente. Estes requisitos não podem ser atendidos quando se utiliza um protocolo de melhor esforço, principalmente em situações de altas cargas. Em resposta a necessidade de se prover QoS nas redes locais sem fio, o IEEE criou um grupo de trabalho para desenvolver uma extensão ao padrão 802.11. Esta extensão, chamada 802.11e, introduz uma nova função de coordenação responsável pela funcionalidade de QoS na rede. Embora esta extensão forneça diferenciação de serviços, ela não dá garantias de retardo e vazão para as aplicações.

O objetivo do trabalho descrito nesta dissertação é o desenvolvimento de mecanismos de controle para complementar a funcionalidade de Qualidade de Serviço introduzida no padrão 802.11 com a extensão 802.11e. As principais contribuições deste trabalho são:

- estudo e levantamento dos problemas inerentes à provisão de Qualidade de Serviço em redes IEEE 802.11;
- a adaptação para redes IEEE 802.11e de um mecanismo de controle de admissão baseado em medições desenvolvido para redes fixas;
- proposta de um mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros do conjunto de parâmetros de QoS do padrão IEEE 802.11e;
- desenvolvimento de um módulo para controle de admissão em redes 802.11 para o simulador ns-2.

O mecanismo de controle de admissão proposto buscou adaptar para o caso sem fio um esquema de controle de admissão já estudado em redes fixas. No mecanismo original os roteadores de egresso são responsáveis por monitorar a taxa de chegada e a taxa de serviço da rede

e, com o auxílio destas estimativas, decidir sobre a admissão de novos fluxos. A taxa de serviço é calculada observando as filas na interface de saída do próprio roteador de egresso, enquanto a taxa de chegada é calculada a partir de informações enviadas pelos roteadores de ingresso sobre a chegada de pacotes nas filas da interface de entrada destes roteadores. A adaptação consistiu em atribuir ao ponto de acesso a função realizada pelos roteadores de egresso e às estações a função realizada pelos roteadores de ingresso.

A avaliação do mecanismo de controle de admissão demonstrou que é possível adaptar para redes sem fio mecanismos de controle de admissão baseado em medições empregados em redes fixas. Além disso, os resultados das simulações realizadas em cenários sem controle de admissão e com controle de admissão, comprovam a importância e a necessidade da utilização deste mecanismo para garantir um retardo mínimo às aplicações. Com o auxílio do mecanismo de controle de admissão proposto foi possível prover o serviço requisitado pelas diferentes classes e, ainda, fazer um uso eficiente dos recursos da rede.

No entanto, o controle de admissão nem sempre é suficiente para garantir o retardo das aplicações. Quando a rede é exposta a altas cargas compostas por tráfego *uplink* e *downlink* o ponto de acesso torna-se um gargalo na rede, pois é responsável pela entrega de todo o tráfego *downlink*, ou seja, pelo tráfego proveniente da rede fixa (Internet, por exemplo) para as estações. Dado que o padrão 802.11 utiliza o protocolo de acesso ao meio CSMA/CA, o ponto de acesso tem mesma probabilidade de acesso ao meio que todas as outras estações, ou seja, uma estação que tem apenas uma fonte ativa acessa o meio tanto quanto o ponto de acesso que pode ter várias fontes ativas. Esse comportamento do protocolo de acesso ao meio resulta em um rápido crescimento das filas no ponto de acesso e, conseqüentemente, em altos valores de retardo para o tráfego *downlink*.

A primeira idéia que surgiu para resolver tal problema foi permitir que o ponto de acesso tivesse uma probabilidade de acesso ao meio maior que a probabilidade das estações. Dado que os parâmetros que determinam a diferenciação no acesso ao meio são o AIFS e o CW_{min} , propôs-se um mecanismo para o ajuste dinâmico de tais parâmetros. No entanto, os resultados obtidos a partir de experimentos com este mecanismo, mostraram que encontrar valores ótimos para os parâmetros AIFS e CW_{min} é uma tarefa extremamente difícil. Nos experimentos realizados não foi possível prover o serviço requisitado para o tráfego *downlink*.

Então, como segunda opção para a resolução deste problema, foi proposto um mecanismo para ajuste dos parâmetros CW_{min} e TXOP. Com este mecanismo foi possível prover a Qualidade de Serviço requisitada tanto para o tráfego *uplink* quanto para o tráfego *downlink*. Além disso, houve um aumento na utilização do meio pela classe de maior prioridade sem, no entanto, prejudicar as classes menos prioritárias.

Os dois mecanismos de controle apresentam como benefício a complementação das novas funcionalidades introduzidas pela extensão 802.11e, proporcionando uma melhor previsibilidade do retardo e uma melhor utilização do canal.

A definição dos elementos do conjunto de parâmetros de QoS não é uma tarefa trivial. Encontrar valores ideais para esses parâmetros depende do número de níveis de prioridade que se pretende suportar, das restrições de qualidade que se deseja atender e das características das fontes geradoras de tráfego (tamanho e intervalo de geração dos quadros).

7.1 Trabalhos Futuros

Como sugestão para trabalhos futuros recomenda-se o estudo do método de acesso sem contenção da extensão 802.11e, que esteve fora do escopo deste trabalho. O problema de prover regras para o acesso das estações e do ponto de acesso ao enlace sem fio é de natureza similar ao que foi estudado neste trabalho. Questões particulares do acesso sem contenção também devem ser investigadas.

Durante a avaliação do mecanismo de controle de admissão e do mecanismo de ajuste dinâmico dos parâmetros de QoS, não foram explorados cenários onde as estações sofrem degradação na taxa de transmissão. Assim sendo, é importante investigar a necessidade do emprego de mecanismos para a provisão de QoS que levem em consideração a taxa de transmissão das estações na admissão de novos fluxos, bem como no ajuste dos parâmetros da camada MAC.

Um estudo sobre a influência do tamanho das células 802.11 na provisão de QoS também é interessante. Dado que o número de estações ativas impacta no desempenho de uma WLAN, é possível que células com tamanho reduzido permitam que os requisitos de QoS sejam atendidos mais facilmente.

A interoperabilidade com redes que utilizam outras arquiteturas de QoS também deve ser analisada, dado que a rede sem fio, no contexto de acesso móvel à Internet, estará sempre conectada a redes fixas que possuem suas próprias arquiteturas de QoS, como as redes baseadas em IP ou ainda as redes de sistemas 2,5/3G.

Outras questões situadas fora da camada de enlace de dados também são relevantes, como as regras para o estabelecimento das políticas de uso da rede e para a definição de acordos de nível de serviço compatíveis com os níveis de prioridade suportados, bem como a tradução dessas políticas para os parâmetros empregados nos mecanismos de controle de QoS.

Referências Bibliográficas

- [1] A. B. Zaslavsky, e Z. Tari, *Mobile Computing: Overview and Current Status*. Australian Computer Journal, vol. 30, pg. 42-52, 1998.
- [2] A. Banchs, X. Pérez-Costa, D. Qiao. *Providing Throughput Guarantees in IEEE 802.11e Wireless LANs*. In Proceedings of the Wireless Communications and Networking Conference, pg. 130-138, 2002.
- [3] A. Chandra, C. Gummalla, e J. O. Limb. *Wireless Medium Access Control Protocols*. IEEE Communications Surveys , URL: <http://www.comsoc/pubs/surveys>, 2000.
- [4] A. Lindgren, A. Almquist, e O. Schelen. *Evaluation of quality of service schemes for IEEE 802.11 wireless LANs*. In Proceedings of the 26th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks, pg. 348-351, 2001.
- [5] A. Mohammad, e A. Chen. *Seamless Mobility Requirements and Mobility Architectures*. In Proceedings of IEEE Globecom, pg. 1950-1956, 2001.
- [6] A. Santamaría e F. J. López-Hernández. *Wireless Lan Systems*. 1st ed., Artech House Publishers, ISBN 0890066094, 1993.
- [7] A. Veres, A. Campbell e Michael Barry. *Supporting Service Differentiation in Wireless Packet Networks Using Distributed Control*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Special Issue on Mobility and Resource Management in Next-Generation Wireless Systems, vol.19, pg. 2094-2104, 2001.
- [8] Bluetooth Special Interest Group. URL: <http://www.bluetooth.com>, 2003.
- [9] B. McFarland, e M. Wong. *The Family Dynamics of 802.11*. ACM Queue, vol. 1, pg. 28-38, 2003.
- [10] B. Vandalore *et al.* *AQuaFWiN: Adaptive QoS Framework for Multimedia in Wireless Networks and its Comparison with other QoS Frameworks*. In Proceedings of the 24th IEEE Conference on Local Computer Networks, pp. 88-97, 1999.

- [11] C. Cetinkaya, Vikram Kanodia, e E. Knightly. *Scalable Services via Egress Admission Control*. IEEE Transactions on Multimedia, vol 3, pp. 69-81, 2001.
- [12] C. Eklund *et al.* *IEEE Standard 802.16: A Technical Overview of the WirelessMAN Air Interface for Broadband Wireless Access*. IEEE Communications Magazine, vol. 40, pg. 98-107, 2002.
- [13] CMU MONARCH Project. URL: www.monarch.cs.cmu.edu, 2003
- [14] C. Vogt. *Admission Control and Resource Reservation on the Internet*. ACM SIGSOFT Software Engineering Notes, vol. 27, pg. 80-87, 2002.
- [15] D. Chalmers, e M. Sloman. *A Survey of Quality of Service in Mobile Computing Environments*. IEEE Communications Surveys, URL: <http://www.comsoc/pubs/surveys>, 1999.
- [16] D. Shyy. *Architecture Consideration for Handoff Between 802.11 and 3G Cellular*. IEEE P802 Handoff Executive Committee Study Group (ECSG) Submission, 2003.
- [17] E. Knightly, e H. Zhang. *D-BIND: An accurate model for providing QoS guarantees to VBR traffic*. IEEE/ACM Transactions on Networking, vol 5, pg. 219-231, 1997.
- [18] J. Qiu, e E. Knightly. *Measurement-based admission control with aggregate traffic envelopes*. IEEE/ACM Transactions on Networking, vol 9, pg. 199-210, 2001.
- [19] European Telecommunications Standards Institute, *ETSI TS 101 761-1*. Broadband Radio Access Networks (BRAN): HIPERLAN Type 2, 2000.
- [20] F. Cali, M. Conti, e E. Gregori. *IEEE 802.11 Protocol: Design and Performance Evaluation of an Adaptive Backoff Mechanism*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol 18, pg. 1774-1786, 2000.
- [21] F. Cali, M. Conti, e E. Gregori. *Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit*. IEEE/ACM Transactions on Networking, vol 8, pg. 785-799, 2000.
- [22] G. Bianchi, L. Fratta, e M. Oliveri. *Performance Evaluation and Enhancement of the CSMA/CA MAC Protocol for 802.11 Wireless LANs*. In Proceedings PIMRC, pg. 392-396, 1996.
- [23] G. H. Forman, e J. Zahorjan. *The Challenges of Mobile Computing*. IEEE Computer, vol. 17, pg. 38-47, 1994.
- [24] H. Knoche, e H. de Meer. *Quantitative QoS Mapping: A Unifying Approach*. In Proceedings 5th IFIP International Workshop on Quality of Service, pg. 347-358, 1997.

- [25] H. Luo *et al.* *UCAN: A Unified Cellular and Ad-Hoc Network Architecture*. In Proceedings of Mobicom, pg. 353-367, 2003.
- [26] I. Aad. *Quality of service in wireless local area networks*. PhD Thesis, Université Joseph Fourier and INRIA, 2002.
- [27] I. Aad, e C. Castelluccia. *Differentiation mechanisms for IEEE 802.11*. in Proceedings of IEEE Infocom, pg. 209-218, 2001.
- [28] INTERNATIONAL TELECOMMUNICATION UNION. *ITU-T special study group imt-2000*. URL: <http://www.itu.int/ITU-T/studygroups/ssg/index.asp>, 2003
- [29] Institute of Electrical and Electronics Engineers. *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*, IEEE Standard 802.11, 1999.
- [30] Institute of Electrical and Electronics Engineers. *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Higher-Speed Physical Layer Extension in the 5 GHz Band*, IEEE Standard 802.11a, 1999.
- [31] Institute of Electrical and Electronics Engineers. *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Higher-Speed Physical Layer Extension in the 2,4 GHz Band*, IEEE Standard 802.11b, 1999.
- [32] Institute of Electrical and Electronics Engineers. *Medium Access Control (MAC) enhancements for quality of service (QoS)*, IEEE Draft for Standard 802.11e/D3.2, 2002.
- [33] Institute of Electrical and Electronics Engineers. *Standard for Higher Rate (20+ Mbps) Extensions in the 2.4GHz Band*, IEEE Draft for Standard 802.11g/D8.2, 2003.
- [34] J. Filho. *Mecanismos de Controle de Qualidade de Serviço em Redes 802.11*. Tese de Mestrado, NCE/UFRJ, 2003.
- [35] J. Deng, e R. S. Chang. *A priority scheme for IEEE 802.11 DCF access method*. IEICE Transactions in Communications, vol. 82-B, pg. 96-102, 1999.
- [36] J. Ho. *Some comments on 802.11e Draft 2.0*. IEEE 802.11e working document 802.11-02/005r0, 2002.
- [37] J. L. Sobrinho, e A. S. Krishnakumar. *Real-time traffic over the IEEE 802.11 medium access control layer*. Bell Labs Technical Journal, vol. 1, pg. 172-187, 1996.
- [38] J. Schiller. *Mobile Communications*. 1st ed., Addison-Wesley, ISBN 0201398362, 2001.

- [39] J. Zhang *et al.* *Virtual operator based AAA in wireless LAN hot spots with ad-hoc networking support.* ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review, vol. 6, pg. 10-21, 2002.
- [40] J. Widmer. *Extensions to the ns network simulator.* URL: <http://www.icsi.berkeley.edu/widmer/mnav/ns-extension>, 2001.
- [41] J. W. Noerenberg. *Bringing Wireless Protocols.* IEEE Communications Magazine, vol. 39, pg. 90-97, 2001.
- [42] K. Fall, e K. Varadhan. *The NS Manual.* Relatório Técnico, UC Berkeley, The VINT Project, 2002.
- [43] K. Pahlavan, P. Krishnamurthy, e A. Hatami. *Handoff in Hybrid Mobile Data Networks.* IEEE Personal Communications, vol. 7, pg. 34-46, 2000.
- [44] L. Breslau, S. Jamin, e S. Shenker. *Comments on the Performance of Measurement-Based Admission Control Algorithms.* In Proceedings of IEEE Infocom 2003, pg. 1233-1242, 2000.
- [45] L. Romdhani, Q. Ni e T. Turletti. *AEDCF: Enhanced Service Differentiation for IEEE 802.11 Wireless Ad-Hoc Networks.* In Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference, pp. 1373-1378, 2003
- [46] M. A. Visser, e M. E. Zarki. *Voice data transmission over an 802.11 wireless network.* In Proceedings of the 6th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, pg. 648-652, 1995.
- [47] M. Buddhikot *et al.* *Integration of 802.11 and Third Generation Wireless Data Networks.* In Proceedings of IEEE Infocom 2003, pg. 503-512, 2003.
- [48] M. Buddhikot, *et al.* *Design and Implementation of a WLAN/CDMA2000 Integration Architecture.* Special Issue of IEEE Communications Magazine on Integration of 3G Wireless and Wireless LAN, pp. 90-100, 2003.
- [49] M. Grossglauser, e D. Tse. *A framework for robust measurement-based admission control.* Computer Communications Review, vol 27, pg. 237-248, 1997.
- [50] M. Grossglauser, e D. Tse. *A time-scale decomposition approach to measurement-based admission control.* In Proceedings of IEEE Infocom 1999, pg. 1539-1547, 1999.

- [51] M. Li, B. Prabhakaran e S. Sathyamurthy. *On flow reservation and admission control for distributed scheduling strategies in IEEE802.11 wireless LAN*. In Proceedings of the 6th International Workshop on Modeling Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems, pg. 108-115, 2003.
- [52] MPEG-4 and H.263 Video Traces for Network Performance Evaluation. URL: <http://trace.eas.asu.edu/TRACE/trace.html>, 2000.
- [53] M. Tatipamula e B. Khasnabish. *Multimedia Communications Networks: Technologies and Services*. 1st ed., Artech House Publishers, ISBN 0890069360, 1998.
- [54] N. H. Vaidya, P. Bahl e S. Gupta. *Distributed Fair Scheduling in a Wireless LAN*. In Proceedings of ACM The Sixth Annual Conference on Mobile Computing and Networking, pg.167-178, 2000.
- [55] NORTEL Networks. *Benefits of Quality of Service (QoS) in 3G Wireless Internet*. URL: <http://www.nortelnetworks.com>, 2001.
- [56] Proxim: Wi-Fi and Broadband Wireless Networking. *ORiNOCO 11b Client PC Card*. URL: <http://www.orinocowireless.com>, 2003.
- [57] P. Brady. *A technique for investigating on-off patterns of speech*. Bell Systems Technical Journal, vol. 44, pg. 1-22, 1965.
- [58] P. B. Crow, I. Widjaja, J. G. Kim, e P. T Sakai. *IEEE 802.11 wireless local area networks*. IEEE Communications Magazine, vol. 9, pg. 116-126, 1997.
- [59] P. Goyal, H. M. Vin, e H. Cheng. *Start-time fair queueing: A scheduling algorithm for integrated services packet switching networks*. IEEE/ACM Transactions on Networking, pg. 690-704, 1997.
- [60] R. Braden, D. Clark, e S. Shenker. *Integrated services in the Internet architecture: an overview*. Request for Comments - RFC 1633, 1994.
- [61] R. J. Gibbens, F. P. Kelly, e P. B. Key. *A decision-theoretic approach to call admission control in ATM networks*. IEEE Journal on Selected Areas in Communication, vol 13, pg. 1101-1113, 1995.
- [62] R. J. Gibbens, e F. P. Kelly. *Measurement-Based Connection Admission Control*. 15th International Teletraffic Congress, pg. 879-888, 1997.
- [63] S. Blake *et al.* *An architecture for differentiated services*. Request for Comments - RFC 2475, 1998.

- [64] S. Crosby *et al.* *Statistical properties of a near-optimal measurement-based cac algorithm.* In Proceedings of IEEE ATM'97 Workshop, pg. 103-112, 1997.
- [65] S. Floyd. *Comments on measurement-based admissions control for controlled-load services.* In Proceedings of IEEE Infocom, pg. 636-646, 1994.
- [66] S. J. Golestani. *A self-clocked fair queueing scheme for broadband applications.* Technical Report, Lawrence Berkeley Laboratory, 1996.
- [67] S. Jamin *et al.* *A measurement-based admission control algorithm for integrated services packet networks.* ACM SIGCOMM Computer Communication Review, vol 25, pg. 2-13, 1995.
- [68] S. Jamin, S. Shenker, e P. Danzig. *Comparison of Measurement-Based Admission Control Algorithm for Controlled-Load Service.* In Proceedings of IEEE Infocom 97, pg. 973-980, 1997.
- [69] S. Mangold *et al.* *IEEE 802.11e wireless LAN for quality of service.* In Proceedings of European Wireless, pg. 32-39, 2002.
- [70] V. Bharghavan, e C. Ramamoorthy. *Security Issues in Mobile Communications.* In Proceedings of Second International Symposium on Autonomous Decentralized Systems, pg. 19-24, 1995.
- [71] X. G. Wang, J. Mellor, e K. Al-Begain. *Towards Providing QoS for Integrated Cellular and WLAN Networks.* In Proceedings 4th PGNet, pg. 207-211, 2003.
- [72] Z. Dziong, M. Juda, L. Mason. *A framework for bandwidth management in ATM networks - aggregate equivalent bandwidth estimation approach.* IEEE/ACM Transactions on Networking, vol 5,pg. 134-147, 1997.
- [73] W. Gohda. *Application Requirements for AV and Voice.* IEEE 802.11 working document 802.11-03/534r0, 2003.
- [74] W. Willinger, M. Taqqu, R. Sherman, e D. Wilson. *Self-similarity through high-variability: Statistical analysis of Ethernet LAN traffic at the source level.* IEEE/ACM Transactions on Networking, vol 5, pg. 71-86, 1997.