

**Universidade Federal de Santa Catarina
CTC - Centro Tecnológico
Ciências da Computação**

INE5327 –Projeto em Ciências da Computação II
QoS em Redes Wireless

Graduandos: Edson Luiz Pacheco
Eduardo André Hartmann
Turma: 732A
Orientador: Carlos Becker Westphall

Qualidade de Serviço em redes Wireless

Simulações com Parâmetros de Diferenciação

Por

Eduardo André Hartmann & Edson Luis Pacheco

Trabalho de conclusão de curso apresentado ao curso de Ciências da Computação da Universidade Federal de Santa Catarina, como requisito parcial para obtenção do título em Bacharel em Ciência da Computação

Florianópolis – SC – Brasil

Junho 2007

**UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA
CENTRO TECNOLÓGICO CIENTÍFICO
DEPARTAMENTO DE INFORMÁTICA E ESTATÍSTICA
CURSO DE CIÊNCIAS DA COMPUTAÇÃO**

A COMISSÃO EXAMINADORA, ABAIXO ASSINADA, APROVA O
TRABALHO DE CONCLUSÃO DE CURSO

Qualidade de Serviço em redes Wireless

ELABORADO POR:

Eduardo André Hartmann & Edson Luiz Pacheco

COMISSÃO EXAMINADORA: _____
Carlos Becker Westphall, Dr. Orientador

Fernando Augusto da Silva Cruz

Rafael Tavares

Vitório Bruno Mazzola

Florianópolis, __ de julho de 2007

Agradecimentos

Primeiramente, agradecemos as nossas famílias por nos ajudarem nos momentos mais difíceis, sempre nos incentivando e motivando para que conseguíssemos concluir nosso trabalho de conclusão de curso. Nossos agradecimentos ao professor Dr. Becker Westphall por acreditar e orientar nosso trabalho, fazendo o possível para que este TCC ficasse da melhor maneira possível. Agradecemos aos membros da banca, os professores Dr. Fernando Augusto da Silva Cruz e Dr. Vitório Bruno Mazzola e também o Msc. Rafael Tavares por aceitarem fazer parte da banca examinadora deste trabalho, nos acompanhando desde o início. Deixamos também nossos agradecimentos a todos aqueles que ajudaram diretamente ou indiretamente neste trabalho, nossos amigos e até mesmo nossos inimigos, que por criarem obstáculos acabaram nos fortalecendo ainda mais.

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 através de simulações obter dados suficiente para concluir quais valores são necessários aos parâmetros das funções de coordenação da camada MAC para que haja uma maior vazão para as estações. E também com simulações demonstrar quais os algoritmos de controle de admissão são mais adequados para um melhor QoS, sendo os tráfegos na rede de dados, voz e vídeo.

Abstract

The standard IEEE 802.11 for local networks without wire, has been widely used for the mobile access to the services offered for the fixed networks, as the internet. An extension to this standard, called 802.11e, comes being developed with intention to introduce has supported the Quality of Service (QoS), of form that the WLANs can take care of the necessities of the applications multimedia and real time. However, the introduced functionalities are not enough to take care of the requirements of QoS of the different classrooms of traffic in load situations high in the net. This deficiency motivates the development of new mechanisms for control of the service levels. This work considers through simulation to get given enough to conclude which values is necessary to the parameters of the functions of coordination of layer MAC so that it has a bigger outflow for the stations. And also with simulation to demonstrate to which the algorithms of admission control more is adjusted for one better QoS, having been the traffics in the net of data, voice and video.

Sumário

1 Introdução	11
1.2 802.11e	12
1.3 Análise de Métodos	13
2 Redes Wireless	15
2.1 Arquitetura de Redes Wireless	15
2.2 Rede Wireless Infra-estruturada	16
2.3 Redes Wireless <i>Ad-hoc</i>	17
2.4 Padrões e Tecnologias Wireless	17
2.5 Camada Física de uma Rede Wireless	18
2.6 Subcamada de Controle de Acesso ao Meio (MAC)	19
2.7 Funções de Coordenação	20
2.8 Limitações do DCF e do PCF	23
2.9 Fragmentação	25
3 Qualidade de Serviço	26
3.1 Especificação de QoS	27
3.2 Requisitos de fluxo	28
3.3 Controle de Admissão	29
3.4 Parâmetros de QoS	30
3.5 Qualidade de Serviço em Redes Wireless	31
3.6 Diferenciação de Serviços no Modo DCF	31
3.7 Esquema Aad	32
3.8 Esquema DFS	32
3.9 Esquema VMAC	33
3.10 Esquema Blackburst	33
3.11 Esquema DC	34
3.12 Esquema de Diminuição dos IFS	35
3.13 Esquema de Diminuição do Período do Backoff	35

3.14 Diferenciação de Serviços no Modo PCF	36
3.15 Diferenciação de Serviços em PCF/DCF	37
3.16 Effort Limited Fair	37
4 Network Simulator	39
4.1 Criando uma simulação com NS2	40
5 Diferenciação de Serviços em Redes Wireless sob degradação da taxa de transmissão	45
5.1 Atenuação do sinal	45
5.2 Simulação da Atenuação do Sinal pela Distância	45
5.2.1 Protocolo TCP	47
5.2.2 Protocolo UDP	52
6 Controle de Admissão	56
6.1 Calculo do Processo Envelope de Chegada	56
6.2 Calculo do Processo Envelope de Serviço	57
6.3 Teste do Controle de Admissão	60
6.4 Simulação do Desempenho do Algoritmo de Controle de Admissão	61
6.4.1 Trafego Homogêneo	63
6.4.2 Trafego Heterogêneo	67
7 Conclusão	73
7.2 Trabalhos Futuros	75
Bibliografia	77

Lista de Tabelas

Tabela 3.1 Requisitos de QoS	29
Tabela 5.1: Parâmetros para simulação	45

Lista de Figuras

Figura 2.1: Esquema DCF	21
Figura 2.2: DCF com RTS/CTS	22
Figura 2.3: Esquema PCF	23
Figura 2.4 : DCF sem suporte a diferenciação	24
Figura 4.1: Interface Gráfica do NAM	43
Figura 4.2: Saídas do NS	44
Figura 4.3: Gráfico no NS	44
Figura 5.1: Cenário da Simulação	46
Figura 5.2: Diferenciação Utilizando CW_{min}	47
Figura 5.3: Diferenciação Utilizando CW_{min}	47
Figura 5.4: Diferenciação Utilizando DIFS	49
Figura 5.5: Diferenciação Utilizando DIFS	50
Figura 5.6: Diferenciação Utilizando CW_{min}	52
Figura 5.7: Diferenciação Utilizando CW_{max}	53
Figura 5.8: Diferenciação Utilizando DIFS	54
Figura 6.1: Exemplo de um fluxo para cálculo do processo envelope de serviço .	58
Figura 6.2: Cenário da Simulação	62
Figura 6.3: Simulação com trafego de voz	64
Figura 6.4: Simulação com trafego de vídeo	65
Figura 6.5: Simulação com trafego de dados	66 e 67
Figura 6.6: Simulação com trafego de dados e vídeo	68
Figura 6.7: Simulação com trafego de vídeo	69
Figura 6.8: Simulação com trafego de voz e vídeo	69 e 70

Capítulo 1

Introdução

As redes wireless já são amplamente usadas e com uma particularidade muito importante, o baixo custo operacional, por utilizar um espectro não licenciado, além de prover um alcance muito maior das estações que estão conectadas a rede de um modo geral. Alguns anos atrás não era possível imaginar que dispositivos móveis, sensores e inúmeros outros tipos de equipamentos pudessem estar conectados a uma rede com desempenho razoável e sem nenhum tipo de cabeamento anexado, nos dias de hoje já existem vários padrões com taxas de transmissão bem aceitáveis, chegando a 600Mbps no padrão 802.11n.

Visando atender os requisitos de QoS impostos pelas aplicações multimídia e de tempo real, as funcionalidades introduzidas não são suficientes para atender os requisitos de QoS das diferentes classes de tráfego em situações de alta carga na rede. Uma análise de desempenho deve ser efetuada sobre as redes sem fio. Principalmente no que se refere às métricas de vazão, atraso, variação de atraso, descarte de pacotes.

A diferenciação de serviços é uma questão amplamente estudada em cenários de redes fixas, no entanto em redes sem fio esta temática ainda é um desafio. Por ser um tema muito discutido e com várias questões em aberto, sobre qual é o melhor algoritmo, ou qual é a melhor métrica. Portanto, este trabalho propõe discutir:

- Quais os maiores problemas em se obter QoS em redes padrão 802.11
- Quais as soluções existentes para o tema. Será que estas soluções realmente valem a pena
- O que os simuladores em um meio ideal demonstram

No intuito de responder estas perguntas este trabalho propõe estudar os diferentes níveis de QoS nas redes sem fio e analisar as soluções teóricas e outras soluções já existentes no mercado.

Este trabalho está organizado da seguinte forma: o Capítulo 2 define os conceitos necessários para o entendimento sobre as redes Wireless. 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 redes 802.11.

O Capítulo 4 apresenta um estudo sobre o simulador NS2 utilizado neste trabalho, para entendimento das simulações posteriores. O Capítulo 5 apresenta os resultados das simulações feitas, em relação ao parâmetros de diferenciação CW_{min} , CW_{max} e DIFS e suas interferências na atenuação do sinal. O Capítulo 6, apresenta a proposta de um mecanismo com controle de admissão e através de simulações observar quais algoritmos são mais adequados pra determinadas situações, observando-se três tipos de transmissão, dados, vídeo e voz. No capítulo 7 esta a conclusão do trabalho.

1.2 802.11e

Atualmente o padrão mais utilizado em WLANS é o IEEE 802.11b [IEEE 802.11b 1999], apesar das melhorias contempladas em cada padrão de redes sem fio, nenhum deles oferece suporte a QoS. Em função disso criou-se a especificação 802.11e [802.11e 2002], padrão que foi designado para implementar QoS para as WLANS. A extensão 802.11e cria o suporte a QoS em redes Wireless, porem deixa em aberto como devem ser utilizados estes suportes.

1.3 Análise de Métodos

Com este mecanismo de rede Sem Fio pode-se melhorar a navegação pela Internet de dispositivos móveis, além de ter soluções para as transmissões fim-a-fim para ambientes como aeroportos, hotéis, entre outros ambientes fechados. Porém ainda existem uma grande complicação na hora de prover QoS em aplicações neste tipo de rede, na extensão 802.11e já existem alguns métodos para prover QoS, para isso foram criados dois métodos de acesso ao meio:

- em um caso as estações devem competir pelo uso do canal.
- no outro, um ponto de coordenação decide qual estação usará o canal.

Com esses métodos há a possibilidade de provisão de QoS, já que podemos diferenciar dois tipos distintos de métodos de transmissão. Além deste método, existe uma funcionalidade que restringe a quantidade de estações conectadas simultaneamente, com isto evita-se um retardo maior nas transmissões, já que não haverá tanto congestionamento da rede, este método denomina-se controle de admissão, este método já é largamente usado em redes estruturadas com fio [7],[12],[20],[18], porém pouco instruída em redes wireless.

Há proposta apresentada em [11] de controle de admissão, neste rejeita-se um novo fluxo, caso a vazão agregada supere um valor limite, o qual representa a vazão máxima que é suportado pela rede. Mas neste caso o valor limite é fixo, não levando em conta que numa rede o canal sofre variações. Abaixo verifica-se o método apresentado em [8] onde o controle de admissão seria levado em conta medições da rede:

$$v + vf < \mu * (B * \alpha)$$

Onde v é a estimativa de carga do tráfego presente na rede, μ é um fator de utilização predefinido. B seria a taxa máxima de dados em uso na rede e fator α uma estimativa de eficiência do canal. Através deste mecanismo alguns fatores variáveis da rede sem fio como a capacidade do canal, mecanismo esse que possibilita ao tráfego de melhor esforço explorar 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.

Capítulo 2

Redes Wireless

As Wireless são redes que não precisam de cabos para transmitir sinais, elas usam como meio de transmissão de informações ondas de radio ou infra-vermelho através do ar. A maioria das redes WLAN utiliza a tecnologia de espectro distribuído, sua largura de banda atualmente esta entre 11 Mbps (802.11b) e 600 Mbps (802.11a/g) , e esta banda é compartilhada entre os dispositivos que pertencem ao respectivo espectro.

2.1 Arquitetura de Redes Wireless

Para que se entenda melhor uma arquitetura wireless é necessário que alguns conceitos sejam descritos:

Em uma rede Wireless o BSS (*Basic Service Set*) é o bloco fundamental desta arquitetura, corresponde a uma célula de comunicação wireless e o raio de comunicação de uma rede wireless, ou seja, a região de transmissão. Este grupo de estações que ficam responsáveis pelo controle, determinando qual estação pode transmitir e receber dados.

Os STA – Stations – são estações de trabalho que se comunicam entre si dentro da BSS. Podem ser dispositivos móveis ou desktops, sendo que ambos tem de possuir um PC CARD wireless para comunicação.

AP – Access Point – funciona como uma bridge ou um hub. É o equipamento que integra a rede sem fio nas redes tradicionais. Ele também é responsável pela coordenação da comunicação entre as STA dentro das BSS.

ESS – Extended Service Set – consiste de várias células BSS vizinhas que se interceptam e cujos APs estão conectados a uma mesma rede tradicional. Nessas condições uma STA pode movimentar-se de um BSS para outro permanecendo conectado à rede. Este processo é denominado Roaming.

Roaming – O roaming é uma importante característica de comunicação sem fio, ele permite que as estações mudem de célula e continuem enviando e recebendo informações. Nas redes wireless ele funciona da seguinte maneira: A estação está conectada à uma célula da rede; ao perceber que a qualidade com o seu ponto de acesso atual está ficando pobre, ela começa a buscar por outro ponto de acesso da mesma rede e se conecta, baseado na intensidade do sinal dos demais pontos.

2.2 Rede Wireless Infra-estruturada

O ponto de acesso em função do número de estações associadas com alta prioridade calcula uma duração para o período de transmissão de alta prioridade e envia-o numa mensagem de que só vai ser enviada após DTIM. Esta duração deve ser a duração para todo o intervalo entre DTIMs que, no entanto, poderá ser abortada por uma mensagem de fim de período de alta prioridade, enviada pelo ponto de acesso.

As estações identificam qual a duração do período de transmissão de alta prioridade e a sua quota. À duração associam um temporizador que será decrementado, a partir desse momento. Ao atingir o valor zero indica que se entrou no período de transmissão de baixa prioridade. À quota, que deverá ser em número de pacotes, associam um contador que deverá ser decrementado por cada confirmação de recepção (ACK) recebida. Ao chegar a zero significa que essa estação não pode enviar mais mensagens no período corrente entre *beacons*.

2.3 Redes Wireless Ad-hoc

É a STA que iniciou a *Independent Basic Service Set* (IBSS) ou, no caso desta sair da rede, outra nomeada para o efeito, que calcula a duração do período de alta prioridade. O envio da mensagem de *broadcast* com a duração do período de alta prioridade e a quota é, neste caso, enviado após a janela ATIM e o respectivo ATIM de *broadcast*. Esta duração deve manter-se para todo o intervalo entre *beacons*.

2.4 Padrões e Tecnologias Wireless

A Primeira especificação da família 802.11 de padrões para rede sem fio ocorreu em 1997. Esta especificação usava a frequência de 900MHZ e sua velocidade não passava de 640Kbps.

Já a primeira especificação IEEE para o padrão 802.11 foi possível aumentar a velocidade de transmissão para 2Mbps.

Padrão IEEE 802.11b

Conhecido também como Wi-Fi, representa a segunda geração dos padrões de redes wireless. Surgiu em 1999 com a velocidade de 11Mbps, o alcance do sinal varia entre 15 e 100 metros, dependendo dos obstáculos entre o ponto de acesso e as estações. O 802.11b utiliza a frequência de 2.4GHz, a mesma utilizada por outros padrões de redes sem fio e microondas.

Padrão 802.11a

O 802.11a por sua vez utiliza a frequência de 5 GHz onde a interferência não é mais problema. Graças à frequência mais alta, o padrão também é 5 vezes mais rápido, atingindo até 54Mbps de transmissão “bruta” incluindo todos os sinais de modulação, cabeçalhos de pacotes, correção de erros , etc. A real velocidade dela é de 24 à 27 Mbps. Também chamado de Wi-Fi5.

Padrão 802.11g

Ele também transmite dados a 54Mbps, mas a principal novidade no padrão 802.11g é que ele utiliza a mesma faixa de frequência do padrão 802.11b, isso permite que os dois padrões sejam intercompatíveis. A idéia é que você possa migrar de uma rede 802.11b para uma rede 802.11g sem que todos os equipamentos sejam trocados.

Em [5] podemos encontrar uma visão mais ampla desses padrões.

2.5 Camada Física de uma Rede Wireless

São definidos três tipos de camadas físicas para este tipo de rede, espalhamento de espectro por salto de frequência (FHSS - *Frequency Hopping Spread Spectrum*), espalhamento de espectro por seqüência direta (DSSS - *Direct Sequence Spread Spectrum*) e infravermelho. Para todas estas três camadas incluem um sinal de avaliação de canal livre que é utilizado pela MAC para indicar se o meio esta livre.

No caso do FHSS há o espalhamento do espectro em vários canais de banda menor fazendo o transmissor e o receptor ficarem em um desses canais saltando para outro canal depois. Este tipo usa a banda ISM de 2,400 a 2,4835 GHz, são definidos 79 canais, sendo o primeiro de 2,402 GHz e os outros subseqüentes são separados em 1 MHz, são definidos três conjuntos com 26 seqüência de saltos cada, com essas diferenças pode-se colocar numa mesma área geográfica varias BBSs. O acesso básico de 1 Mbps usa uma modulação gaussiana por chaveamento de frequência *Gaussian Frequency Shift Keying* (GFSK) de dois níveis, na qual o dado passa por um filtro gaussiano em banda base e é modulado em frequência (um 1 lógico é codificado usando uma frequência $F_c + f$ e um 0 lógico usa uma frequência $F_c - f$). A taxa de acesso opcional de 2 Mbps usa um GFSK de quatro níveis, no qual dois bits são codificados por vez usando quatro frequências.

O DSSS também utiliza a banda ISM, neste caso separam-se os códigos no espalhamento de espectro. A taxa básica de 1 Mbps é gerada através de uma modulação diferencial binária por chaveamento de fase. O espalhamento é feito dividindo-se a banda em 11 subcanais com 11 MHz cada, cada símbolo de dados é espalhado usando a seqüência de Barker de 11 chips dada por (+1,-1,+1,+1,-1,+1,+1,+1,-1,-1,-1).

No caso infravermelho o comprimento de onda utilizado é de 850 a 950 nm, este tipo de transmissão de dados foi projetado para ambientes fechados, sendo sua transmissão não direcionada, em ambientes com pouca luz solar e sem calor excessivo a transmissão atinge uma distancia de até 10 metros, porem com o uso de receptores mais sensíveis chega a atingir 20 metros. A taxa básica de 1 MHz é feita por modulação por posição de pulso, nesta transmissão 16 bits são codificados entre esses quatros são mapeados.

2.6 Subcamada de Controle de Acesso ao Meio (MAC)

É função da subcamada MAC, fazer com que os dados trafeguem com total confiança sem que haja utilização destes dados (através de criptografia). Também garantir que se um dado tem um destino, ele ira chegar nele. E por ultimo controlar o uso do canal de transmissão da rede wireless.

Em redes cabeadas a taxa de erros na transmissão é muito menor do que em uma rede sem fio, já que nesta a transmissão esta sujeita a interferências físicas e naturais não tão perceptíveis. Por isso ao transmitir um dado, uma estação só considera sucesso na transmissão caso receba da outra estação um sinal de que foi recebido com sucesso (chamamos este pacote de ACK), caso contrario será reenviado o dado.

2.7 Funções de Coordenação

Segundo a especificação da IEEE para as redes Wireless, a camada MAC (*Medium Access Control*) tem dois tipos de funções de acesso ao meio, o DCF (*Distributed Coordination Function*) e a PCF (*Point Coordination Function*).

O DCF é um método simples considerado como modo de acesso básico, com acesso múltiplo e detecção de colisões com reconhecimento positivo. Esse método chama-se CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*). O DCF está dividido em dois tipos, o qual é baseado em CSMA/CA obrigatório e outro onde não é obrigatório, este último utiliza os métodos RTS (*Request To Send*) e CTS (*Clear To Send*).

O funcionamento do primeiro caso do DCF acontece da seguinte maneira, para transmitir um quadro a estação tenta detectar a portadora, se detectado ela transmite, senão a transmissão é adiada e inicia-se um processo de *backoff*, Mais especificamente, a estação calcula um valor aleatório no intervalo de 0 a CW (*Contention Window*). É calculado um intervalo de *backoff* usando a expressão:

$$T_{\text{backoff}} = \text{Rand}(0, CW) * T_{\text{slot}}$$

Para detectar provenientes erros a estação receptora utiliza a verificação cíclica, enviando um ACK para estação emissora caso o pacote esteja correto. Não havendo o recebimento do ACK na estação emissor, esta retransmitirá o dado e entrará em *backoff*.

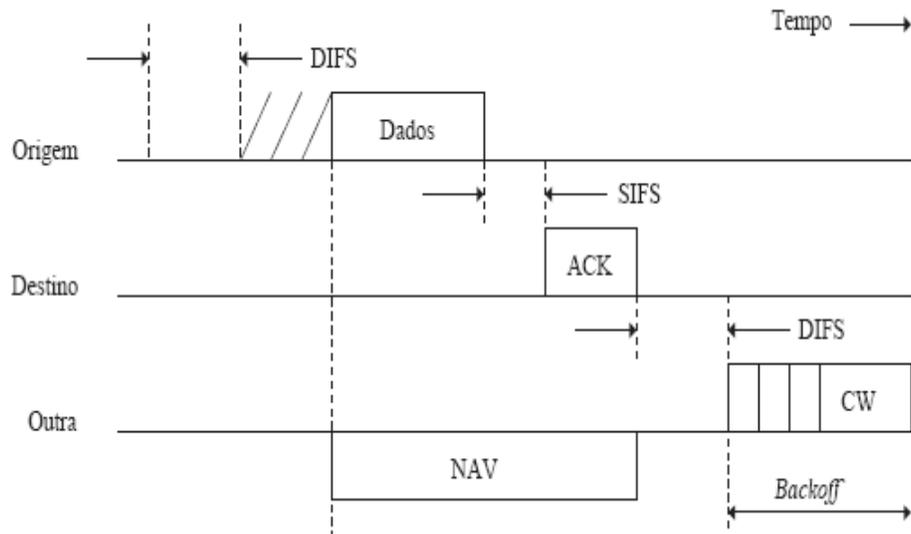


Figura 2.1: Esquema DCF

Para o a função do segundo tipo de DCF há envios de pacotes do tipo RTS e CTS, para evitar colisões em sistemas onde existem dois terminais “escondidos”, estes tipos de terminais são incapazes de comunicar-se entre si, porém eles se comunicam com um terceiro e vice-versa. Nesse tipo de DCF, a detecção de portadora pode ser feita através de mecanismos físico e virtual. O mecanismo de detecção virtual usa uma distribuição de informação de reserva do meio através da troca de quadros RTS e CTS antes do envio do dado. Os pacotes RTS e CTS contêm informações a respeito do nó de destino e de um tempo relativo ao envio do pacote de dados e de seu respectivo ACK.

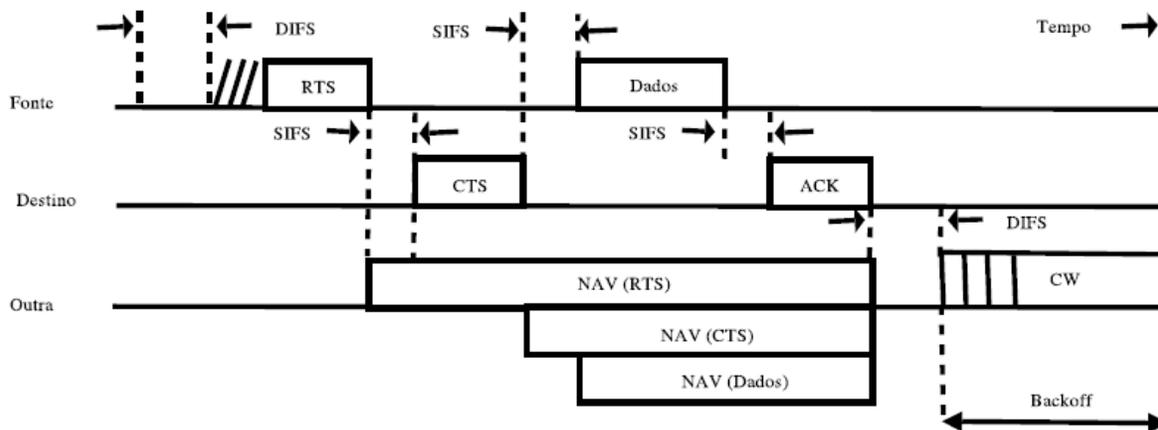


Figura 2.2: DCF com RTS/CTS

No modo PCF existe um único ponto de coordenação que controla o acesso ao meio, sem contenção na transmissão. O coordenador de ponto, que pertence ao ponto de acesso, divide o tempo de acesso em períodos de superquadros. Cada superquadro compreende um período livre de contenção (modo PCF) e um período com contenção (modo DCF). Durante os períodos nos quais as estações estão no modo PCF, o coordenador de ponto consulta se cada estação tem algo a transmitir. As estações recebem dados quando são consultadas pelo coordenador de ponto. Este escuta o meio por PIFS (*Point Coordination Interframe Space*) segundos e então começa um período livre de contenção através da difusão de um sinal de *beacon*. Como por definição, PIFS é menor que DIFS, nenhuma estação pode começar a enviar dados no modo DCF antes do coordenador de ponto. Todas as estações adicionam a duração máxima do período de contenção aos seus respectivos NAVs (*Network Allocation Vector*).

Quando chega a vez de uma estação transmitir, o coordenador de ponto envia um pacote de dados caso exista algum a ser enviado dentro de um pacote de consulta, o receptor envia de volta um ACK depois de SIFS segundos, após SIFS segundos o coordenador de acesso reinicia o processo de consulta.

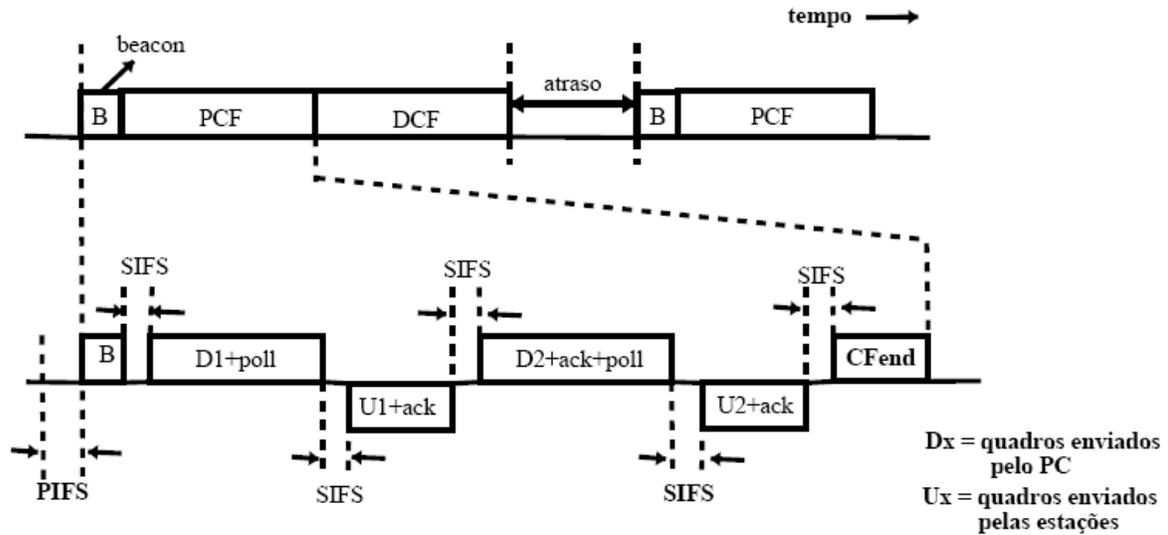


Figura 2.3: Esquema PCF

2.8 Limitações do DCF e do PCF

Embora o PCF tenha sido projetado para dar suporte à aplicações multimídia, este modo apresenta três grandes problemas que levam a um QoS de baixo desempenho [1] [13] [19]. 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 [1]. 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 [13] [19]. 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* 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. 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 taxa de transmissão mínima, 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 taxa de transmissão, retardo e *jitter* para estações de alta prioridade ou fluxos multimídia. Quando o número de estações aumenta, o tempo gasto na disputa pelo canal também aumenta, provocando uma degradação na vazão e no retardo.

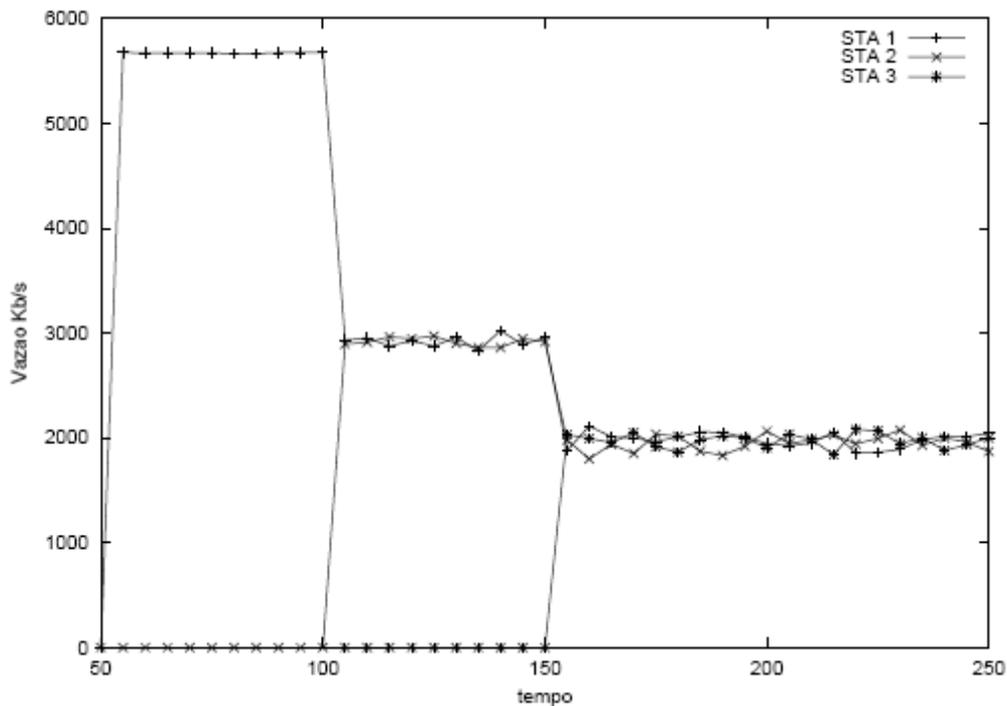


Figura 2.4 : DCF sem suporte a diferenciação

2.9 Fragmentação

Para diminuição na taxa de erros na camada MAC existe o suporte a fragmentação de quadros em transmissões ponto-a-ponto, através da quebra de quadros grandes em seqüências de quadros menores. Para isso é estabelecido um tamanho máximo para um quadro, sendo que passado este tamanho fragmenta-se. O tamanho máximo é dado como *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.

Capítulo 3

Qualidade de Serviço

A Qualidade de Serviço define características que influenciam na percepção do usuário. Existem três principais características em redes com QoS. A primeira é a disponibilidade em que o serviço é oferecido ao usuário, sendo imediatamente disponibilizado ou num tempo aceitável pelo usuário. Depois temos a qualidade em que a informação é recebida pelo usuário com baixa taxa de erros. E por ultimo a entrega consistente, onde o usuário tem garantido uma percepção com uma taxa e uma qualidade consistente. Existem alguns parâmetros usados para verificar o QoS de uma rede, abaixo são citados alguns:

- Taxa de Transmissão: quantidade de dados que podem ser transmitidos por unidade de tempo, normalmente é utilizada como unidade de tempo bits por segundo ou múltiplos dessa unidade.
- Vazão: quantidade de dados transmitidos com sucesso por unidade de tempo, sendo bits por segundo a unidade utilizada.
- 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.
- Variação do retardo (*jitter*): variação no conjunto de valores de retardo para unidades de dados consecutivas.
- Taxa de erro 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 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. Esta especifica [14]:

- 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.

3.2 Requisitos de fluxo

Em redes orientadas a conexão, os pacotes que pertencem a um fluxo (transporte da origem ao destino) seguem uma rota comum, já em redes sem conexão, eles podem seguir por rotas diferentes. Há parâmetros que caracterizam as necessidades de cada fluxo, estes estão normalmente relacionados à capacidade de transmissão de dados, ao tempo consumido nas transmissões e à confiabilidade. Os parâmetros comumente empregados são confiabilidade, retardo, flutuação e largura de banda, mas há ainda a vazão, *jitter* e a taxa de erros. 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 (tendo, nesse caso, relação com a taxa de erros de bits).

As necessidades relativas a QoS variam de acordo com a natureza da aplicação.

Aplicação	Confiabilidade	Retardo	Flutuação	Larg. de Banda
Correio eletrônico	Alta	Baixa	Baixa	Baixa
Tranf. de Arquivos	Alta	Baixa	Baixa	Média
Acesso a Web	Alta	Média	Baixa	Média
Login remoto	Alta	Média	Média	Baixa
Áudio por demanda	Baixa	Baixa	Alta	Média
Vídeo por demanda	Baixa	Baixa	Alta	Alta
Videoconferência	Baixa	Alta	Alta	Alta
Telefonia	Baixa	Alta	Alta	Baixa

Tabela 3.1 Requisitos de QoS

3.3 Controle de Admissão

Este mecanismo decide se pode haver ou não um novo fluxo na rede, esta decisão influencia diretamente no QoS da rede. Nos métodos mais utilizados são utilizados o controle baseado em parâmetros, neste caso os parâmetros de QoS são passados e através deles um algoritmo de controle decide se é possível atingir esta Qualidade de Serviço sem afetar os outros fluxos. Sendo simples este caso é largamente usado, em fluxo de dados constante é apropriado usar este recurso, porem muitas vezes este controle rejeita muitas transmissões por levar em conta o pior caso de largura de banda e retardo.

Existem algoritmos que levam em conta os parâmetros dinamicamente, ou seja, a largura de banda e o retardo é calculado no momento da transmissão de dados. Chamado de controle de admissão baseado em medições (MBAC - *Measurement-Based Admission Control*), para este esquema levamos em conta três componentes interligados:

- 1) Protocolo de sinalização: este determina quais os fluxos serao estabelecidos;

- 2) Modulo medição de trafego: este responsável pela capitacao dos parâmetros da rede e gerando uma estatística para ser usada no controle de admissão;
- 3) Modulo controle de admissão: este através dos parâmetros gerados pelo modulo medição de trafego, aceita ou rejeita um novo fluxo requisitado.

Foram estabelecidos vários algoritmos fundamentados neste tipo de controle, todos com o mesmo propósito, porem diferem no modo como estes parâmetros são gerados e nas equações do controle de admissão.

3.4 Parâmetros de QoS

Estes parâmetros podem ser estabelecidos através de dados obtidos de forma estática, mas também podem ser obtidos de forma dinâmica sendo necessário alguma forma de obter o estado da rede como sua largura de banda, seu retardo, quantidade de fluxos existentes entre outros parâmetros.

No estático pode haver casos em que os parâmetros estejam diferentes entre o momento em que foram apurados e momento da requisição de um fluxo, para isso deve-se obter uma estimativa de qual valor é o mais aproximado ao valor real da rede. Este método apenas informa a estação os valores dos parâmetros estabelecidos pra rede.

Quando obtidos dinamicamente, os parâmetros chegam mais perto da realidade da rede e com isso presumi-se obter o máximo de utilização da rede, porem os algoritmos de controle ficam mais complexos, alem de necessitar de um controle de carga dos tráfegos que usam acesso com contenção, este controle de carga serve para preservar os requisitos do QoS, isto faz com que haja mais ou menos fluxo de dados dependendo do QoS momentâneo. Este procedimento dinâmico permite a utilização máxima da rede, verificando quando é necessário menos perda de pacotes ou quando é necessário uma largura de banda maior, por exemplo.

3.5 Qualidade de Serviço em Redes Wireless

Para prover QoS em uma rede sem fio tem que levar em conta a mobilidade dos usuários, além de interferências que ocorrem no meio físico aumentando a taxa de erros e diminuindo a capacidade de transmissão. Diversas técnicas têm sido propostas para dar suporte ao tráfego multimídia nas diferentes camadas da rede. 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 infravermelho até rádio frequência.

3.6 Diferenciação de Serviços no 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

3.7 Esquema Aad

Para introduzir prioridades no padrão IEEE 802.11, [6] propõe quatro técnicas:

- 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.

Durante o processo de *backoff*, a cada transmissão não sucedida CW é multiplicada por 2 menos 1. A ad 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 envia todos os pacotes de reconhecimento TCP (TCP-ACKs) para todas as estações com o mesmo nível de prioridade.

3.8 Esquema DFS

Existem diversos mecanismos de escalonamento *fair queueing* que realizam a alocação de banda para os diferentes fluxos de uma estação [16] [21]. 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. Em [15] é proposto um esquema de acesso, chamado *Distributed Fair*

Scheduling (DFS), baseado no mecanismo conhecido como *Self-Clocked Fair Queueing* [21].

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.

3.9 Esquema VMAC

Baseado no modo de acesso DCF, em [2] propõem-se 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.

3.10 Esquema Blackburst

O principal objetivo do Blackburst, proposto em [9], 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_{shc} , 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 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_{shc} 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.

3.11 Esquema DC

Deng e Chang em [10], propõem um esquema de diferenciação de serviços que requer modificações mínimas no modo DCF básico do 802.11. 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. Os

algoritmos de *backoff* garantem que as estações com baixa prioridade sempre produzam intervalos de *backoff* mais longos que as estações de alta prioridade.

3.12 Esquema de Diminuição dos IFS

A idéia base deste método é de que a prioridade no acesso ao meio sem fios é controlada através do uso de diferentes intervalos, IFS (*Interframe Space*), entre a transmissão das tramas. Definem-se três IFS: SIFS, PIFS e DIFS por ordem crescente de duração. SIFS é usado para separar tramas de controlo (ACK, RTS e CTS). PIFS e DIFS são os separadores entre tramas no modo PCF e DCF, respectivamente. Se o IFS for menor, a prioridade da estação transmitir será mais elevada. No modo DCF, uma estação que pretenda transmitir tem que esperar que o meio esteja inativo por um período superior a DIFS para iniciar o mecanismo de *backoff*. Se uma estação utilizar um DIFS mais curto, o período de *backoff* inicia-se antes das outras estações o que permite que possa reunir todas as condições necessárias para transmitir antes das outras. DIFS está definido na norma como sendo:

$$\text{DIFS} = \text{aSIFSTime} + 2 \times \text{aSlotTime} \quad (2)$$

Sendo *aSlotTime* um parâmetro que depende do meio, a alteração do valor de DIFS fica apenas dependente da possibilidade de alteração do valor de *aSIFSTime*. O problema deste método é precisamente o acesso à alteração deste valor que está definido na norma 802.11 como sendo um parâmetro estático. Na maioria das interfaces disponíveis no mercado não é possível alterar este valor.

3.13 Esquema de Diminuição do Período do Backoff

De acordo com o que atrás foi exposto na descrição do modo DCF um dos intervenientes no acesso ao meio para transmissão é o tempo de *backoff*. Este tempo é calculado em função do *time-slot* e do número aleatório entre 0 e CW. O

fato de se terem diferentes valores de CWmin para várias classes de serviço implica que, para duas ou mais estações que iniciam o procedimento de *backoff* ao mesmo tempo mas com diferentes valores de CWmin, a estação cujo CW seja menor é a que deverá transmitir primeiro. Mesmo se ocorrerem colisões, todos os MACs incrementam CW identicamente e é de esperar que a CW das estações de maior prioridade se mantenha inferior aos de mais baixa prioridade, tendo por isso atrasos médios menores. Intuitivamente, mesmo em períodos de grande congestionamento, todas as classes têm maiores atrasos mantendo embora a diferenciação. Diminuindo o valor de CWmax para uma dada classe de serviço, o tempo máximo de *backoff* pode ser limitado durante o congestionamento. Isto limita o âmbito do controlo de congestionamento, obtendo-se um menor atraso em detrimento de uma probabilidade de colisão maior e, eventualmente, uma maior taxa de perdas.

Atribuindo diferentes valores de CWmin e CWmax para classes de serviço diferentes, podem ser obtidos diferentes níveis de serviço. Os problemas deste método são o de, por um lado, não haver uma garantia explícita do nível de diferenciação do serviço e, por outro, a dificuldade na alteração dos valores de CWmin e CWmax.

3.14 Diferenciação de Serviços no Modo PCF

No modo PCF, os mecanismos de QoS têm a ver com o tipo de escalonamento associado à interrogação das estações. Em vez das estações serem interrogados num mecanismo Round-Robin ou qualquer outro puramente justo, o ponto de acesso pode estabelecer um mecanismo *Weighted Fair Queueing* (WFQ), em que podemos atribuir um peso a cada estação de acordo com a prioridade devida aos requisitos de QoS solicitados. Qualquer que seja o mecanismo a considerar para suportar QoS em PCF temos sempre que ter em conta os obstáculos apresentados atrás em relação ao PCF: não ser correntemente suportado pela maioria das implementações, não ser escalável, ser limitado no caso de múltiplas BSSs.

3.15 Diferenciação de Serviços em PCF/DCF

Considera-se agora uma rede IEEE 802.11 em que existem períodos DCF e PCF e onde existem requisitos de QoS sobrepostos às taxas de erros a que as estações estão sujeitas.

3.16 Effort Limited Fair

O tráfego com restrições temporais específicas será considerado no período PCF, sendo o restante tráfego considerado no período DCF. Assume-se que o tráfego é visto como um conjunto de fluxos. Os fluxos podem ser individuais, uma única ligação TCP, ou agregados, todo o tráfego para um computador central. Considerando como exemplo um escalonador WFQ que distribui o tempo da ligação pelos fluxos, o escalonador baseia-se na distinção que é necessário fazer, em ambientes sem fios, entre **esforço** - tempo dispendido num fluxo - e **débito** - *throughput* efetivo de um fluxo. Enquanto o esforço iguala o débito num ambiente com fios, num ambiente sem fios podem ser substancialmente diferentes. Para resolver a diferença entre esforço e débito apresenta-se uma abordagem de escalonamento *Effort Limited Fair* (ELF).

Um escalonador ELF procura encontrar o débito esperado pelo utilizador sujeito a um esforço limitado dispendido em cada fluxo, utilizando a definição de um fator de potência por fluxo. O fator de potência permite ajustar os pesos dos fluxos como resposta à existência de erros, sendo inicializado em função do tipo de serviço. No caso do PCF, considerando um escalonador WFQ no mecanismo de interrogação do ponto de controle ele ajustará o peso de cada fluxo em resposta à sua taxa de erros, até um peso máximo definido pelo fator de potência desse fluxo, fornecido quando da admissão de uma ligação.

No caso do DCF, define um fator de potência igual para todos os fluxos de dados que são considerados como um fluxo agregado. Neste caso, o fator de potência é ajustado em função dos erros do fluxo agregado. A compensação dos erros é então feita globalmente através da atribuição de um maior ou menor período DCF

de acordo com o fator de potência do fluxo de dados agregado. Este mecanismo evidencia dois tipos de problemas: os inerentes à utilização do modo PCF referidos atrás e o de tratar todos os fluxos de dados (no modo DCF) como um único fluxo global, o que não beneficia particularmente um fluxo com uma taxa de erros elevada, mas apenas compensa a média de erros de todos os fluxos.

Capítulo 4

Network Simulator (NS2)

O NS2 [22] é um simulador de eventos discretos, sendo usado para simular redes e seus componentes, através deste pode-se:

- Tráfegos e aplicações: web, FTP, telnet, áudio;
- Protocolos da camada de transporte: TCP, UDP, multicast;
- Roteamento e enfileiramento: roteamento estático, roteamento DV, multicast, roteamento ad-hoc. Disciplinas de enfileiramento, tais como, drop-tail, RED, FQ;
- Camada de enlace: com fio, sem fio e satélite.

Os componentes do NS são:

- O NS propriamente dito;
- NAM que seria o Network Animator, para visualizar os arquivos de saída do NS;
- Pré-processing: tráfego e topologia;
- Post-processing: análise de trace, Awk, Perl ou Tcl.

Softwares utilizados:

- C++ para o núcleo do simulador, ou seja, processamento de pacotes.
- OTCL para a configuração da simulação;

Requisitos para instalação do NS2:

- Compilador e bibliotecas C++ (gcc e libc6);

- Bibliotecas do X11 (libx11-dev);
- Bibliotecas do TK e TCL (tk8.4-dev e tcl8.4-dev);
- Biblioteca de utilitários, o WinUtil (libxmu-dev);
- Configurar o arquivo “profile” do usuário (.bashrc);

4.1 Criando uma simulação com NS2

Para se criar uma simulação de redes com o Network Simulator são necessários os seguintes passos:

1. Criar um escalonador de eventos;
2. criar nos e enlaces;
3. criar conexões;
4. criar tráfegos das origens e receptores;
5. habilitar o tracing.

Para se criar um escalonador de eventos basta usar o comando `set ns[new Simulator]`, para um evento faz-se `$ns at <time> <event>` e para iniciar o escalonador, `$ns run`. Para criar a rede, “setamos” os nos e links da seguinte forma:

- Nos: `set n0 [$ns node] | set n1 [$ns node] | set n3 [$ns node]`
- Links: `$ns duplex-link $n0 $n3 <bandwidth> <delay> <queue_type>`, sendo `<bandwidth>` a largura de banda, o `<delay>` o atraso e o `<queue_type>` o tipo de fila que pode ser DropTail, RED, CBQ, FQ, SFQ e DRR

Depois criamos o tipo da conexão, podendo ser TCP, UDP entre outros. Criando os canais de transporte UDP, com as origens e os receptores:

- `set u_src [new Agent/UDP]`

- set u_src [new Agent/NULL]

Depois devemos ligar os agentes aos nos e conecta-los da seguinte forma:

- \$ns attach-agent \$n0 \$u_src
- \$ns attach-agent \$n3 \$u_dst
- \$ns connect \$u_src \$u_dst

Criamos então os canais de transporte TCP:

- set t_src [new Agent/TCP/Newreno], onde Newreno é um tipo de TCP
- set t_dst [new Agent/TCPSink]

Depois devemos ligar novamente esses agentes aos nos e conectá-los da seguinte forma:

- \$ns attach-agent \$n0 \$t_src
- \$ns attach-agent \$n3 \$t_dst
- \$ns connect \$t_src \$t_dst

Trafegos devem ser criados sobre os canais TCP:

- set ftp [new Application/FTP]
- \$ftp attach-agent \$t_src
- \$ns at <time> "\$ftp start"

E também trafegos sobre canais UDP:

- set cbr [new Application/Traffic/CBR], onde CBR significa *Constant Bit Rate*

- \$cbr set packetSize_512
- \$cbr set interval_0.250
- \$cbr attach-agent \$u_src
- \$ns at <time> "\$cbr start"

Especificação do enlace é feita desta maneira:

- set link [\$ns link \$n0 \$n3]

Criando o monitor de fluxo:

- set fmon [\$ns makeflowmon Fid]
- \$ns attach-fmon \$link \$fmon
- \$ns at <time> "puts \$fmon set pdrops"

o formato do arquivo de saída do NS é da seguinte maneira:

<event> <time> <from> <to> <pkt> <size>--<flowid> <src> <dst> <seqno> <aseqno>

onde:

- **<event>** tipo do evento, por exemplo, o sinal de "+" significa enfileiramento e o sinal de "-" significa saindo da fila, caso seja um "r" é porque esta recebendo e caso um "d" será porque esta sendo enviado
- **<time>** é o tempo da transmissão
- **<from>** é o nó de onde partiu o pacote
- **<to>** é o nó destinado do pacote
- **<pkt>** tipo do pacote
- **<size>** comprimento do pacote

- **<flowid>** identificador do fluxo
- **<src>** endereço de origem
- **<dst>** endereço do destino
- **<seqno>** numero de seqüência
- **<aseqno>** identificador do pacote

As figuras abaixo mostram a interface gráfica do Nam (*Ns Animator*):

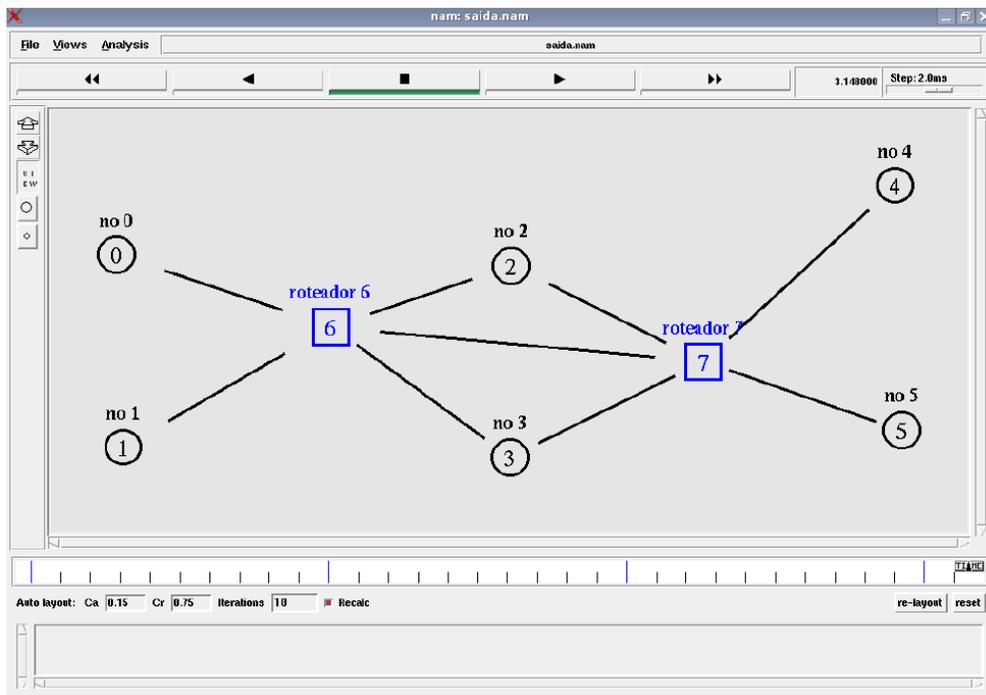


Figura 4.1: Interface Gráfica do NAM

Abaixo exemplos de um arquivo de saída do NS:

```
r 0.418302 7 4 rtProtoDV 8 ----- 0 7.1 4.1 -1 49
r 0.418302 7 5 rtProtoDV 8 ----- 0 7.1 5.2 -1 50
r 0.418302 7 6 rtProtoDV 8 ----- 0 7.1 6.1 -1 51
+ 0.5 1 6 tcp 40 ----- 2 1.0 5.0 0 52
- 0.5 1 6 tcp 40 ----- 2 1.0 5.0 0 52
r 0.51032 1 6 tcp 40 ----- 2 1.0 5.0 0 52
+ 0.51032 6 7 tcp 40 ----- 2 1.0 5.0 0 52
- 0.51032 6 7 tcp 40 ----- 2 1.0 5.0 0 52
r 0.52064 6 7 tcp 40 ----- 2 1.0 5.0 0 52
+ 0.52064 7 5 tcp 40 ----- 2 1.0 5.0 0 52
- 0.52064 7 5 tcp 40 ----- 2 1.0 5.0 0 52
r 0.53096 7 5 tcp 40 ----- 2 1.0 5.0 0 52
+ 0.53096 5 7 ack 40 ----- 2 5.0 1.0 0 53
- 0.53096 5 7 ack 40 ----- 2 5.0 1.0 0 53
r 0.54128 5 7 ack 40 ----- 2 5.0 1.0 0 53
+ 0.54128 7 6 ack 40 ----- 2 5.0 1.0 0 53
```

Figura 4.2: Saídas do NS

Agora mostramos um gráfico representado pelo NS:

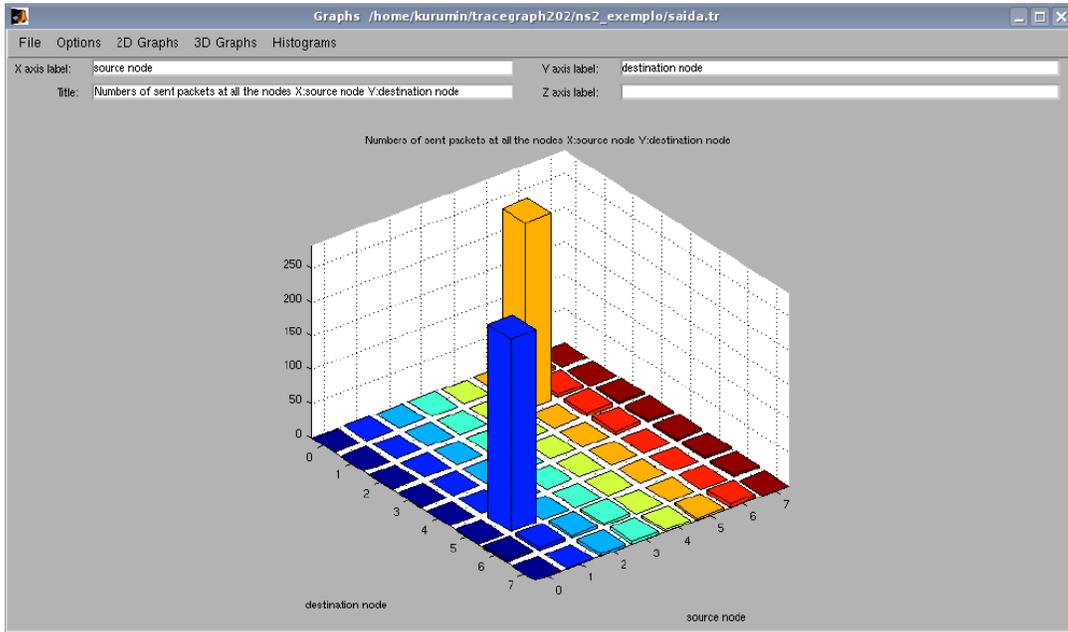


Figura 4.3: Gráfico no NS

Capítulo 5

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

5.1 Atenuação do sinal

Uma das maiores barreiras em uma rede sem fio é a distancia, já que com o aumento desta o sinal vai atenuando e assim diminuindo sua qualidade. Para atingir uma distancia maior usa-se uma modulação mais robusta, porem com perda na taxa de transmissão. Os parâmetros de QoS especificados para cada estação podem ser afetados diretamente pela distancia, já que uma estação mais longe do ponto de acesso pode ter prioridade maior que outra mais próximas, porem pela distancia podem ter um serviço inferior ao desejado. Alem disso a taxa de transmissão afeta a velocidade de transmissão.

5.2 Simulação da Atenuação do Sinal pela Distância

Foi utilizado o Network Simulator (NS2) para simular uma ambiente wireless, nesta etapa estamos tentando obter o resultado de quão a distancia entre as estações e o ponto de acesso influenciam na vazão de dados.

Foram utilizados três parâmetros afim de priorizar as estações, são eles o CW_{min} , CW_{max} e o intervalo DIFS. A tabela abaixo demonstra os valores dos parâmetros em relação a prioridade das estações:

Parâmetro	Prioridade Baixa	Prioridade Alta
CW_{min}	128	Entre 8 e 64
CW_{max}	1024	Entre 32 e 1024
DIFS	200 μ	Entre 50 μ e 200 μ

Tabela 5.1: Parâmetros para simulação

Abaixo será mostrado o cenário da simulação:

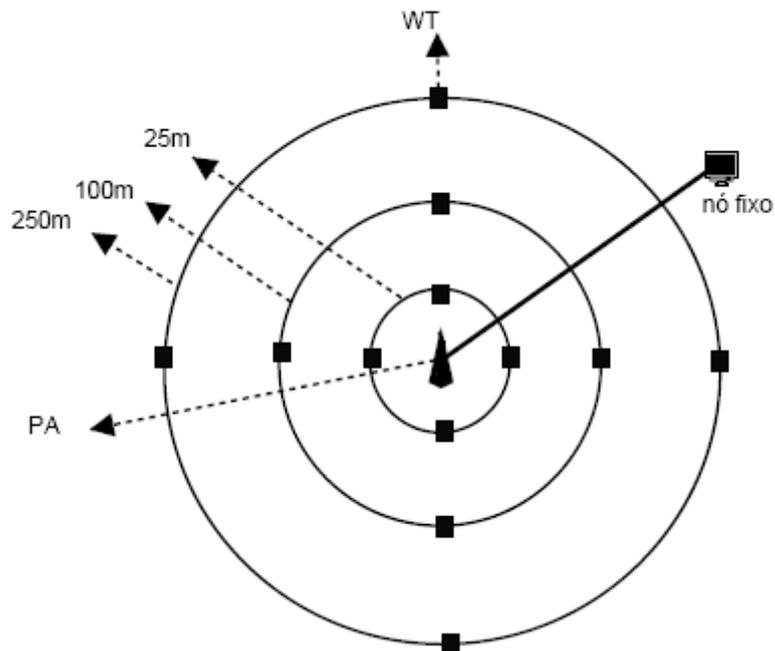


Figura 5.1: Cenário da Simulação

Neste cenário esta representado uma região de alto trafego de dados, onde um Ponto de Acesso central (PA) fornece acesso a uma rede fixa com uma taxa

de 100 Mbps e com retardo de 2 ms, sendo que as estações estão posicionadas de forma circular numa distancia de 25, 100 e 250 metros do Ponto de Acesso (PA). Em cada uma das distancias foram estipulados quatro estações, sendo duas de alta prioridade e duas de baixa prioridade, com o total de doze estações. Foi escolhido o CBR (*Constant Bit Rate*) para a geração do trafego, sendo a direção considerada estação móvel-fixo. O tamanho dos pacotes são de 2304 bytes e os protocolos de transportes utilizados foram o TCP e UDP.

Para a carga oferecida foram utilizados três valores, sendo eles abaixo, igual e superior a capacidade do canal respectivamente, 0.5, 1.0 e 2.0.

5.2.1 Protocolo TCP

Vamos começar usando como protocolo de transporte o TCP, neste caso o PA também compete pelo canal, visto que é necessário enviar para as estações o pacote de reconhecimento TCP (TCP-ACK). Neste caso usamos os valores 8 e 128, respectivamente, o CW_{min} e CW_{max} . Abaixo observamos o gráfico da variação da vazão em relação ao valor do CW_{min} das estações.

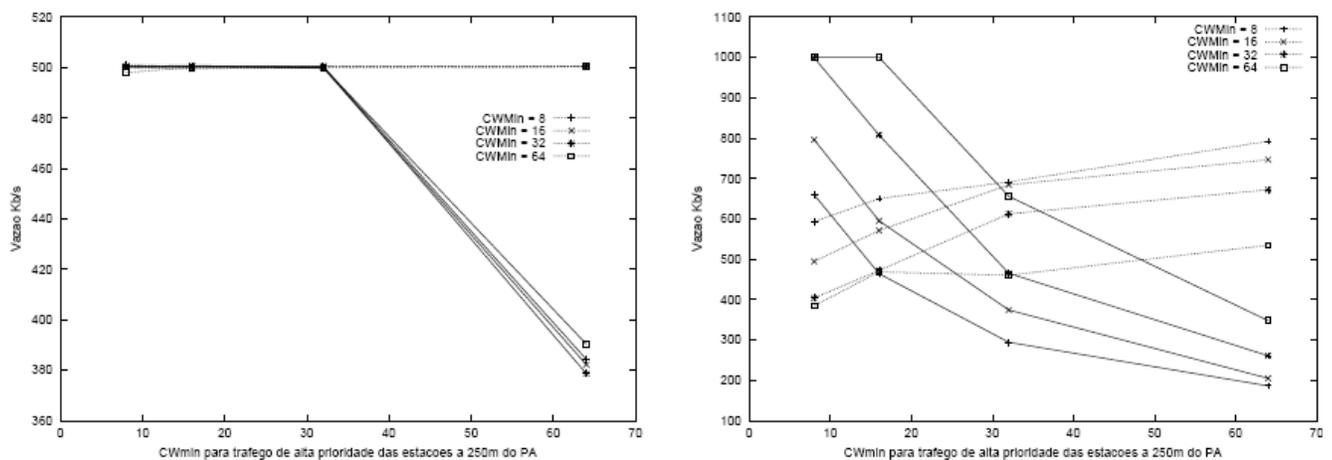


Figura 5.2: Diferenciação Utilizando CW_{min}

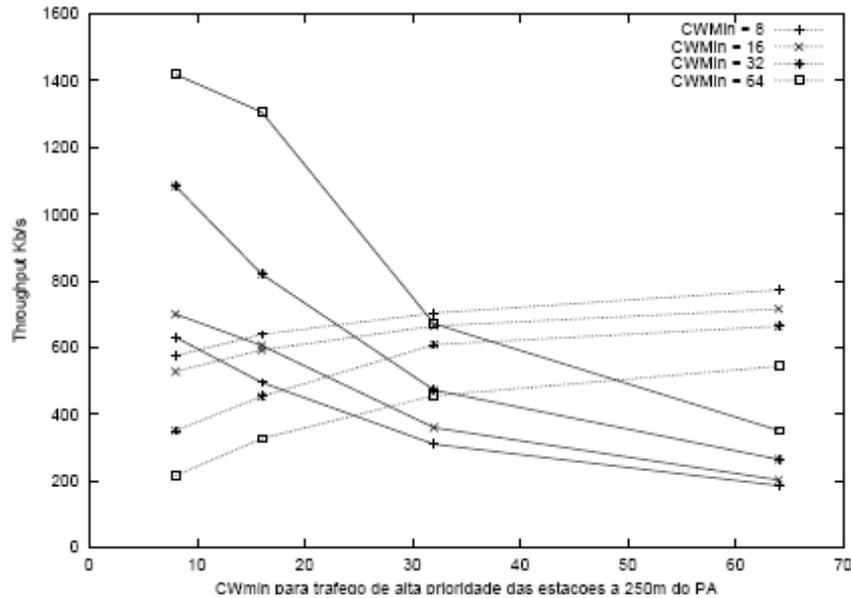


Figura 5.3: Diferenciação Utilizando CW_{min}

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 25 metros supera a vazão das estações a 250 metros 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. Ao contrário do que acontece quando o protocolo UDP é utilizado, quando se utiliza o protocolo TCP e a carga oferecida é 0.5, 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 250 metros é igual a 64, estas apresentam uma queda na vazão de, aproximadamente, 200Kb.

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

Para carga oferecida igual a 0.5 e com o CW_{min} variando, mesmo com distancia diferente, as estações com alta prioridade mantem a vazão constante. Somente com o CW_{min} igual a 64, as estações com 250 metros de distancia tem uma queda na vazão de 250Kb. Isso não ocorre no protocolo UDP, onde veremos mais a frente.

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, veremos mais adiante o porque. 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 250 metros. Quando as estações mais próximos 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.

O gráfico seguinte representa a simulação feita levando-se em consideração o intervalo DIFS como parâmetro de diferenciação. 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 50μ dado que o ponto de acesso deve possuir um valor baixo para DIFS a fim de garantir maior diferenciação entre os níveis de prioridade.

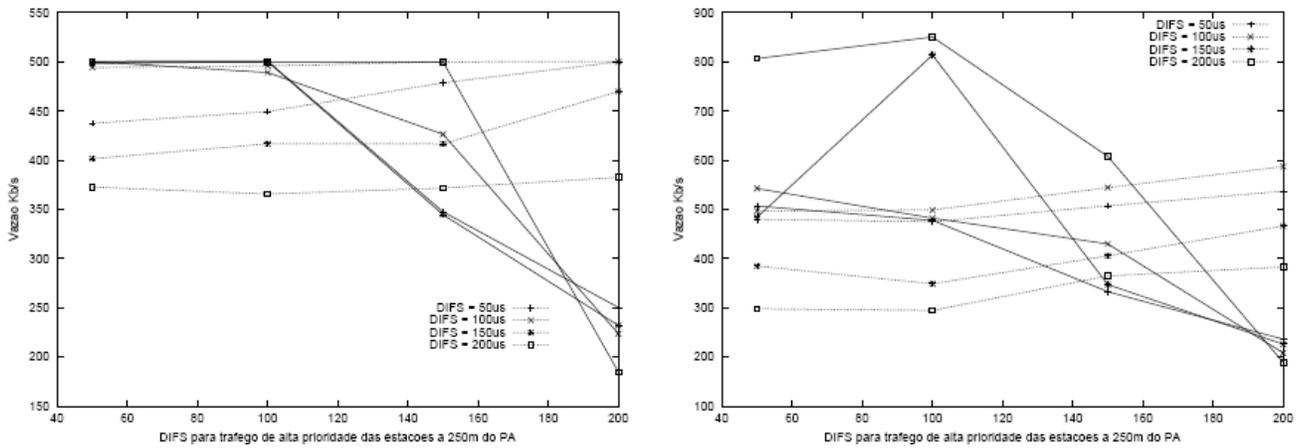


Figura 5.4: Diferenciação Utilizando DIFS

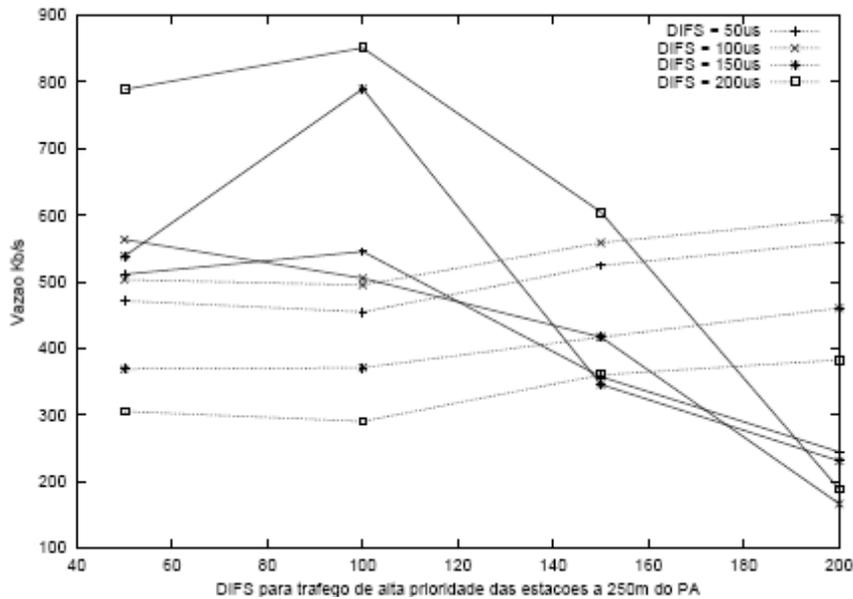


Figura 5.5: Diferenciação Utilizando DIFS

Nota-se que quando todas as estações com alta prioridade possuem valor do DIFS igual a $50\mu\text{s}$, 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 100μ para todas as estações com alta prioridade, as estações possuem uma vazão idêntica. Quando DIFS é igual a 150μ para todas as estações com alta prioridade, a diferença entre a vazão das estações a 25 metros e a 250 metros não é significativa, no máximo igual a 70Kb.

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

O 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 150μ e o DIFS das estações a 25 metros varia entre 50μ e 200μ , a vazão mais alta é observada quando DIFS das estações mais próximas é igual a 100μ . Este aumento na vazão das estações pode ser justificado pela existência de 4 valores para DIFS: 50μ para o PA, 100μ e 150μ , para as estações com alta prioridade localizadas a distâncias diferentes do PA, e 200μ 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 100μ .

Quando a carga oferecida é igual a 0.5 e quando DIFS de todas as estações com alta prioridade é igual a 50μ , as estações mais distantes do PA conseguem uma vazão maior. Quando DIFS é igual a 100μ , a vazão das estações é idêntica.

Quando o valor do DIFS para as estações a 25 metros do PA é igual a 100μ , 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 250 metros do PA é igual a 50μ ou a 100μ , para qualquer que seja o valor do DIFS das estações a 25 metros, 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 $100\mu\text{s}$ e as estações a 25m possuem DIFS igual a $200\mu\text{s}$. Para as estações a 25m, a vazão mais alta é observada quando estas possuem DIFS igual a $100\mu\text{s}$ e as estações mais distantes possuem DIFS igual a $200\mu\text{s}$. Em ambos os casos, as estações com valor do DIFS igual a $200\mu\text{s}$ 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 $50\mu\text{s}$, o DIFS das estações de alta prioridade deve ser mantido em $100\mu\text{s}$, 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.

5.2.2 Protocolo UDP

Agora vamos mostrar simulações usando como protocolo de transporte o UDP, este sem uso do canal pelo PA. O gráfico abaixo demonstra o resulta da simulação, onde o eixo horizontal corresponde aos valores de CW_{\min} 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. A simulação com carga oferecida igual a 0.5 mostrou que não há diferença entre as estações para qualquer que seja os valores da distancia ou prioridade.

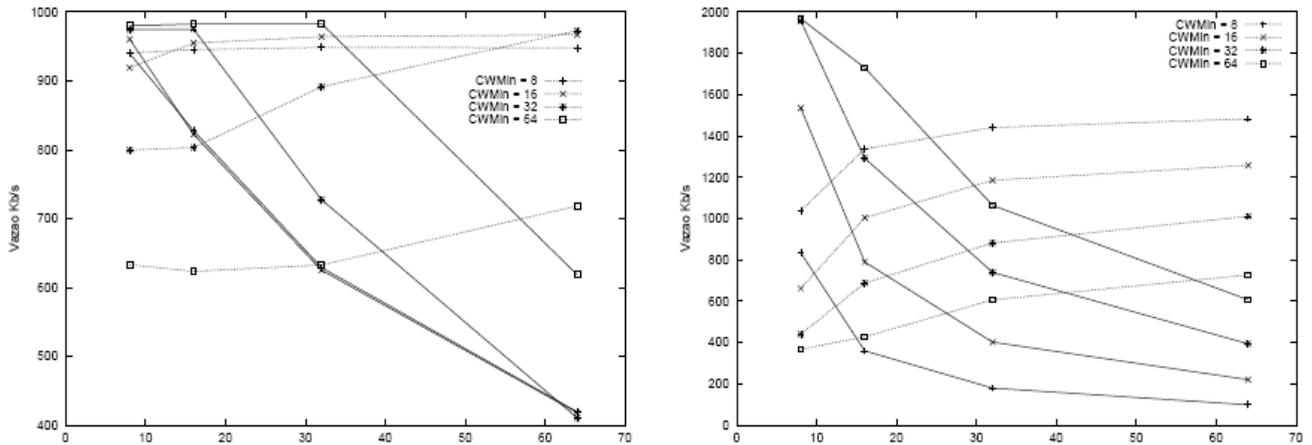


Figura 5.6: Diferenciação Utilizando CW_{min}

Quando todas as estações com alta prioridade possuem um mesmo CW_{min} é grande a influencia da distancia entre a estação e o PA, quando a carga oferecida é igual a 1 (Figura 5.6 esquerda) percebe-se que a vazão entre as estações com CW_{min} igual a 8 tem a mesma vazão, já as estações mais próximas conseguem uma vazão melhor para qualquer carga oferecida.

Enquanto passa de 100Kb a diferença entre a vazão das estações mais próximas daquelas mais longe com um CW_{min} maior que 8. Já para carga oferecida igual a 2 (Figura 5.6 direita) as estações mais próximas tem uma vazão maior do que aquelas mais distante, sendo a variação entre 120Kb a 250Kb.

Percebe-se que mesmo estando mais distante do PA, a estação com um CW_{min} menor obtem uma vazão maior. Através destes dados obtidos com a simulação afirma-se que para estações com alta prioridade o CW_{min} deve ser igual a 8, pois assim sendo irão obter uma maior a vazão independente da distancia.

O próximo gráfico representa o impacto do CW_{Max} em relação a vazão das estações com o PA, mantendo-se o valor do CW_{min} igual a 8 para estações com alta prioridade.

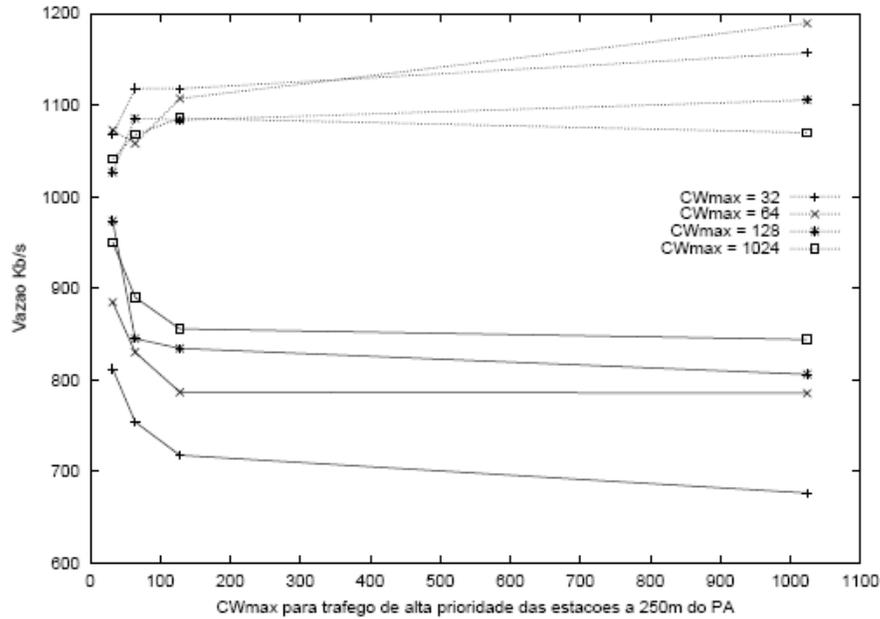


Figura 5.7: Diferenciação Utilizando CW_{max}

Estações mais próximas do PA tem uma vazão maior, mesmo com o valor do CW_{Max} aumentando. Percebe-se que para estações distante 250 metros da PA o aumento do CW_{Max} permite às estações mais próximas ter uma vazão melhor, enquanto que para estações a 25 metros acontece o contrario, quanto maior o CW_{Max} melhor a vazão das estações mais distantes.

O valor do CW_{max} das estações a 25 metros influencia mais a vazão das estações a 250 metros, do que o CW_{max} das estações a 250 metros influencia a vazão das estações a 25 metros. Nota-se que mesmo com o aumento o CW_{max} de 128 para 1024 a vazão destas estações continua a mesma.

O gráfico seguinte representa a simulação feita levando-se em consideração o intervalo DIFS como parâmetro de diferenciação, para isto foram estipulados os seguintes valores 32 e 1024 respectivamente para o CW_{min} e o CW_{Max} .

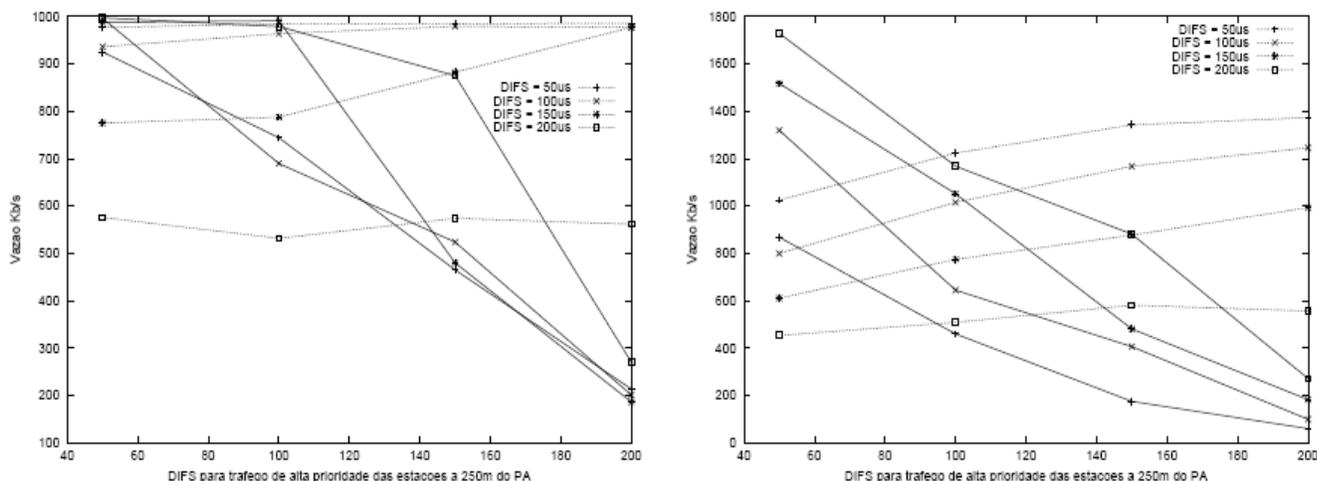


Figura 5.8: Diferenciação Utilizando DIFS

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.

Esse resultado é bem aproximado com o obtido na simulação onde o CW_{min} foi usado como parâmetro de diferenciação. Para estações com alta prioridade e com DIFS iguais há uma vazão maior ente as estações mais próximas. Com a carga oferecida igual a 1 e o DIFS igual a 50μ há uma diferença de 50Kb entre estações a 25 e 250 metros, já para carga igual a 2 há uma diferença de 150Kb, isto porque a vazão das mais próximas aumenta enquanto há uma queda na vazão das mais distantes.

Para estações com DIFS diferentes e com distancias entre 25 e 250 metros a vazão é maior para aquelas com DIFS menor, isto independente da carga oferecida. É possível notar que para qualquer DIFS das estações mais distantes e 50μ para as mais próximas, sendo a carga oferecida igual a 1 àquelas mais próximas tem uma vazão constante.

Este gráfico nos permite entender que 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 25 e a 250 metros, 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 50μ , dado que este valor permite à estas estações uma vazão maior.

Capítulo 6

Controle de Admissão

Esse mecanismo de controle de admissão possibilita às redes Wireless 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 em [3], 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. Neste esquema de controle de admissão [3], 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.

6.1 Calculo 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 $A[s, s + l_k]$ a função que representa a chegada de pacotes no intervalo $[s, s + l_k]$. Então, a taxa de chegada será $A[s, s + l_k]/l_k$. Além disso, a taxa de pico para qualquer intervalo de tamanho l_k é dada por $R_k = \max_s A[s, s + l_k]/l_k$. O conjunto de taxas R_k que limita a taxa dos fluxos nos intervalos de tamanho l_k é definido como processo envelope da taxa de pico [4].

O tempo é dividido em *slots* de tamanho $\tau = l_1$, 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:

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

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 $l_k = k \tau$ 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, o envelope R_k^1 é descrito pela Equação apresentada acima 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:

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

onde \bar{R}_k é a media empírica dos:

$$R_k^m, \sum_m \frac{R_k^m}{M}$$

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.

6.2 Calculo 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. 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

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

Para $k \geq 2$.

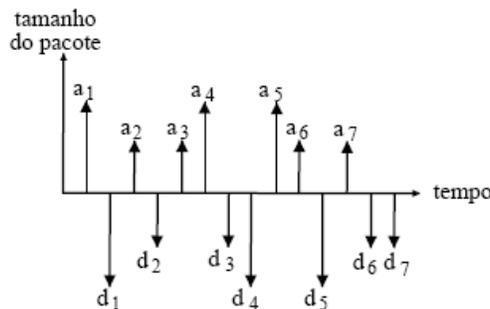


Figura 6.1: Exemplo de um fluxo para cálculo do processo envelope de serviço

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 anterior 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 U tal que U_i é o tempo máximo necessário para servir $i.L$ bits, onde L é o número de bits do pacote de menor tamanho. Inicialmente, $U = 0$ 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

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

onde

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

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

Para um determinado pacote j , todo $k \geq 1$ que satisfaz a Desigualdade da figura... é considerado. Por exemplo, considere o fluxo da Figura.... 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 seja aplicada diretamente sem a necessidade de conversões computacionalmente caras.

6.3 Teste do Controle 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 $R(t)$ e com variância $\sigma^2(t)$. Além disso, sejam $S(t)$ 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

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

onde α é ajustado de acordo com a probabilidade de violação desejada. Além disso, assegura-se a condição de estabilidade:

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

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

6.4 Simulação do Desempenho do Algoritmo de Controle de Admissão

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 ingresso. 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 acesso 2. 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.

Foi utilizado mais uma vez o Network Simulator (NS2) para simularmos o desempenho das estações quanto ao algoritmo de controle de admissão. 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 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.

Abaixo o cenário da simulação que 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.

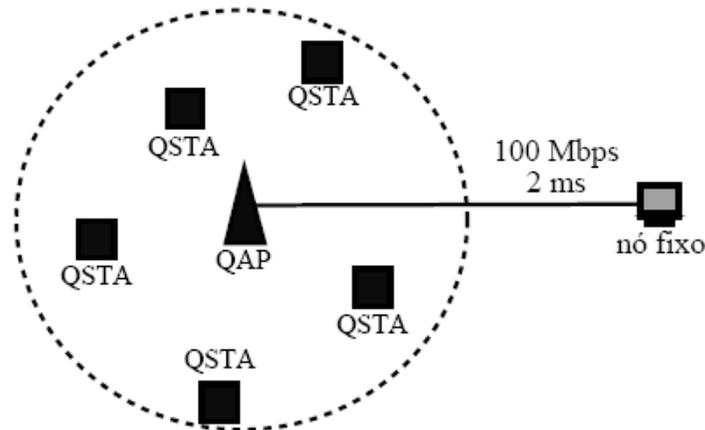


Figura 6.2: Cenário da Simulação

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, proposto em [17]. Para simular o padrão conversacional de cada conexão de voz, foi empregada uma fonte exponencial 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. 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 [23]. 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 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. 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.

6.4.1 Tráfego Homogêneo

Para os experimentos apresentados mais adiante, 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 em [20] e adaptado para redes locais sem fio em [8] e, ainda, com o modo de acesso EDCF da extensão 802.11e sem controle de admissão.

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.

Abaixo são mostrados os gráficos da simulação para o tráfego de voz:

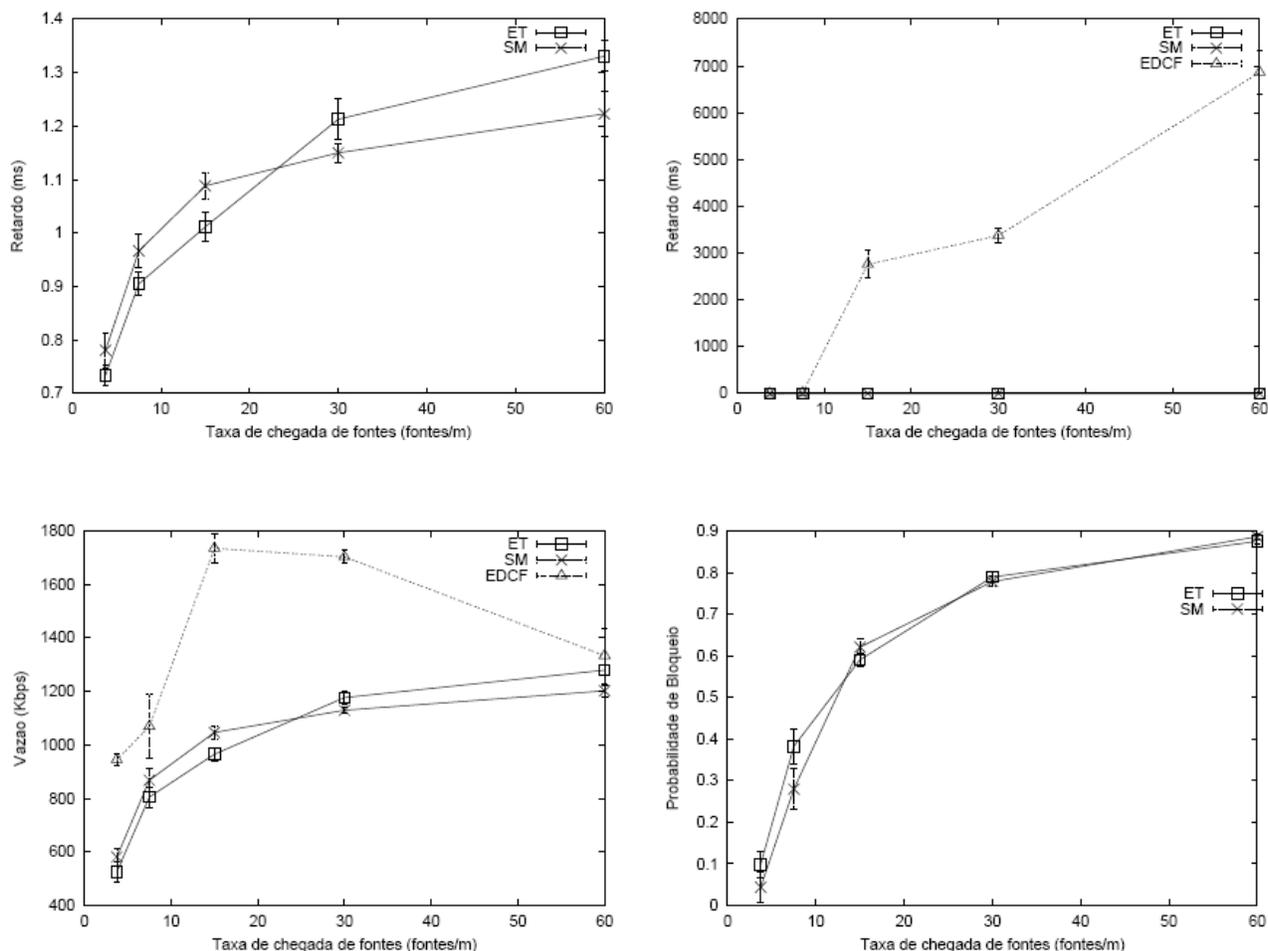


Figura 6.3: Simulação com tráfego de voz

Para tráfego de voz os algoritmos ET e SM apresentam um comportamento semelhante. A acima é apresentado 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 é mostrado acima. O gráfico 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 se utilizou 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.

Abaixo são mostrados os gráficos da simulação para o tráfego de vídeo:

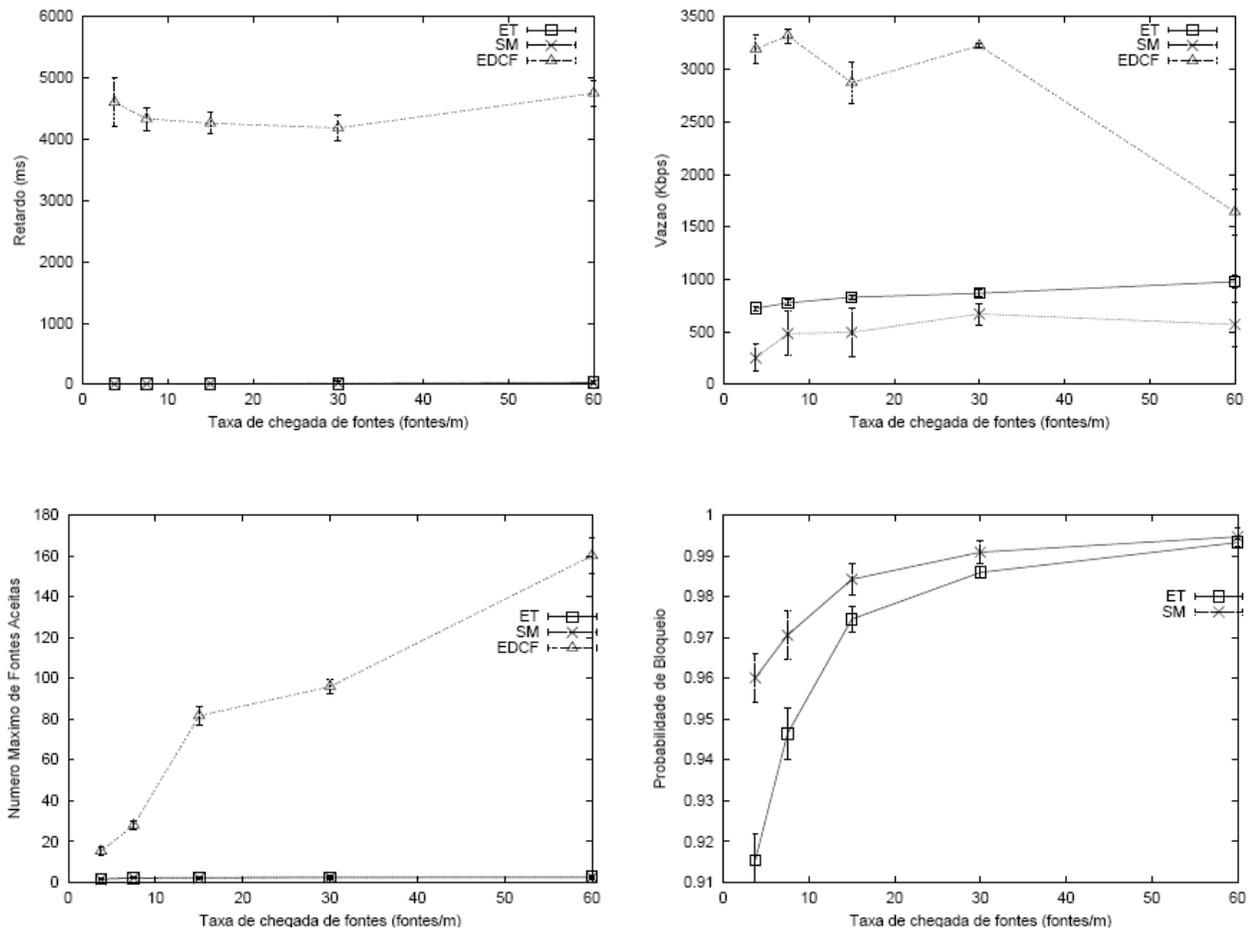


Figura 6.4: Simulação com tráfego de vídeo

Os resultados obtidos a partir dos experimentos com fontes de vídeo, evidenciam a importância do controle de admissão para este tipo de tráfego. 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. A vazão das fontes quando se utilizou o algoritmo de controle de admissão ET foi maior do que quando se utilizou o algoritmo SM. 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. 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, que o algoritmo ET é menos conservador que o algoritmo SM, principalmente para taxas de até 15 requisições/minuto.

Abaixo são mostrados os gráficos da simulação para o tráfego de dados:

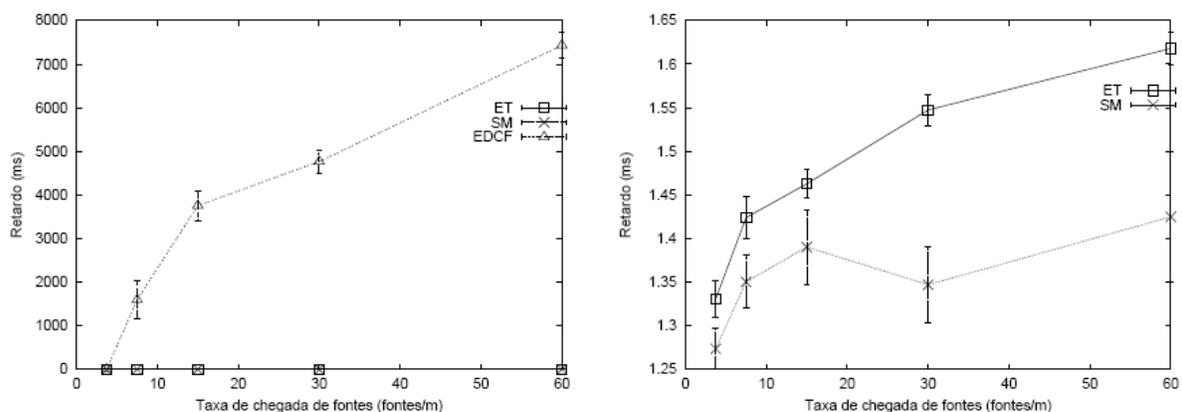


Figura 6.5: Simulação com tráfego de dados

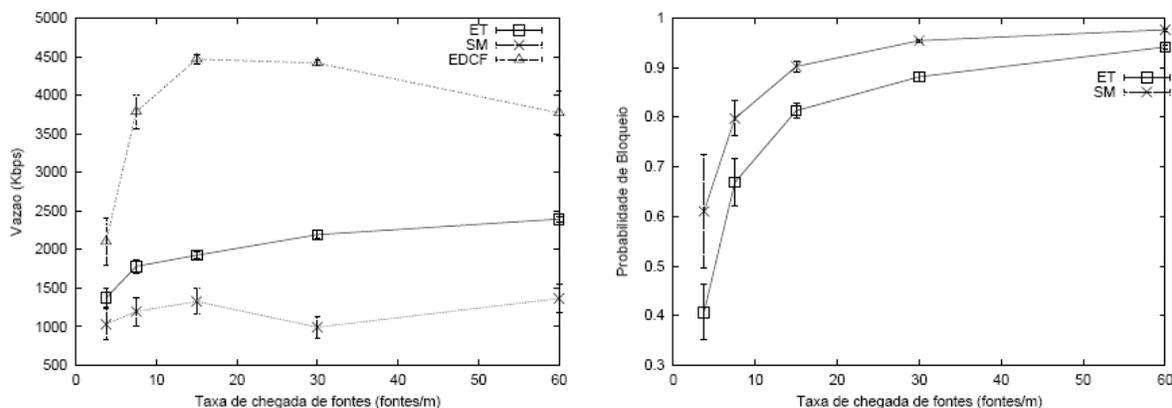


Figura 6.5: Simulação com tráfego de dados

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. 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. Observa-se que, quando se utiliza o algoritmo ET, a vazão supera em até 1Mbps a vazão obtida com o algoritmo SM. Por outro lado, a probabilidade de bloqueio foi inferior para o algoritmo ET. Esses resultados mostram que, neste caso, o algoritmo ET aproveitou melhor a capacidade da rede quando comparado ao algoritmo SM.

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.

6.4.2 Tráfego Heterogêneo

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.

Abaixo o gráfico da simulação de tráfego heterogêneo com fonte de dados e vídeo:

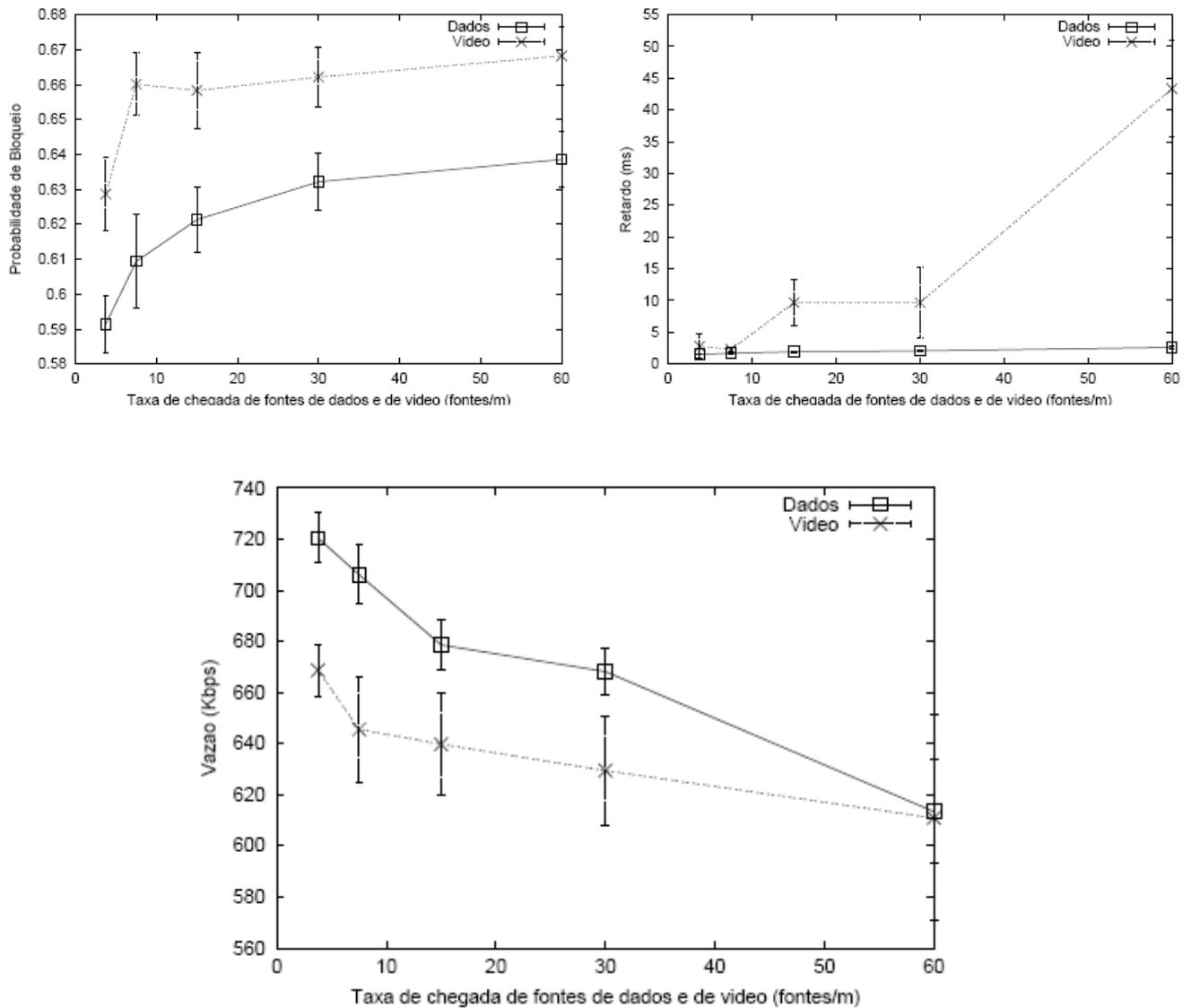


Figura 6.6: Simulação com tráfego de dados e vídeo

Abaixo a simulação para fontes de voz e dados:

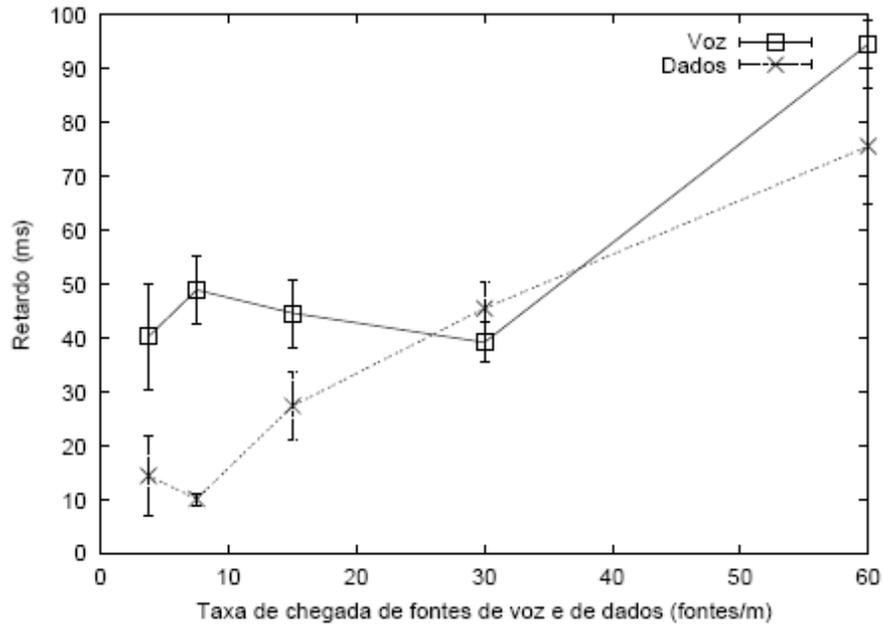


Figura 6.7: Simulação com tráfego de vídeo

Abaixo o gráfico da simulação para fontes de voz e vídeo:

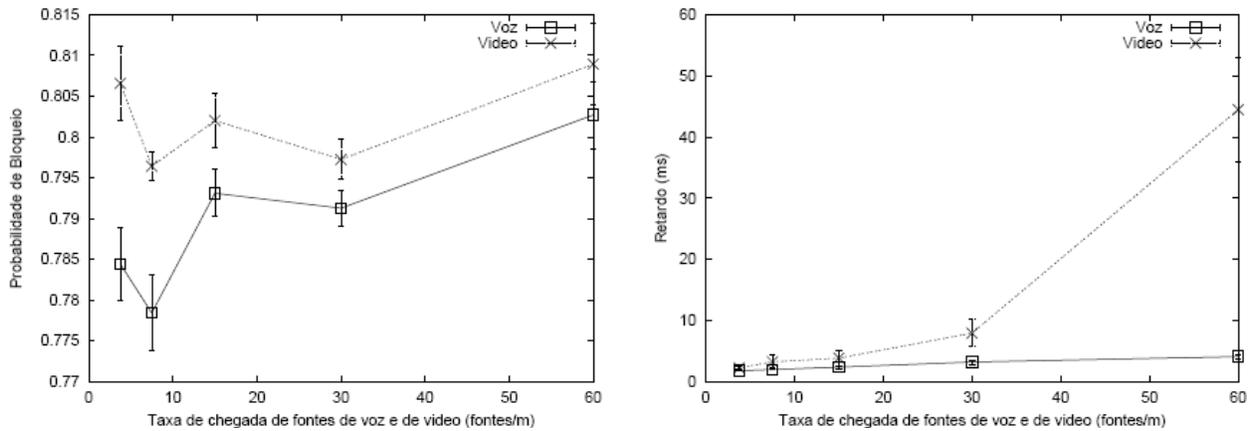


Figura 6.8: Simulação com tráfego de voz e vídeo

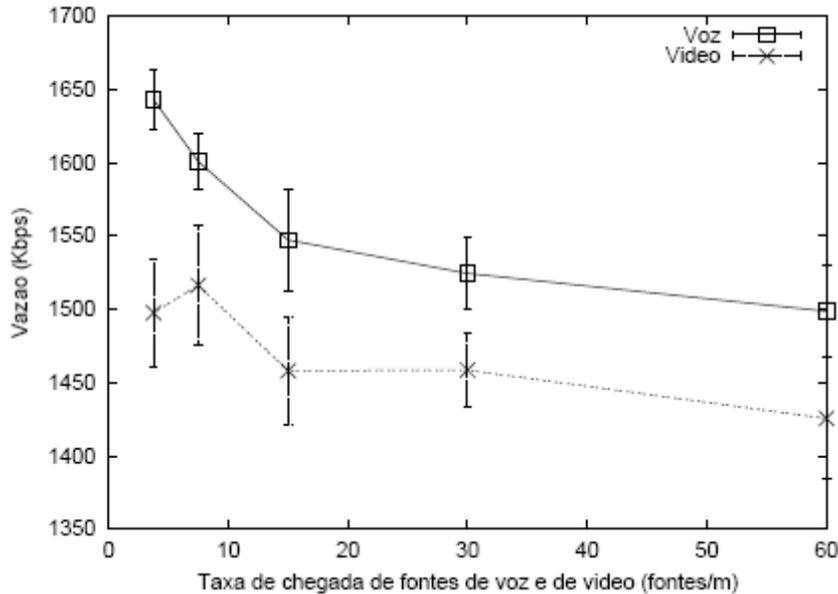


Figura 6.8: Simulação com tráfego de voz e vídeo

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., o gráfico 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. Mostrando 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. 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.

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.

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 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, nota-se que a probabilidade de bloqueio das fontes de dados é maior na presença de tráfego de vídeo. Mostra-se 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. 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.

Capítulo 7

Conclusão

O presente trabalho 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. 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 eletromagnética, o suporte à mobilidade em larga escala e o suporte à Qualidade de Serviço.

Também 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 5 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 6 propõe-se a adaptação de um mecanismo de controle de admissão baseado em medições desenvolvido para redes fixas para as redes 802.11e.

Investigou-se 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} .

No capítulo 6 apresentou-se uma proposta de adaptação de um algoritmo de controle de admissão com envelopes de tráfego para redes wireless, bem como uma avaliação do algoritmo através de experimentos de simulação. Os resultados mostraram que o padrão 802.11 sem controle de admissão não consegue oferecer Qualidade de Serviço. 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 pelas 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.

7.2 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 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.

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. 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.
- [2] 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.
- [3] C. Cetinkaya, Vikram Kanodia, e E. Knightly. *Scalable Services via Egress Admission Control*. IEEE Transactions on Multimedia, vol 3, pp. 69-81, 2001.
- [4] 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.
- [5] Institute of Electrical and Electronics Engineers. *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*, IEEE Standard 802.11, 1999.
- [6] I. Aad. *Quality of service in wireless local area networks*. PhD Thesis, Université Joseph Fourier and INRIA, 2002.
- [7] J. Qiu, e E. Knightly. *Measurement-based admission control with aggregate traffic envelopes*. IEEE/ACM Transactions on Networking, vol 9, pg. 199-210, 2001.

[8] J. Filho. *Mecanismos de Controle de Qualidade de Serviço em Redes 802.11*. Tese de Mestrado, NCE/UFRJ, 2003.

[9] 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.

[10] 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.

[11] 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.

[12] M. Grossglauser, e D. Tse. *A framework for robust measurement-based admission control*. Computer Communications Review, vol 27, pg. 237-248,1997.

[13] 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.

[14] M. Tatipamula e B. Khasnabish. *Multimedia Communications Networks: Technologies and Services*. 1st ed., Artech House Publishers, ISBN 0890069360, 1998.

[15] 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.

[16] 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.

[17] P. Brady. *A technique for investigating on-off patterns of speech*. Bell Systems Technical Journal, vol. 44, pg. 1-22, 1965.

[18] 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.

[19] S. Mangold *et al.* *IEEE 802.11e wireless LAN for quality of service*. In Proceedings of European Wireless, pg. 32-39, 2002.

[20] 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.

[21] S. J. Golestani. *A self-clocked fair queueing scheme for broadband applications*. Technical Report, Lawrence Berkeley Laboratory, 1996.

[22] Tutorial For Network Simulator "ns2" URL: www.isi.edu/nsnam/ns/tutorial, 2006.

[23] 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.