

Cláudia Suzany Lourenço de Souza

**Controle de admissão de chamadas VoIP em redes
mesh sem fio**

Manaus – AM

Novembro de 2008

Cláudia Suzany Lourenço de Souza

**Controle de admissão de chamadas VoIP em redes
mesh sem fio**

Dissertação apresentada à banca examinadora do Programa de Pós-graduação em Informática da Universidade Federal do Amazonas, como parte dos requisitos para obtenção do título de Mestre em Informática.

Orientador: Prof. Dr. Edson Nascimento Silva Júnior

MESTRADO EM INFORMÁTICA
DEPARTAMENTO DE CIÊNCIA DA COMPUTAÇÃO
INSTITUTO DE CIÊNCIAS EXATAS
UNIVERSIDADE FEDERAL DO AMAZONAS

Manaus – AM

Novembro de 2008

Dissertação de Mestrado sob o título “*Controle de admissão de chamadas VoIP em redes mesh sem fio*”, defendida por Cláudia Suzany Lourenço de Souza e aprovada em 12 de novembro de 2008, em Manaus, Estado do Amazonas, pela banca examinadora constituída pelos doutores:

Prof. Dr. Edson Nascimento Silva Júnior
Orientador

Prof. Dr. Edjair de Souza Mota
Univerdade Federal do Amazonas

Prof. Dr. Célio Vinicius Neves de Albuquerque
Univerdade Federal Fluminense

*A Deus, que inunda minha vida de bênçãos.
Aos meus pais, Cláudio e Nazila pela educação recebida
e exemplo de honestidade.
Às minhas irmãs, Soraia e Solange pela boa convivência.
Ao meu namorado Marco Sevalho, pelo amor e
apoio dado em todos os momentos.*

Agradecimentos

A Deus, pelas maravilhosas graças concedidas a esta Sua filha tão pequenina. Obrigada meu Senhor.

Aos meus pais, minhas irmãs e à toda minha família pelo incentivo aos estudos, pelo exemplo de perseverança, por compreenderem minhas ausências. Vocês foram essenciais para a conclusão desta etapa da minha vida.

Ao meu orientador, professor Dr. Edson Silva pela confiança e oportunidade. Obrigada também à importante colaboração oferecida pelo professor Dr. Ing. Edjair Mota para a escolha do tema desta dissertação e pela formação proporcionada ao longo desta etapa acadêmica.

Ao meu meu namorado Marco Aurélio, pelo carinho, motivação e companheirismo em todos os momentos.

Aos integrantes e colaboradores do GRCM - Grupo de Redes de Computadores e Multimídia, em particular ao Saulo, Loide, Andrea, Eliézer, Arlen, Regeane, Laércio, Leandro, Passito e João Luis.

À secretaria do DCC, pelo apoio administrativo.

Aos colegas e à Administração Superior da Universidade do Estado do Amazonas (UEA) que incentivaram o meu desenvolvimento acadêmico.

Aos meus colegas do mestrado pela amizade, incentivo, auxílio e boa convivência. O apoio de vocês foi muito importante para a conclusão desta dissertação.

A todos que contribuíram de modo direto ou indireto para a realização deste trabalho.

Resumo

Esta dissertação apresenta um controle de admissão para chamadas VoIP em Rede *Mesh* sem fio, denominado CAC-RM, que utiliza o protocolo IEEE 802.11g. Seu uso visa prevenir que a chegada de novas chamadas VoIP na rede consuma excessivamente recursos dos nós e causem degradação nos fluxos já estabelecidos, devido ao congestionamento do meio sem fio. Em nossa pesquisa, o controle de admissão proposto só aceitará novas chamadas VoIP caso a qualidade das chamadas em andamento não se torne insatisfatória.

As principais características de nossa proposta são: (i) a estimativa do tempo de ocupação do meio com tráfego VoIP e tráfego que não necessita de requisitos de qualidade, denominado BE (*Best effort*); (ii) a reserva de recursos para tráfego VoIP; (iii) a integração do controle de admissão ao protocolo de roteamento pró-ativo OLSR (usando o envio de mensagens de controle com informações sobre o tempo de ocupação do nó com tráfego BE e VoIP); (iv) a estimativa sobre a interferência intra-fluxo integrada ao controle de admissão; (v) regulagem do tráfego BE; e (vi) a priorização do envio e recebimento do tráfego VoIP.

Inicialmente, o controle de admissão proposto foi avaliado a partir de simulações de uma rede *mesh* sem fio em um cenário em que todos os nós são vizinhos e considerando duas variações: na primeira há somente tráfego VoIP e na segunda, tráfego VoIP e BE. Foram medidos e avaliados a perda e atrasos de pacotes das chamadas VoIP, assim como os valores do MOS (*Mean Opinion Score*), que indica a satisfação do usuário. No cenário em que os nós vizinhos só trafegam VoIP e não é utilizado o CAC-RM, à medida que a quantidade de chamadas VoIP cresce, sua qualidade é reduzida até que se torna inviável o uso do VoIP na rede. Com o uso do CAC-RM, obteve-se ganhos de até 70% no valor do MOS medido a partir da rejeição de algumas chamadas. Além disso, houve redução de até 82% e 96%, respectivamente, nas perdas de pacotes e atrasos. Já no cenário em que há tráfego VoIP e BE, o CAC proposto conseguiu evitar redução de, aproximadamente, 29% das chamadas com qualidade, além de conseguir reduzir em até 86% as perdas de pacotes VoIP.

No cenário com múltiplos saltos foram transmitidas chamadas VoIP na presença das métricas de roteamento Contagem de salto, ETX e ML. Sem o uso do CAC-RM e com tráfego intenso de dados, não há chamadas VoIP com qualidade satisfatória quando são necessários 02 saltos. A partir da rejeição de algumas chamadas feitas pelo CAC proposto, é possível obter chamadas VoIP com qualidade, contabilizando ganho no MOS, com redução de até 75% nas perdas de pacote.

Em ambos os cenários simulados, o controle de admissão de chamadas proposto, mostrou-se eficiente ao evitar que a entrada de novas chamadas VoIP comprometesse o desempenho de chamadas já estabelecidas e que a existência de tráfego BE inviabilizasse o uso do VoIP na rede *mesh* sem fio.

Palavras-chave: Controle de admissão, CAC-RM, VoIP, *mesh*, 802.11, MOS, interferência intra-fluxo, priorização, perda de pacote, atrasos.

Abstract

This thesis presents a prototype of admission control for VoIP calls in wireless mesh networks, called CAC-RM, using the IEEE 802.11g protocol. This admission control goal is to avoid that incoming VoIP data flows consume excessive resources and cause degradation in the established ones. The admission control proposed in our approach only accepts new VoIP calls if the in-progress calls quality do not become degraded.

The main features of our approach are: (i) an estimated occupation time at the channel with VoIP traffic and with traffic without quality requirements, so called BE (Best effort); (ii) the resources reservation for VoIP traffic; (iii) an integration of our prototype to the OLSR proactive routing protocol (sending control messages with information about the occupancy node time with BE and VoIP traffic); (iv) an intra-flow interference estimate with admission control integrated; (v) regulation for BE traffic; and (vi) prioritization to sending and receiving VoIP traffic.

The prototype was initially evaluated by simulations of a wireless mesh network in a scenario where all nodes are neighbours, considering two variations: the first one has only VoIP data flows and the second has VoIP and BE data flows. We measured the packet loss and the delays of VoIP calls and evaluated the MOS (Mean Opinion Score) measure indicating the user's satisfaction. In the first scenario, without CAC-RM, when the number of VoIP calls increases, their quality are decreased (indicated by the MOS value measured). Using the proposed calls admission control some calls were rejected and the gains is about 70% in the MOS value measured. Besides there was a reduction up to 82% and 96%, respectively, in packets losses and delays. In the second variation the proposed CAC to avoid reduction to about 29% of VoIP with quality over 3.5, and reduces too the damage the packet VoIP losses upon 86 %.

In other scenario using multiple hops, we used VoIP traffic and hop count, ETX and ML metrics. When the network is saturated, there are no calls with enough VoIP quality. But it's possible to get satisfactory VoIP calls rejecting some calls as done by the proposed CAC. This gives a gain of MOS and reduces to 75 % the packet loss.

In both scenarios, the proposed VoIP call admission control has proved efficient avoiding admission of new VoIP calls would degrade the quality of already established connections and ensuring that BE traffic does not damage VoIP packets on the wireless mesh network.

Key-words: Admission control, VoIP, *mesh*, 802.11, MOS, intra-flow interference, prioritization, delay.

Sumário

Lista de Figuras

Lista de Tabelas

1	Introdução	13
1.1	Objetivos	14
1.2	Organização	15
2	Referencial teórico	17
2.1	Especificação do padrão IEEE 802.11	17
2.1.1	Camada de acesso ao meio	18
2.1.2	Interferência entre os nós	20
2.1.3	Camada física do protocolo IEEE 802.11	22
2.2	Voz sobre IP	23
2.2.1	Modelo E	24
2.3	Roteamento em redes <i>mesh</i> sem fio	26
2.3.1	Protocolo pró-ativo OLSR	27
2.3.2	Métricas de roteamento	30
2.4	Trabalhos relacionados	33
3	Controle de admissão proposto	38
3.1	Estimativa baseada no tempo de ocupação do canal	39
3.1.1	Abordagem usada para o cálculo da interferência intra-fluxo	41

3.1.2	Detalhamento do controle de admissão proposto	42
4	Simulações e análise dos resultados	48
4.1	Modelo de propagação	49
4.2	Considerações sobre os cenários de simulação	50
4.3	Fase de simulação usando o cenário A	53
4.3.1	Cenário A somente com tráfego VoIP	54
4.3.2	Cenário A com tráfego VoIP e BE	57
4.4	Fase de simulação usando o cenário B	64
5	Conclusões e trabalhos futuros	71
5.1	Trabalhos futuros	74
5.2	Dificuldades encontradas	75
	Referências Bibliográficas	76

Lista de Figuras

2.1	Funcionamento básico do protocolo padrão IEEE 802.11.	19
2.2	Interferência entre nós.	21
2.3	Interferencia intra-fluxo.	22
2.4	Camada Física do protocolo IEEE 802.11.	22
2.5	Cabeçalho do pacote de controle OLSR.	28
2.6	Cabeçalho HELLO	29
2.7	Conjunto MPR	29
2.8	Mensagem de controle TC	30
3.1	Novo formato da mensagem HELLO	43
3.2	Novo formato da mensagem TC	44
4.1	MOS das chamadas VoIP em rede IEEE 802.11g com preâmbulo curto e longo	52
4.2	Atraso das chamadas VoIP em rede IEEE 802.11g com preâmbulo curto e longo	52
4.3	Perda das chamadas VoIP em rede IEEE 802.11g com preâmbulo curto e longo	53
4.4	Cenário A: Nós vizinhos	54
4.5	Qualidade MOS das chamadas	55
4.6	Atraso das chamadas.	56
4.7	Perda de pacotes.	57
4.8	MOS com tráfego VOIP e BE.	58
4.9	Perda de pacotes com tráfego VoIP e BE.	59
4.10	Atraso com tráfego VoIP e BE.	60
4.11	MOS para VoIP e BE em nós distintos.	61
4.12	Atraso para VoIP e BE em nós distintos.	63

4.13	Perda de pacotes para VoIP e BE em nós distintos.	63
4.14	Qualidade MOS para 60 chamadas com 2 saltos	65
4.15	Perda de pacotes 60 chamadas com 2 saltos	66
4.16	Atraso para 60 chamadas com 2 saltos	67
4.17	MOS para 40 chamadas com 3 saltos	68
4.18	Perda de pacotes para 40 chamadas com 3 saltos	69
4.19	Atraso para 40 chamadas com 3 saltos	69

Lista de Tabelas

2.1	Família IEEE 802.11	22
2.2	Atrasos da voz e implicações	24
2.3	Níveis de qualidade da fala	26
3.1	Parâmetros do protocolo IEEE 802.11b	40
3.2	Parâmetros do protocolo IEEE 802.11g	41
3.3	Reserva de recursos	45
3.4	Tabela de roteamento modificada	45
4.1	Modelagem do ambiente	49
4.2	Parâmetros do tráfego VoIP	50
4.3	Parâmetros da camada física no NS-2	51
4.4	Ambiente de simulação	54
4.5	Fase1 - Chamadas rejeitadas	56
4.6	Parâmetros do tráfego BE	58
4.7	Quantidade máxima de chamadas com MOS aceitável	65
4.8	Fase2 - Chamadas rejeitadas - 2 saltos	66
4.9	Fase2 - Chamadas rejeitadas - 3 saltos	68

1 Introdução

Não só as redes cabeadas de comunicação de dados, mas as redes de comunicação sem fio têm sido demandadas para serviços de compartilhamento de dados e aplicações multimídia. Um exemplo atual da utilização de redes sem fio é a expansão das redes de campus universitários aos usuários que estão em suas proximidades, usando o conceito de redes *mesh*, em que roteadores sem fio baseados no protocolo IEEE 802.11 comunicam-se entre si usando múltiplos saltos para encaminhar mensagens em modo *ad hoc* (AGUAYO *et al.*, 2004), (VMESH, 2005), (REMESH, 2007). De acordo com (WEI *et al.*, 2006), uma rede *mesh* sem fio possui cobertura mais extensa, a manutenção é simples, é fácil de instalar e expandir, além de ser tolerante a falhas nos nós.

O ambiente sem fio possui peculiaridades que o torna mais restritivo ao uso de aplicações que precisam de reprodução contínua e em tempo real, como é o caso da transmissão de voz e vídeo. Entre essas peculiaridades, pode-se citar a mobilidade dos nós, a alta taxa de erro do canal e as perdas de conexão (MOHAPATRA; LI; GUI, 2003), que afetam diretamente a qualidade das transmissões multimídias. Além disso, quando a rede está próxima ao limite de sua capacidade de transmissão, a disputa pelo acesso ao meio sem fio aumenta o atraso e pode causar descarte de pacotes (WEI *et al.*, 2006).

A utilização de redes *mesh* sem fio acrescenta outros desafios às aplicações que realizam transmissão em tempo real, pois nessas redes é possível rotear dados por vários caminhos distintos, com diferentes disponibilidades de recursos e é possível obter maior alcance para o encaminhamento da informação. Desse modo, para obter qualidade de serviço aceitável para as aplicações multimídias é necessário atender a critérios como baixa latência, pouca variação de atraso (*jitter*), largura de banda disponível e pouca perda de pacotes (FARKAS *et al.*, 2006).

É possível trabalhar aspectos da rede, em busca de um melhor desempenho para tráfegos que possuam requisitos mais rígidos de qualidade. Entre as abordagens empregadas para prover qualidade de serviço estão o uso de protocolos e métricas de roteamento orientados a critérios de qualidade, a realização de mudanças na camada MAC (*Media Access Control*) para promover acesso diferenciado ao meio sem fio, a promoção de reserva de recursos, a priorização do tráfego

de pacotes e o emprego de técnicas de controle de admissão de fluxo.

Realizar mudanças no modo como o meio sem fio é acessado, pode tornar os dispositivos incompatíveis com o padrão IEEE 802.11 e demandar modificações no *hardware*. Por isso, dentre as abordagens citadas para prover qualidade de serviço, esta certamente é a mais radical e a menos empregada e, portanto, as demais são mais utilizadas em redes *mesh* sem fio (AGUAYO *et al.*, 2004), (VMESH, 2005) e (REMESH, 2007).

Dentre as as considerações iniciais realizadas, um dos caminhos que se mostrou mais promissor para trabalho foi o controle de admissão, pois, de acordo com (GARG; KAPPES, 2003) e (WEI *et al.*, 2006), é possível obter tráfego multimídia com qualidade aceitável desde que o meio sem fio não esteja congestionado. O controle de admissão é utilizado para prevenir que novos fluxos de dados consumam excessivamente recursos da rede e causem degradação nos fluxos já estabelecidos.

Esta abordagem, combinada a um protocolo de roteamento, pode trazer benefícios diretos às aplicações sensíveis às mudanças de condições da rede, como é o caso das aplicações multimídia de tempo real, pois conforme HANZO e TAFAZOLLI (2007), um protocolo de roteamento só deve aceitar um fluxo se a rede for capaz de oferecer a garantia mínima necessária para que haja qualidade do serviço, pois, para o usuário, é mais importante que a qualidade seja mantida ao longo de uma sessão, que ter o fluxo aceito inicialmente e passar por diversas interrupções na transmissão. Desse modo, tratar da admissão do fluxo torna-se uma questão importante quando se deseja realizar múltiplas chamadas simultâneas.

Segundo (HAERRI; FILALI; BONNET, 2006) e (HSU *et al.*, 2003), o protocolo de roteamento OLSR obteve melhor desempenho em redes *ad hoc* com alta densidade de nós e com baixo grau de mobilidade, quando comparado ao protocolo reativo AODV. O protocolo OLSR já é utilizado em projetos de implantação de redes *mesh* sem fio (VMESH, 2005), (REMESH, 2007), e também foi definido como o protocolo de roteamento ao qual o controle de admissão proposto será integrado.

1.1 Objetivos

Nosso objetivo principal está voltado para a investigação e desenvolvimento de um controle de admissão para chamadas VoIP (*Voice over IP*) que realize reserva de recurso, controle o envio de fluxos que não necessitam de requisitos de QoS (denominado BE, *Best Effort*), priorize o envio e recebimento de pacotes VoIP e que possa atuar integrado ao protocolo pró-ativo OLSR (JACQUET *et al.*, 2001) para manter a qualidade das chamadas VoIP estabelecidas, usando

as mensagens já definidas por esse protocolo. Desse modo, espera-se que o protocolo OLSR construa a tabela de roteamento, mas que o fluxo VoIP só seja admitido na rede se houver disponibilidade de recurso nos nós.

Para isso, a estratégia a ser adotada consiste em se estimar a taxa de ocupação do meio com transmissão, recepção e detecção de fluxos VoIP e BE em cada nó da rede. A partir disso, será possível calcular a viabilidade de se aceitar novas chamadas de voz sem o comprometimento da qualidade das chamadas em andamento, evitando-se, também, o desperdício de recursos com chamadas de baixa qualidade. Além disso, a transmissão dos fluxos que não possuam requisitos de qualidade será regulada para prevenir a degradação das chamadas VoIP por causa da disputa de acesso ao meio sem fio.

A proposta visa integrar o controle de admissão ao protocolo OLSR. Portanto, as mensagens de controle desse protocolo serão modificadas de modo que cada nó da rede possa informar aos demais nós da rede sobre o tempo de ocupação do meio com o tráfego VoIP e BE. Essa informação, dentre outras que serão detalhadas ao longo do trabalho, será usada para decidir se uma chamada será aceita ou recusada.

Em uma rede sem fio os nós compartilham o acesso ao meio e, assim, causam interferência entre si. Portanto, quando um nó transmite dados todos os seus nós vizinhos detectam essa transmissão. O mecanismo de controle de admissão proposto procurará estimar o impacto dessa interferência e também usará essa informação para decidir se uma chamada será aceita ou recusada.

O controle de admissão proposto será avaliado por meio de simulações, em que o cenário considerado é o de um *backbone* fixo e sem fio, com protocolo de comunicação IEEE 802.11g, em que cada nó da rede possui condições de estimar a disponibilidade de seus recursos, considerando a atividade de seus vizinhos. Os resultados obtidos serão comparados a um cenário que não possua nenhum mecanismo de controle de admissão para o tráfego de voz e nem ajuste da transmissão de fluxos sem requisitos de qualidade.

1.2 Organização

Este trabalho está organizado da seguinte maneira:

No capítulo 2 está disposta uma revisão dos conceitos teóricos que serão necessários para o desenvolvimento do trabalho. Portanto, serão abordados o funcionamento do protocolo de comunicação IEEE 802.11 destacando-se entre outras, a seção sobre detecção da portadora que

será muito citada no decorrer do trabalho; os requisitos para uma transmissão VoIP com qualidade, assim como o modelo empregado para realizar essa avaliação e o modo de roteamento das redes *mesh* sem fio, ressaltando o funcionamento do protocolo OLSR e das métricas contagem de salto, ETX e ML; também serão abordados trabalhos relacionados com a pesquisa sobre controle de admissão em redes sem fio que utilizam os protocolos da especificação IEEE 802.11.

O capítulo 3 trata da descrição do controle de admissão proposto, citando a escolha do método de estimativa de recursos e do cálculo da contenção entre os nós, além do detalhamento sobre as modificações feitas nas mensagens de controle do protocolo OLSR.

No capítulo 4 é apresentada a metodologia usada para avaliar o controle de admissão em ambiente simulado, bem como os resultados obtidos, seguidos da análise e discussão dos resultados apresentados. Por fim, o capítulo 5 traz as conclusões deste trabalho, e propõe extensões a serem abordadas em futuros trabalhos.

2 Referencial teórico

O controle de admissão proposto no capítulo 3, visa trabalhar num ambiente de redes de arquitetura *mesh*, sob o protocolo de comunicação da especificação IEEE 802.11, mais especificamente o padrão IEEE 802.11g. Dentro desse ambiente, buscaremos melhorias de QoS. Assim, explanaremos brevemente nas próximas seções, assuntos relacionados ao nosso trabalho. Na seção 2.1 será abordado o funcionamento do protocolo IEEE 802.11. Na seção 2.2 serão estudados os requisitos para uma transmissão VoIP com qualidade, assim como o modelo empregado para realizar essa avaliação. Na seção 2.3 serão descritas as características das redes *mesh* e do roteamento empregado em alguns projetos de implantação dessas redes, ressaltando o funcionamento do protocolo OLSR e da métrica contagem de salto, ETX e ML.

2.1 Especificação do padrão IEEE 802.11

Uma rede que utiliza a especificação IEEE 802.11 é constituída por um agrupamento de estações que se intercomunicam dentro de uma área denominada BSS (*Basic Service Set*). A comunicação entre as estações desse agrupamento pode ocorrer de modo infra-estruturado ou independente.

Em uma rede infra-estruturada a comunicação entre as estações ocorre através de um dispositivo centralizador denominado de ponto de acesso, que gerencia toda a comunicação dentro de uma BSS. Deste modo, quando uma estação precisar comunicar-se com outra, deve enviar os dados para o ponto de acesso e este fará o encaminhamento para a estação destino. Portanto, toda a estação deverá associar-se a pelo menos um ponto de acesso para obter os recursos de uma rede.

Em uma rede sem fio não-estruturada, denominada *ad hoc*, as estações comunicam-se entre si, sem a necessidade de associar-se a um ponto central de controle. Caso haja a necessidade de uma estação comunicar-se com outra que esteja fora do seu alcance direto, estações intermediárias poderão ser usadas pois possuem capacidade de rotear dados, aumentando a complexidade

da comunicação.

Embora o alcance entre nós possa ser feito através de estações intermediárias, é importante ressaltar que a complexidade da comunicação aumenta, pois o nó necessitará utilizar um protocolo de roteamento para selecionar o caminho mais adequado para trafegar os dados. Além disso, o processamento dos pacotes em cada roteador acrescenta atrasos, que podem prejudicar o desempenho das aplicações multimídias.

Outro fator que causa degradação da rede *ad hoc* com múltiplos saltos é a interferência que a comunicação entre dois nós causa a outros nós da rede, pois o acesso ao meio é compartilhado. Neste trabalho abordaremos o uso da arquitetura de redes *mesh*, que, por definição, funcionam em modo *ad hoc*. A interferência entre nós será abordada na seção 2.1.2.

2.1.1 Camada de acesso ao meio

O protocolo de comunicação padrão IEEE 802.11 utiliza o mecanismo CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*) para controlar o acesso ao meio compartilhado, realizando a detecção da portadora e prevenindo contra colisão. Quanto maior a taxa de colisão em uma rede sem fio, mais o tráfego multimídia será prejudicado por causa da perda de pacotes.

Existem dois métodos de acesso ao meio sem fio definidos pelo padrão IEEE 802.11 e detalhados em (CERVEIRA, 2007): O primeiro método é denominado Função de Coordenação Distribuída (*Distributed Coordination Function - DCF*); o segundo é denominado Função de Coordenação em um Ponto (*Point Coordination Function - PCF*), é opcional e centralizado, podendo ser utilizado apenas em redes infra-estruturadas. Como o foco deste trabalho está nas redes *mesh*, delimitaremos nossa explanação ao método DCF, no decorrer desta seção.

O controle do acesso ao meio, que o mecanismo CSMA/CA realiza, pode ocorrer tanto a partir da detecção física de atividade no canal sem fio, causada pelos nós da rede, quanto no modo virtual, em que a sub-camada MAC atualiza o valor do Vetor de Alocação de Rede (*Network Allocation Vector - NAV*), que passa a indicar a previsão de ocupação do nó, a partir das informações de duração de transmissão contidas nos quadros de dados e nos quadros de controle RTS (*Request to send*) e CTS (*Clear to send*).

Os quadros RTS e CTS, quando acionados, são enviados antes da troca efetiva de dados entre dois nós da rede. O uso desses quadros objetiva realizar reserva do meio sem fio, para evitar colisão de pacotes. A desvantagem desse mecanismo é que a vazão da rede sofre diminuição devido ao envio desses pacotes de controle a cada pacote de dados enviados, por isso, não é

indicado em redes que trafegam constantemente pacotes de tamanho pequeno, como os de voz. Por esse motivo, o uso de pacotes RTC/CTS não entrará no cálculo que irá estimar o tempo de ocupação dos nós a ser tratado no capítulo 3.

Função de coordenação distribuída

Quando uma estação necessita enviar um dado usando o CSMA/CA, ela deve verificar antes se o enlace de dados está livre, de modo que a prioridade no acesso ao meio sem fio seja controlada através do uso obrigatório de intervalos de tempo entre os quadros de dados e controle.

A figura 2.1, extraída de (DUNCAN, 2006), apresenta a ilustração do funcionamento do método de acesso usado no padrão IEEE 802.11. O método DCF (*Distributed Coordination Function*) define dois tipos de intervalos de controle: O SIFS (*Short Interframe Space*) que objetiva oferecer maior prioridade de acesso ao meio; e o DIFS (*Distributed inter frame space*), usado para transmissão de dados e gerenciamento sem prioridade. Os quadros de reconhecimento ACK (*Acknowledgment*) possuem prioridade de transmissão e, portanto, utilizam o intervalo SIFS.

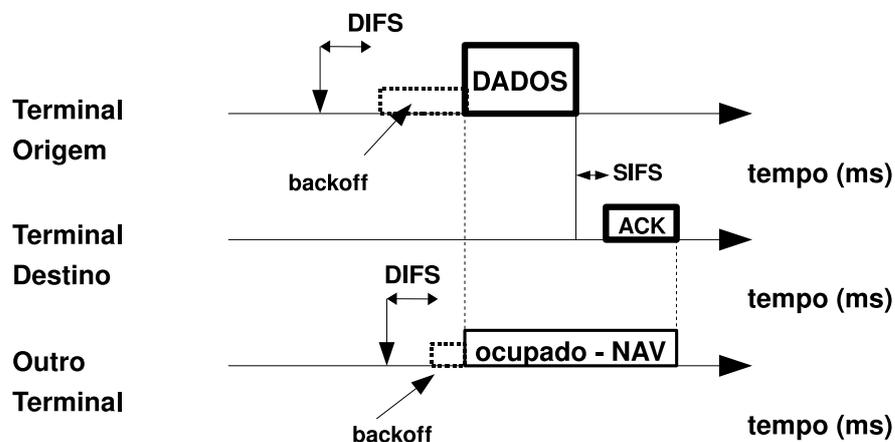


Figura 2.1: Funcionamento básico do protocolo padrão IEEE 802.11.

Antes de transmitir dados, uma estação deve esperar por um intervalo de tempo DIFS mais um tempo aleatório (*backoff*) para tentar evitar colisões, conforme está ilustrado na figura 2.1.

O DCF adota um *backoff* exponencial, de modo que, a cada transmissão de pacote, o tempo de *backoff* é escolhido uniformemente dentro do intervalo $[0, CW - 1]$, onde CW representa o tamanho da janela de contenção, e seu valor depende do número de transmissões sem sucesso do pacote em questão. Na primeira tentativa de transmissão é atribuído a CW um valor mínimo

CW_{min} para a janela de contenção. Após a falha de cada tentativa de transmissão, CW é dobrado até o valor máximo da janela de contenção CW_{max} . A equação a seguir mostra como gerar o valor de *backoff* (DUNCAN, 2006):

$$backoff = random() * slot, \quad (2.1)$$

onde *slot* é a segmentação do tempo, de modo que uma estação só transmita no início de cada segmento, cuja duração deverá ser suficiente para que todas os nós detectem uma transmissão de outro nó da rede e *random()* é uma função utiliza o intervalo $[0, CW]$, em que $CW_{min} \leq CW \leq CW_{max}$ (DUNCAN, 2006).

Uma estação não tem como detectar, durante a transmissão, se houve ou não uma colisão. Por isso, um quadro ACK é transmitido pela estação de destino sempre que um pacote for recebido sem erros. O envio do pacote ACK após o intervalo SIFS foi ilustrado na figura 2.1.

2.1.2 Interferência entre os nós

A camada de enlace de toda a especificação do protocolo IEEE 802.11 usa a detecção da portadora como meio para evitar colisão (protocolo CSMA/CA) e, conseqüentemente, a degradação da comunicação. No entanto, nem sempre o CSMA/CA consegue evitar problemas no acesso ao meio, pois o alcance de transmissão (alcance-TX) de um nó é menor que o alcance de detecção da portadora (alcance-CS). Assim, mesmo que dois nós não se alcancem diretamente, poderão disputar o acesso ao meio.

Em situações que se faz necessário estimar o uso da banda de um nó sem fio, os recursos de todos os nós que estão dentro do seu alcance-CS deverão ser mensurados. O trabalho apresentado em (YANG; KRAVETS, 2005) considera, não apenas os recursos locais de cada nó em relação aos seus vizinhos imediatos (vizinhos de um salto), mas os recursos de todos os nós que estão dentro do alcance de sua portadora (alcance-CS). Cada nó monitora passivamente o canal para determinar o seu grau de ocupação.

A figura 2.2 foi usada em (YANG; KRAVETS, 2005) para ilustrar a interferência causada entre os nós que estão no mesmo alcance-CS. Foi usado um cenário com seis nós transferindo dados a uma taxa de 2Mbps, com 250 metros para alcance de transmissão e 550 metros para alcance de detecção. Desse modo, o nó A consegue se comunicar diretamente com o nó C pois ele está dentro do seu alcance-TX. Já o nó E está apenas ao alcance-CS de C.

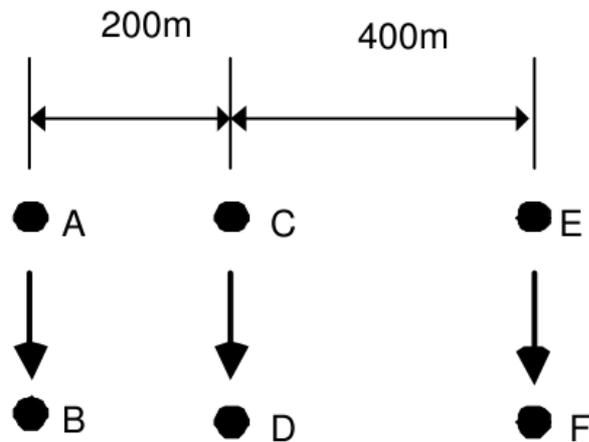


Figura 2.2: Interferência entre nós.

De acordo com (YANG; KRAVETS, 2005), quando o fluxo de dados do nó A para o nó B se inicia, a banda disponível fica em 1.07 Mbps para o nó A e seu vizinho C. Após um intervalo de tempo T, o fluxo de dados do nó C para o nó D é iniciado e a banda disponível nos nós A e C é de 0.14 Mbps, e o nó E é afetado, pois sua banda disponível fica em 1.07 Mbps. Em seguida, o fluxo entre os nós E e F é iniciado e não afeta o fluxo existente entre os nós A e B, porque o nó E está fora do alcance-CS do nó A; no entanto, o nó C compartilha recursos com o nó E e, por isso, o fluxo de dados entre os nós C e D sofre uma degradação, pois, neste momento, a rede apresenta saturação no nó C.

Em (RENESE *et al.*, 2004) e (YANG; KRAVETS, 2005) é demonstrado que a interferência entre os nós se acentua quando eles fazem parte de uma mesma rota de transmissão de dados. Esse tipo de situação é conhecida como interferência intra-fluxo, e os nós envolvidos passarão por redução na banda disponível. A figura 2.3 ilustra uma situação na qual ocorre a contenção intra-fluxo (YANG; KRAVETS, 2005). As linhas pontilhadas indicam o alcance-CS dos nós A e D; enquanto que as linhas cheias indicam o alcance-TX de todos os nós.

Em redes de múltiplos saltos o fator de interferência intra-fluxo reduz a quantidade de dados que podem ser transmitidos a cada salto, pois, de acordo com a figura 2.3, quando o nó A estiver transmitindo dados, nem o nó B e o nó C deverão transmitir porque haverá colisão dos quadros, e o mesmo ocorre para os casos em que B ou C transmita dados. Para as nossas pesquisas, isso implica na redução do número de chamadas VoIP, conforme o número de saltos definidos pelo protocolo de roteamento, ou na degradação da qualidade dessas chamadas. No capítulo 4 mostraremos os resultados obtidos a partir de simulações em redes onde todos os nós são vizinhos ou precisam de múltiplos saltos para se alcançarem.

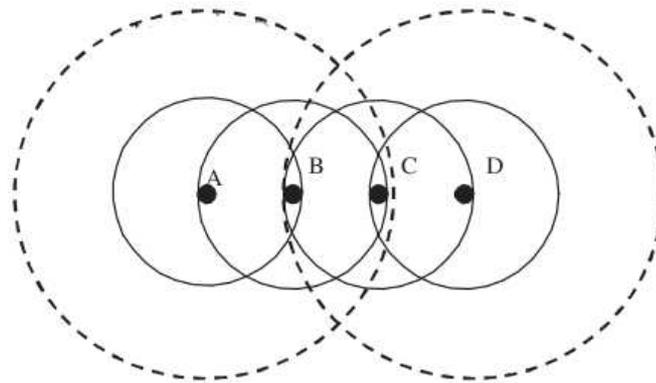


Figura 2.3: Interferência intra-fluxo.

2.1.3 Camada física do protocolo IEEE 802.11

A camada física, ilustrada na figura 2.4, está dividida em duas sub-camadas (GAST, 2002): Sub-camada PLCP (*Physical Layer Convergence Procedure*) que especifica o método de mapeamento das unidades de dados do protocolo da sub-camada MAC (MPDUs), no formato de quadro adequado à sub-camada PDM (*Physical medium dependent*) utilizada; e PDM (*Physical medium dependent*) que lida com as características do meio sem fio e define os métodos de transmissão e recepção através deste meio.

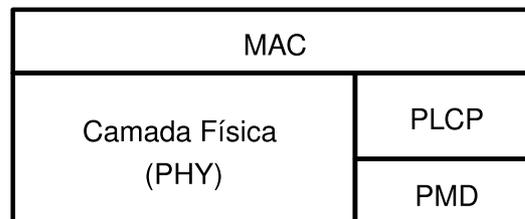


Figura 2.4: Camada Física do protocolo IEEE 802.11.

A especificação do protocolo de comunicação IEEE 802.11 possui os padrões IEEE 802.11a, IEEE 802.11b ou IEEE 802.11g de rede sem fio com variações na camada física. De modo geral, a diferença está na velocidade de transmissão dos dados e na faixa de frequência utilizada. Na tabela 2.1 estão descritas as principais características de cada padrão. Em (DUNCAN, 2006) podem ser encontrados maiores detalhes sobre cada família do padrão IEEE 802.11.

Tabela 2.1: Família IEEE 802.11

Parâmetro	802.11b	802.11g	802.11a
Frequência de operação	2.4 GHz	2.4 GHz	5.0 GHz
Taxa máx. de transmissão	11 MB	54 MB	54 MB

A camada física do protocolo de comunicação IEEE 802.11 recebe o quadro enviado pela

camada MAC e faz o mapeamento para um formato adequado à transmissão da informação entre as estações da rede, de acordo com o PDM adequado. Para isso, são anexados o preâmbulo e o cabeçalho da PLCP, os quais influenciam no tempo que um quadro leva para ser transmitido em uma rede sem fio e, portanto, fazem parte do cálculo do tempo de ocupação do nó que será tratado no capítulo 3.

A camada física pode operar utilizando dois tipos de preâmbulos e cabeçalhos: o preâmbulo e cabeçalho longos que são obrigatórios em toda especificação da família IEEE 802.11; e o preâmbulo e cabeçalho curtos que são opcionais e projetados para aplicações que exijam alta vazão e não necessitam de compatibilidade com equipamentos antigos.

Em redes que trabalham com a especificação IEEE 802.11, um quadro pronto para transmissão possui 144 bits de preâmbulo longo ou 72 bits de preâmbulo curto e 48 bits de cabeçalho da camada física. Conforme (AUGUSTO; CERVEIRA; REZENDE, 2005), se for usada a família IEEE 802.11b com taxa básica de 1Mbps, serão necessários $192 \mu s$ para transmitir o preâmbulo e cabeçalho de cada pacote. Já as redes que trabalham com o padrão IEEE 802.11g e não são compatíveis com versões anteriores desse protocolo, conseguirão obter maior vazão na rede se utilizarem o preâmbulo e cabeçalho com tamanhos reduzidos, com taxa básica de transmissão fixada em 6Mbps. Por essa razão, será usado neste trabalho a especificação IEEE 802.11g com preâmbulo curtos. Os demais parâmetros utilizados no controle de admissão proposto, serão discutidos no capítulo 3.

2.2 Voz sobre IP

Voz sobre IP (VoIP – *Voice over IP*) é a tecnologia que possibilita, em tempo real, a digitalização e codificação da voz e seu transporte em pacotes de dados por uma rede IP (*Internet Protocol*). Esses pacotes são compostos pela carga útil, que é a voz convertida para a forma binária, e por cabeçalhos de controle.

Conforme (PASSITO *et al.*, 2004), para que haja uma transmissão VoIP em uma rede IP é necessário o uso dos protocolos de transporte UDP e RTP (*Real Time Transport Protocol*), além do protocolo IP na camada de rede e do protocolo da camada de enlace. Todos esses protocolos acrescentam informações de controle ao pacote de voz, aumentando seu tamanho e desperdiçando recursos da rede. Considerando que um pacote de voz possua 20 bytes de dados de voz (*payload*), serão acrescentados mais 8 bytes pelo protocolo RTP, 12 bytes pelo UDP e 20 bytes pelo IP, além do acréscimo da camada de enlace e física.

Uma aplicação VoIP transfere dados em tempo real. No entanto, o modelo de redes TCP/IP

(KUROSE; ROSS, 2006) trabalha com um nível de qualidade de serviço definido de melhor esforço, no qual não há compromisso com o tempo de atraso fim-a-fim¹ na entrega do pacote, nem com a variação desse atraso, tampouco com a entrega final desse pacote VoIP. Porém, tais questões são essenciais para realizar uma transmissão de voz com qualidade.

A tabela 2.2 (G.114, 1993) apresenta os valores de tolerância ao atraso fim-a-fim e sua implicação na aplicação de voz.

Tabela 2.2: Atrasos da voz e implicações

Atraso da voz	Tolerância
até 150 ms	Aceitável com boa interatividade
150ms – 400ms	Aceitável, mas o usuário já percebe alguma perda de interatividade
acima de 400ms	Inaceitável. Perda de interatividade

Neste trabalho será simulado o uso de redes sem fio, cujas estações disputam o acesso ao meio, ou seja, quando uma estação está transmitindo, as demais deverão esperar até que o meio esteja livre. Em redes congestionadas ou muito concorridas, o atraso aumenta devido a disputa pelo acesso ao meio, o que pode ocasionar descarte de pacotes VoIP na camada MAC e prejudicar as chamadas VoIP.

Outra restrição é quanto à largura de banda, que deve ser o suficiente para evitar congestionamentos que degradam o desempenho da voz (KUROSE; ROSS, 2006). Conforme (CARVALHO, 2004), a perda de pacotes afeta o desempenho da conversa, mas é relevada quando não ocorre com frequência, ou se mantém abaixo do limite tolerável pelo codificador/decodificador utilizado para a voz, e não deve ultrapassar o valor de 5% dos pacotes enviados, embora esse valor possa variar de acordo com o tipo de codificador/decodificador utilizado.

A variação entre o atraso fim-a-fim dos pacotes, conhecido como *jitter*, também degrada a qualidade da voz transmitida, pois prejudica a reconstrução dos pacotes, alterando a periodicidade original da fala. De acordo com (CARVALHO, 2004), essa diferença ocorre devido ao tempo que cada pacote passa nas filas dos roteadores, e aumenta a medida que a carga na rede se eleva. Para controlar este problema são utilizados *buffers* no receptor para armazenamento da voz antes de sua reprodução (KOS; KLEPEC; TOMAZIE, 2002).

2.2.1 Modelo E

Uma transmissão VoIP precisa que requisitos em relação ao *jitter*, perda de pacotes e atraso fim-a-fim, sejam atendidos para manter uma boa interação entre seus usuários. Desse modo,

¹Atraso fim-a-fim é a soma dos tempos de codificação e decodificação da voz, de geração do pacote IP, de propagação desse pacote, e do tempo de espera desse pacote em filas dos roteadores.

para projetar, testar, manter e expandir redes com capacidade para transmissões VoIP é necessário utilizar dispositivos que possam medir a qualidade da fala.

Em (CARVALHO, 2004) é descrito detalhadamente o funcionamento do Método Subjetivo e dos Métodos Objetivos. De modo geral, o Método Subjetivo baseia-se em uma escala de opinião dada por um grupo de ouvintes, enquanto os Métodos Objetivos estimam o resultado dos ouvintes a partir do conhecimento sobre o sistema auditivo humano ou através de parâmetros relacionados com perda de sinais, atrasos, ruídos do ambiente, entre outros.

O Modelo E, padronizado pela União Internacional de Telecomunicações (ITU), utilizado neste trabalho para tratar o questão da qualidade de voz, implementa um mecanismo objetivo baseado na soma de termos que representam distorções na qualidade da fala, tais como: atrasos de transmissão, eco, distorções introduzidas pelos equipamentos utilizados, entre outros.

O resultado do Modelo E é o fator escalar R , mapeável para a escala de pontuação subjetiva que utiliza a Pontuação de Opinião Média, denominado como MOS, em que os ouvintes atribuem uma pontuação de 1 (pobre) a 5 (excelente) à qualidade da fala reproduzida pelo sistema de comunicação em teste (CARVALHO, 2004).

Este fator R é obtido a partir da fórmula a seguir:

$$R = R_o - I_s - I_d - I_e + A, \quad (2.2)$$

onde R_o representa os efeitos da relação sinal-ruído; I_s representa as perdas simultâneas ao sinal de voz; I_d representa as perdas associadas ao atraso fim-a-fim; I_e representa as perdas associadas ao equipamento utilizado; e A corresponde ao fator de vantagem, ou fator de expectativa. Em (CARVALHO *et al.*, 2005) podem ser encontrados maiores detalhes sobre o significado de cada parâmetro.

Na tabela 2.3 (CARVALHO *et al.*, 2005) estão relacionados os valores mapeáveis entre o fator R e a escala MOS. Por esta tabela, podemos perceber que esse relacionamento direto possibilita que o Modelo E seja usado para aferir a qualidade da fala sem que um ouvinte a pontue diretamente.

A indicação da qualidade da chamada VoIP, exibida na tabela 2.3 e baseada na relação entre o fator R e a escala de MOS, pode ser flexibilizada. Em (KASHYAP *et al.*, 2007), considera-se chamadas com qualidade aceitável as que também apresentam o fator R entre 60 e 70, ou seja, com MOS entre 3.1 e 3.6.

Tabela 2.3: Níveis de qualidade da fala

Fator R	MOS	Satisfação do usuários
$90 \leq R < 100$	4,34 – 4,50	Muito satisfeitos
$80 \leq R < 90$	4,03 – 4,34	Satisfeitos
$70 \leq R < 80$	3,60 – 4,03	Alguns insatisfeitos
$60 \leq R < 70$	3,10 – 3,60	Muitos insatisfeitos
$0 \leq R < 60$	1,00 – 3,10	Quase todos insatisfeitos

2.3 Roteamento em redes *mesh* sem fio

Segundo (AKYILDIZ; WANG; WANG, 2005), redes *mesh* sem fio são redes que possuem clientes, móveis ou estacionários, e roteadores *mesh*, em que os roteadores possuem baixíssima mobilidade ou são fixos e formam o núcleo principal da rede (*backbone*). Os roteadores ficam dispostos em modo *ad hoc* e não possuem limitações de processamento e de energia elétrica como as existentes em uma rede puramente *ad hoc*, além disso, os clientes *mesh* não precisam ter a função de roteamento.

Os roteadores *mesh* podem possuir funções adicionais que permitam a integração entre redes de diferentes tecnologias, como por exemplo, rede celular, rede de sensores, redes baseadas no protocolo IEEE 802.11 de diferentes famílias, entre outras. Em nossas pesquisas, nos delimitamos ao uso de redes *mesh* com o protocolo de comunicação da especificação IEEE 802.11g, que atualmente também é a especificação usada no projeto ReMesh (REMESH, 2007).

Os protocolos de roteamento desenvolvidos para as redes *ad hoc* convencionais podem ser aplicados às redes *mesh* sem fio (AKYILDIZ; WANG; WANG, 2005). A literatura apresenta vários tipos de protocolos de roteamento, como AODV (PERKINS; ROYER, 1999), DSR (JOHNSON; MALTZ; BROCH, 2001) e OLSR (JACQUET *et al.*, 2001). Eles são basicamente divididos em dois grupos: reativos e pró-ativos.

Os protocolos reativos são aqueles que iniciam a fase de descoberta de rota por demanda, ou seja, apenas quando um nó solicita um caminho para um dado destino é que a rota será procurada. Já os pró-ativos mantêm suas tabelas de rotas periodicamente atualizadas, independentemente do fato do nó estar transmitindo dados ou não.

Em (AKYILDIZ; WANG; WANG, 2005), afirma-se que embora os protocolos de roteamento desenvolvidos para redes *ad hoc* puras possam ser usados na implantação de redes *mesh*, é necessário descobrir ou aprimorar métricas de desempenho para que os protocolos se tornem mais escaláveis e consigam prover serviços em tempo real com qualidade satisfatória.

O uso de métricas de roteamento para calcular a melhor rota de acordo com o desempenho

dos enlaces, pode ser citada como uma medida para melhorar os protocolos de roteamento existentes para redes sem fio (AKYILDIZ; WANG; WANG, 2005), pois, não é suficiente selecionar apenas o caminho mais curto entre dois nós, conforme é feito pela métrica contagem de saltos, já que esse caminho pode apresentar, por exemplo, uma alta perda de pacotes. Entre as métricas que consideram a qualidade dos enlaces está a ETX (*Expected Transmission Count*), ETT (*Expected Transmission Time*) e ML (*Minimum loss*), entre outras que podem ser consultadas em (CAMPISTA *et al.*, 2008).

Estudos realizados por (HAERRI; FILALI; BONNET, 2006) e por (HSU *et al.*, 2003) verificaram que o protocolo OLSR obteve melhor desempenho, quando comparado ao AODV em redes *ad hoc* com alta densidade de nós e com baixo grau de mobilidade. Isso devido ao tratamento que o OLSR possui sobre o envio de mensagens de controle pela rede. Esse mesmo protocolo é utilizado em projetos de implantação de redes *mesh* sem fio (VMESH, 2005),(REMESH, 2007), e terá seu funcionamento descrito a seguir; assim como a forma de funcionamento das métricas de roteamento que consideram a qualidade dos enlaces.

2.3.1 Protocolo pró-ativo OLSR

O protocolo pró-ativo OLSR (JACQUET *et al.*, 2001) utiliza tabelas para armazenar informações de conectividade da rede em cada nó e assim calcular as rotas de encaminhamento de pacotes. Entre as informações armazenadas nos nós estão os nós vizinhos, vizinhos de seus vizinho (conhecidos como vizinhos a dois saltos), os nós que conseguem alcançar o maior número de vizinhos a dois saltos de um nó (MPR - *Multipoint Relaying*), além da própria tabela de roteamento.

Para coletar todas essas informações os nós devem trocar mensagens de controle periódicas. Para evitar que a rede seja inundada com essas mensagens, o OLSR usa uma técnica denominada *Multipoint Relaying* (MPR) (QAYYUM; VIENNOT; LAOUITI, 2002), que busca otimizar o uso de mensagens broadcast e retransmissões entre os nós, a partir da escolha de alguns nós responsáveis pela retransmissão das mensagens de controle. Assim, quando um nó precisa transmitir informações de controle, seleciona apenas alguns nós vizinhos (nós MPR) para encaminhar as mensagens pela rede.

O OLSR emprega dois tipos de mensagens que são trocadas periodicamente entre seus vizinhos: HELLO e TC (*Topology Control*). A mensagem HELLO é usada para identificar se um enlace é simétrico ou não, ou seja, consegue receber e enviar mensagens; para identificar os nós vizinhos e selecionar os nós MPRs. As mensagens TC servem para informar sobre a topologia da rede e apenas os nós MPRs fazem a sua retransmissão pela rede.

O formato básico de qualquer mensagem de controle do OLSR é mostrado na Figura 2.5, cuja especificação é dada pelo campo “Tipo de Mensagem” que indica qual é a mensagem transportada em seu pacote, como por exemplo, HELLO ou TC. Maiores informações sobre cada campo do formato básico de mensagem do OLSR podem ser obtidas em (CLAUSEN; JACQUET, 2003).

Tamanho do pacote		Número de sequencia
Tipo de mensagem	Tempo Validade	Tamanho da mensagem
Endereço do originador		
TTL da msg	Cont. de salto	Número de sequencia da msg
MENSAGEM		
Tipo de mensagem	Tempo Validade	Tamanho da mensagem
Endereço do originador		
TTL da msg.	Cont. de salto	Número de sequencia da msg
MENSAGEM		

Figura 2.5: Cabeçalho do pacote de controle OLSR.

A figura 2.6, extraída de (CLAUSEN; JACQUET, 2003), ilustra a estrutura de uma mensagem HELLO. Pode-se destacar o campo “*Willingness*” que indica se o nó pode encaminhar pacotes pela rede e os campos “Endereço da Interface do Nó Vizinho” que indica quais são seus nós vizinhos. Esse último campo será utilizado para efetuar o cálculo dos nós MPR. Maiores informações sobre cada campo podem ser obtidas em (CLAUSEN; JACQUET, 2003).

De acordo com (CLAUSEN; JACQUET, 2003), o conjunto MPRs é selecionado de forma que ele possa cobrir todos os nós que estejam a dois saltos de distância do nó atual, que tenham comunicação simétrica com cada um dos nós que estão a um nó de distância deste nó e que estejam assinalados como aptos a encaminhar pacotes. A sinalização é feita a partir do campo *willigness* da mensagem HELLO.

A figura 2.7 ilustra uma rede cujo nó A possui o conjunto $B, C, D, E, F, G, H, I, J, K, L, M, N$ como vizinhos, mas somente os nós B, C, K, N formam o conjunto MPR que poderá reencaminhar as mensagens de controle ao longo da rede.

Reservado		Tempo HELLO	Willigness
Código enlace	Reservado	tamanho da mensagem de enlace	
Endereço da interface do nós vizinho			
Endereço da interface do nós vizinho			
...			
Código enlace	Reservado	tamanho da mensagem de enlace	
Endereço da interface do nós vizinho			
Endereço da interface do nós vizinho			

Figura 2.6: Cabeçalho HELLO

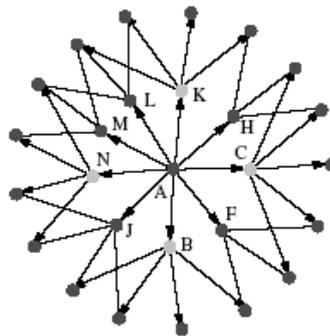


Figura 2.7: Conjunto MPR

O roteamento entre os nós é feito baseado no caminho mais curto entre o nó de origem e o destino e é computado através do Algoritmo de Dijkstra. Maiores detalhes sobre o funcionamento desse algoritmo pode ser encontrado em (KUROSE; ROSS, 2006).

Os nós que foram selecionados como MPR por qualquer outro nó divulgará essa informação usando a mensagem TC, mais especificamente o campo "Endereço principal do vizinho anunciado". A estrutura dessa mensagem está ilustrada pela figura 2.8.

As mensagens HELLO e TC descritas nesta seção, foram modificadas para tornar possível o mecanismo de decisão do controle de admissão descrito no Capítulo 3.

Número sequencia do anúncio		Reservado	
Endereço principal do vizinho anunciado			
Endereço principal do vizinho anunciado			
...			

Figura 2.8: Mensagem de controle TC

2.3.2 Métricas de roteamento

Os roteadores principais de uma rede *mesh* sem fio usam múltiplos saltos para efetuarem suas comunicações de modo similar a uma rede *ad hoc*. No entanto, de acordo com o trabalho apresentado por (CAMPISTA *et al.*, 2008), como os nós principais são estacionários, a métrica de roteamento pode analisar de modo mais eficiente a qualidade do enlace ao invés de utilizar simplesmente a contagem de saltos.

Em uma rede que trafega dados em tempo real, é importante que a qualidade do enlace seja analisada para evitar que ocorram altas perdas de pacotes e atrasos que possam prejudicar a interatividade da aplicação.

As métricas de roteamento ETX (DRAVES; PADHYE; ZILL, 2004a), ML (PASSOS *et al.*, 2006), ETT (DRAVES; PADHYE; ZILL, 2004b) e WCETT (CAMPISTA *et al.*, 2008), propostas para melhorar o roteamento em redes *mesh* sem fio, serão descritas a seguir. No capítulo 4 analisaremos os resultados obtidos com o uso do controle de admissão, a partir de simulações de chamadas VoIP, em ambiente de rede no qual todos os nós são vizinhos e, em que são necessários múltiplos saltos com o uso das métricas Contagem de salto, ETX e ML.

ETX (*Expected Transmission Count*)

A métrica ETX visa aumentar a vazão da rede a partir da seleção de rotas com o menor número previsto de transmissões, para que um pacote possa ser entregue e seu recebimento possa ser confirmado pelo destino final. Desse modo, são calculadas as taxas de recepção de pacotes nos sentidos direto e reverso do enlace.

No sentido direto, de acordo com (ESPOSITO *et al.*, 2007), são enviados os dados, e no sentido reverso são transmitidos os pacotes ACK, usados pelo protocolo IEEE 802.11 para confirmar os quadros recebidos. A taxa de recepção é calculada pela probabilidade de chegada com sucesso de um pacote no próximo nó da rota. Deste modo, a ETX é calculada pela fórmula:

$$ETX = \frac{1}{df * dr}, \quad (2.3)$$

onde, **df** e **dr** são as taxas de recepção nos sentidos direto e reverso do enlace, respectivamente. Para redes de múltiplos saltos, o ETX total é a soma dessa métrica em cada parte da rota, sendo que a melhor rota é a que apresentar menor valor total.

Ao usar a métrica ETX adaptada ao protocolo OLSR, os pacotes enviados para a sondagem do enlace são os pacotes de controle do tipo HELLO explicados na seção 2.3.1. Um é o valor ideal para a ETX encontrada em cada enlace.

De acordo com o trabalho apresentado por (CAMPISTA *et al.*, 2008), é possível que o OLSR selecione uma rota com menor valor total de ETX, mas que possua muitas perdas de pacotes, pois a mensagem HELLO é enviada na taxa básica de transmissão da camada física de uma rede sem fio. Por exemplo, em redes IEEE 802.11b, cuja transmissão atinge, no máximo, 11Mbps, a mensagem HELLO será enviada a uma taxa de 2Mbps. Além disso, o pacote de sondagem é menor que um pacote de dados, fazendo com que a ETX selecione rotas que não são indicadas para qualquer tamanho de pacote ou selecione rotas sem distinguir diferentes disponibilidades de banda.

ETT (*Expected Transmission Time*)

A métrica ETT (DRAVES; PADHYE; ZILL, 2004b) foi desenvolvida com o objetivo de criar rotas sem as deficiências da ETX, pois, de acordo com (CAMPISTA *et al.*, 2008), a ETT estima o tempo médio para a transmissão de um pacote, considerando diferentes taxas de transmissão na camada física e diferentes tamanhos de pacotes de dados.

Em (DRAVES; PADHYE; ZILL, 2004b), a ETT é calculada a partir da ETX, utilizando-se a técnica de pares de pacotes, na qual dois pacotes *unicast*, um com tamanho pequeno seguido de um grande, são enviados para cada vizinho. O nó destinatário calcula o intervalo de tempo entre os dois pacotes e envia o resultado ao emissor. Dessa forma, tem-se que:

$$ETT = ETX * \frac{S}{B}, \quad (2.4)$$

onde S é o tamanho do pacote e B é a capacidade de transmissão do enlace. Após receber um determinado número de amostras de cálculo de atraso, esse nó estima a capacidade de transmissão do enlace dividindo o tamanho do maior pacote pelo menor valor de atraso recebido.

Da mesma forma que na métrica ETX, a ETT de uma rota é a soma dos ETTs dos enlaces individuais, e quanto menor a ETT, melhor a rota. Em (CAMPISTA *et al.*, 2008) também é abordado um outro método, para cálculo da ETT, em que são enviados pacotes de tamanhos iguais em diferentes taxas de transmissão física.

ML (*Minimum Loss*)

A utilização da métrica ETX nos testes realizados pelo projeto Remesh (REMESH, 2007) mostrou-se insatisfatória devido a alta taxa de perda de pacotes e instabilidade nas rotas. Por isso, foi criada a métrica ML (PASSOS *et al.*, 2006), que consiste em selecionar rotas que apresentem a menor probabilidade de perda de pacotes e utiliza a mesma técnica da ETX para estimar a taxa de entrega de dados de um enlace. Sendo que, para um caminho de A até B, a probabilidade de sucesso na transmissão de um pacote é expressa a seguir:

$$P_{ab} = (df * dr). \quad (2.5)$$

Para redes de múltiplos saltos, a probabilidade total de transmissão com sucesso, em uma rota que vai do nó A ao C, passando por B é dada pela equação a seguir:

$$P_{ac} = (P_{ab} * P_{bc}). \quad (2.6)$$

A ML propõe que a melhor rota seja escolhida a partir da maior probabilidade de uma transmissão ser bem sucedida. Desse modo, uma rota composta por múltiplos saltos será escolhida a partir do produto das probabilidade de cada caminho. De acordo com a pesquisa apresentada em (PASSOS *et al.*, 2006) o fator multiplicativo da ML proporciona redução nas mudanças de rota, que são mais frequentes quando a ETX é usada.

WCETT (*Weighted Cumulative Expected Transmission Time*)

A métrica WCETT tem o objetivo de escolher um caminho, entre os nós de origem e destino, que apresente maior vazão. O cenário inicial de uso dessa métrica é o de redes com nós estacionários que possuam múltiplos e heterogêneos rádios, pois para a escolha do caminho,

são considerados o uso de diferentes canais de operação, larguras de banda e taxas de perdas dos enlaces entre estações. A métrica atribui pesos aos enlaces com base na ETT. Os pesos dos enlaces obtidos pela métrica WCETT, consideram a interferência entre os enlaces que usam os mesmos canais.

Experimentos realizados por Draves (DRAVES; PADHYE; ZILL, 2004a), mostram que a utilização da métrica WCETT consegue selecionar caminhos com desempenho melhor que os escolhidos com a métrica ETX, pois a escolha está baseada na largura de banda dos enlaces, demonstrando resultados satisfatórios em caminhos que apresentam até cinco saltos.

2.4 Trabalhos relacionados

Nesta seção serão apresentados trabalhos que contribuíram para o embasamento teórico de nossa pesquisa, possibilitando a reutilização de algumas de suas características e o aprimoramento de nossa proposta para um controle de admissão de chamadas VoIP com reserva de recurso e regulação de tráfego para aplicações que não necessitam de prioridade de transmissão.

O objetivo de usar controle de admissão para chamadas de voz é evitar que uma nova chamada na rede prejudique o desempenho dos tráfegos de voz que já estavam em andamento. Em (GARG; KAPPES, 2003) e (WEI *et al.*, 2006) são propostos mecanismos de controle de admissão para chamadas de voz em redes sem fio que utilizam o protocolo de comunicação padrão IEEE 802.11b.

Em (GARG; KAPPES, 2003) é proposta uma métrica que mede a utilização do tempo de transmissão da rede sem fio baseada no protocolo padrão IEEE 802.11b e descreve o modo como essa métrica pode ser usada para implementar controle de admissão de chamadas VoIP em pontos de acesso sem fio. A proposta contabiliza o tamanho do pacote de dados e de seus cabeçalhos e calcula o tempo que o ponto de acesso sem fio levará para transmitir os dados, assim como os intervalos de tempo DIFS e SIFS, descritos na seção 2.1, usados para que a estação tenha acesso ao meio.

O trabalho apresentado em (GARG; KAPPES, 2003) considera somente o uso de tráfego VoIP e não fazer nenhum estudo do controle de admissão na presença de aplicações cujo tráfego não possua restrições quanto a perda de pacotes e atrasos. Além disso, o cenário de teste avalia apenas uma rede sem fio sem múltiplos saltos. Nossa proposta é permitir que o controle de admissão trabalhe adequadamente em uma rede com fluxos heterogêneos e com capacidade para rotear dados usando o protocolo pró-ativo OLSR.

O mecanismo apresentado em (WEI *et al.*, 2006) avalia a eficiência de sua proposta utilizando uma rede com múltiplos saltos, na qual são geradas estimativas do quanto a interferência intra-fluxo pode degradar o desempenho das chamadas VoIP. Embora o trabalho aborde a interferência entre os nós de uma mesma rota, não avalia a degradação que pode ocorrer caso outros nós disputem o acesso ao meio. Além disso, não há nenhuma avaliação sobre a eficiência do mecanismo proposto na presença de tráfego que não precise atender a requisitos de QoS, o que nos faz supor que a quantidade de chamadas permitidas na proposta apresentada poderá sofrer variações caso seja utilizada uma rede com fluxos heterogêneos. Também não é feita nenhuma referência ao protocolo de roteamento utilizado em (WEI *et al.*, 2006), o que não nos permite saber se os resultados obtidos consideram reconstrução de rotas ou trocas de mensagens.

As métricas ETX, ETT, ML e WCETT descritas da seção 2.3, analisam a qualidade do enlace sem fio para definir os caminhos que um nó deve utilizar para alcançar os demais nós da rede. No entanto, não possuem como meta garantir que o caminho encontrado seja o mais adequado à transmissão de chamadas VoIP, de modo especial, quando a rede se aproxima da saturação.

Os resultados comparativos apresentados em (PASSOS *et al.*, 2006) mostraram que o uso da métrica ML é mais eficiente que a ETX na escolha de enlaces com maior vazão, menor retardo e com mais estabilidade em uma rede *mesh* interna. No entanto, não foi avaliado se o nó dessa rota possui condições de transmitir chamadas VoIP com qualidade, quando o acesso ao meio está muito disputado. Com o uso do controle de admissão, uma chamada VoIP só seria aceita se houvesse disponibilidade de recurso.

A métrica WCETT define pesos para os enlaces de modo a evitar que os nós de uma rota causem interferência entre si. No entanto, conforme demonstrado em (YANG; KRAVETS, 2005) não há um algoritmo computacional eficiente para realizar o cálculo de rota aproveitando a diversidade de canais e rádios, principalmente em redes medianas. De qualquer forma, mesmo que um algoritmo adequado seja desenvolvido para redes de médio e grande porte, os protocolos de roteamento atualmente em uso deverão ser modificados.

A métrica ETX é mais eficiente que a métrica contagem de saltos, pois são escolhidos enlaces com maior vazão, diminuindo a necessidade de recálculos de rota e conseqüentemente, a perda de conexão entre os nós. No entanto, se usarmos somente esta métrica, enlaces com alta perda de pacotes acabam sendo escolhidos, degradando o desempenho da chamada VoIP. Além disso, em ambientes congestionados, somente a métrica ETX não garante que seja possível aceitar novas chamadas VoIP sem inviabilizar as chamadas já em andamento.

Uma iniciativa para oferecer roteamento e atender a requisitos de qualidade de serviço é

o protocolo QOLSR (*Quality of Service for Ad hoc Optimized Link State Routing Protocol*) (BADIS; AGHA, 2005) que estende o protocolo OLSR e efetua roteamento baseado em métricas que vão além da contagem de saltos. O protocolo QOLSR pode criar rotas usando diferentes métricas como largura de banda, delay, jitter, probabilidade de perda, custo, e outras que podem ser acrescentadas conforme a necessidade da aplicação. Desse modo, os nós MPR, definidos na seção 2.3.1, são selecionados de acordo com a métrica utilizada.

Embora o protocolo QOLSR busque oferecer caminhos que atendam a critérios de qualidade, uma vez escolhida a rota, não há como o nó que origina o fluxo garantir que a qualidade seja mantida até o final da transmissão dos dados. Além disso, em (CORDEIRO *et al.*, 2007) é informado que são contantes as quebras de rotas devido à instabilidade das métricas usadas e que ainda há possibilidade de enlaces de qualidade não serem utilizados por não possuírem nós MPR².

De modo geral, mesmo que a métrica de roteamento selecione caminhos com baixa perda de pacotes e baixo atraso, ela não terá como garantir a qualidade final das chamadas quando aumentar o congestionamento no enlace. Isso acontece porque, com as métricas abordadas nesta seção de trabalhos relacionados, a rota criada estará disponível para o tráfego de qualquer fluxo, e o estado dos nós intermediários não será mais considerado até que a rota expire e uma nova seleção seja realizada, ocasionando perda de pacotes de voz.

Em (HANZO; TAFAZOLLI, 2007) o controle de admissão é o mecanismo indicado para avaliar a transmissão de fluxos em tempo real mesmo na presença de métricas que analisam o estado do enlace. Os autores afirmam que, para o usuário, é mais significativo iniciar e finalizar uma sessão em tempo real com qualidade a ter apenas a possibilidade de iniciá-la. Nesse sentido, é preferível recusar totalmente algumas transmissões para evitar que as demais se degradem, o que ocorrerá caso todas as sessões requisitadas sejam aceitas. Nosso trabalho busca justamente recusar algumas chamadas VoIP para evitar degradação do enlace.

Protocolos que criam rotas conforme a demanda são pouco utilizados em projetos de implantação de redes *mesh*. Os trabalhos apresentados em (RENESSE *et al.*, 2004), (CERVEIRA, 2007), (YANG; KRAVETS, 2005) e (CHAKERES; BELDING-ROYER, 2004), embora utilizem protocolos de roteamento reativo, propõem diferentes controles de admissão para tráfegos em tempo real e realizam estimativa do nível de interferência entre os nós.

Em (RENESSE *et al.*, 2004) é proposto um controle de admissão, adaptado ao protocolo AODV, que realiza a estimativa da banda consumida. Nesse trabalho, embora seja estimada a interferência intra-fluxo, é considerado que uma rede que utiliza o protocolo IEEE 802.11b

²O conceito sobre nós MPR é detalhado na seção 2.3.1

possui no máximo 5,16Mbps de largura de banda disponível, quando as aplicações utilizam pacotes de aproximadamente 1024 bytes. Esta aproximação limita o controle de admissão quando pacotes menores forem usados, uma vez que a vazão máxima é consideravelmente diminuída, conforme estudo apresentado em (AUGUSTO; CERVEIRA; REZENDE, 2005) e em nossas próprias avaliações em trabalhos anteriores.

Essa limitação do mecanismo citado nos motivou a pesquisar sobre a métrica Tempo de ocupação do canal, já abordada em (GARG; KAPPES, 2003) e que também foi utilizada no controle de admissão CACP (YANG; KRAVETS, 2005) e TDAC (CERVEIRA, 2007).

O controle de admissão CACP (*Contention-Aware Admission Control for Ad Hoc Networks*) proposto em (YANG; KRAVETS, 2005) está adaptado a um protocolo reativo com roteamento pela origem. O mecanismo estima a disponibilidade de transmissão de um nó considerando a interferência intra-fluxo percebida por este nó. Em nosso trabalho, estimamos a disponibilidade de transmissão de um nó considerando o mesmo mecanismo usado em CACP, mas usaremos o protocolo de roteamento pró-ativo OLSR, desse modo, será desenvolvida uma nova maneira de obter as informações sobre quais nós formam uma rota de transmissão. No capítulo 3 será detalhado a forma como cada nó calcula o fator de interferência intra-fluxo.

A métrica usada em CACP para avaliar o meio sem fio, é a taxa de ocupação do canal entre nós. Como não há diferenciação de tráfego no mecanismo proposto, não fica claro se o controle de admissão funcionará adequadamente na presença de fluxos que não sejam os de tempo real, tampouco se esses fluxos serão interrompidos quando o tempo de ocupação aumentar devido ao tráfego de melhor esforço, como os de aplicações FTP. Em nossa proposta, avalia-se o impacto da transmissão do tráfego de melhor esforço no desempenho das chamadas VoIP.

O controle de admissão PAC (*Perceptive Admission Control for Mobile Wireless Networks*) apresentado em (CHAKERES; BELDING-ROYER, 2004) também utiliza como métrica para admissão o tempo de ocupação do nó e faz um estudo demonstrando a relação entre a carga de transmissão de fluxos e essa métrica. Desse modo, quanto maior a carga na rede, maior o tempo de ocupação do nó. O PAC evita congestionamentos com o uso de uma reserva de banda que não pode ser usada por nenhum fluxo para evitar que a rede entre em completa saturação. Usar o PAC diretamente em redes *mesh* não parece ser o mais adequado pois ele não considera uma rede com múltiplos saltos nem a interferência que os nós podem causar entre si. Em nosso trabalho, usaremos uma reserva de banda para evitar que os nós da rede entrem em saturação.

O controle de admissão TDAC (CERVEIRA, 2007) trabalha em conjunto com o protocolo reativo AODV e uma nova camada MAC que permite acesso diferenciado ao meio sem fio, denominada IEEE 802.11e. O mecanismo considera a interferência em redes de múltiplos saltos

e a mobilidade dos nós. A construção da rota só é realizada se o novo fluxo que necessita de QoS puder ser admitido na rede. Nossa proposta usará o protocolo pró-ativo OLSR que já constrói as rotas mesmo quando não há tráfego a ser transmitido, no entanto, um fluxo VoIP só poderá ser roteado se não causar congestionamento nos nós da rede.

O TDAC não possui reservas de recursos, o que pode ocasionar falhas na admissão pois diferentes fluxos podem consultar uma informação já defasada. Os autores do TDAC usam a especificação IEEE 802.11e para realizar o acesso ao meio compartilhado, pois consideram importante tratar de modo diferenciado fluxos QoS e não-QoS, já que a disputa de acesso ao meio poderá impor ao tráfego QoS longa espera ou descarte de pacotes na fila do nó. No entanto, não há garantias de serviço quando a disputa ocorre entre fluxos QoS, pois haverá maior atraso para o envio dos pacotes. O controle de admissão está baseado no tempo de ocupação do nó e na troca periódica de informações através do envio de mensagens para os seus nós vizinhos, causando erros na estimativa de ocupação caso estas mensagens de controle sejam perdidas.

3 Controle de admissão proposto

Aplicações que trabalham em tempo real possuem restrições quanto ao limite de atraso do pacote, à variação desse atraso (*jitter*) e à perda de pacotes. Por isso, um mecanismo que pretenda proporcionar melhorias de qualidade às transmissões de aplicações de tempo real, deve levar em consideração tais itens.

Em nossas pesquisas, observamos que uma rede sem fio com pouco tráfego pode comportar chamadas VoIP com bom nível de qualidade, no entanto, à medida que aumenta a quantidade de chamadas, o meio sem fio fica congestionado e há um aumento significativo na taxa de perda de pacotes e no atraso. Nossa premissa de estudo está baseada em (GARG; KAPPES, 2003) e considera que rejeitar algumas chamadas de voz evita o congestionamento do meio e, conseqüentemente, as chamadas em andamento não sofrem degradação significativa de qualidade que inviabilize o uso de aplicações VoIP na rede *mesh* sem fio.

Neste capítulo, será descrito o controle de admissão de chamadas VoIP em redes *mesh* sem fio proposto, o qual denomina-se CAC-RM. O controle de admissão proposto considera o funcionamento de uma rede *mesh* sem fio, que utiliza o protocolo padrão IEEE 802.11g, e cuja avaliação será feita por meio de simulações. O cenário considerado é o de um *backbone* fixo e sem fio em que cada nó da rede possui condições de estimar a disponibilidade de seus recursos, considerando a atividade de seus vizinhos. Os resultados obtidos serão comparados a um cenário sem qualquer mecanismo de controle de admissão para o tráfego de voz e sem ajuste da transmissão para os fluxos sem requisitos de qualidade.

A rede *mesh* sem fio prevê os mais diversos usos e, por isso, considerar um mecanismo que avalie apenas o congestionamento causado por chamadas VoIP, conforme foi feito em (YANG; KRAVETS, 2005), (GARG; KAPPES, 2003) e (CHAKERES; BELDING-ROYER, 2004), estaria longe do cenário real de uso destas redes. Desse modo, nossa proposta também considera como cenário de avaliação uma rede em que haja tráfego que necessite de QoS e tráfego sem esse tipo de requisição, o qual é denominado tráfego BE (*Best effort*).

Nos casos em que o fluxo BE trafega na rede, não haverá um controle de admissão desse

fluxo, mas sim um processo de regulação do tráfego para evitar degradação das chamadas VoIP. Ao longo desse capítulo descreveremos o funcionamento do mecanismo de regulação de fluxos BE.

O tempo de ocupação do canal é usado como estimativa de congestionamento nos controles de admissão descritos em (YANG; KRAVETS, 2005), (CHAKERES; BELDING-ROYER, 2004) e (GARG; KAPPES, 2003). Nosso trabalho utiliza essa mesma métrica e a descreve na seção 3.1, mas utiliza os parâmetros adequados a uma rede 802.11g pura, ou seja, que não precisa ser compatível com padrões mais antigos da especificação IEEE 802.11. Na seção 3.2 está descrito o cálculo usado em nosso trabalho para estimar a interferência intra-fluxo dos nós que pertencem a uma mesmo caminho de roteamento. Na seção 3.3 está descrito em detalhes o funcionamento do controle de admissão proposto (CAC-RM) neste trabalho.

3.1 Estimativa baseada no tempo de ocupação do canal

A métrica em que o nó estima o tempo de ocupação do canal, como critério para aceitar ou recusar tráfego, é usada nos controle de admissão apresentados em (YANG; KRAVETS, 2005), (GARG; KAPPES, 2003) e (CHAKERES; BELDING-ROYER, 2004). Essa métrica tem como vantagem a independência em relação ao tamanho do pacote usado pela aplicação e reflete diretamente o desempenho do enlace, conforme (CHAKERES; BELDING-ROYER, 2004).

O fato do controle de admissão não depender de um conhecimento prévio do tamanho do pacote, permite que pacotes de qualquer tamanho entrem no cálculo da estimativa de tempo de ocupação.

A métrica do tempo de ocupação do canal, definida em (GARG; KAPPES, 2003) consiste em somar todos os tempos gastos por um nó quando ele está transmitindo, recebendo ou detectando a transmissão de algum quadro dentro do alcance de sua portadora durante o intervalo de tempo de 1 s. Aos quadros de dados e aos quadros de controle da especificação IEEE 802.11, independentemente se for IEEE 802.11b ou IEEE 802.11g, somam-se os respectivos cabeçalhos IP, MAC e camada física (*PHY – physical*). Quando se tratar de tráfego VoIP, os cabeçalhos UDP e RTP também devem ser considerados.

O tempo que o nó gasta com o *overhead* do mecanismo DCF da especificação do protocolo IEEE 802.11, descrito no capítulo 2, também deve ser considerado. Desse modo, os tempos SIFS e DIFS, somados à transmissão do pacote ACK, entram na contagem do tempo de ocupação do nó.

Na tabela 3.1 estão os tamanhos dos cabeçalhos da camada física, de enlace, rede e de transporte e o tempo que cada qual gasta para ser transmitido na rede, além dos intervalos de tempo necessários para o funcionamento do mecanismo DCF do protocolo de comunicação IEEE 802.11. Esses parâmetros são usados para calcular o tempo de ocupação em (CERVEIRA, 2007), (GARG; KAPPES, 2003) e (YANG; KRAVETS, 2005). Nesses trabalhos foi usada a família IEEE 802.11b, cuja "Taxa de transmissão" é de 11 Mbps. Em nosso trabalho é utilizado o protocolo IEEE 802.11g. O tempo gasto com a transmissão de quadros de dados depende da taxa de transmissão da camada física do nó.

Tabela 3.1: Parâmetros do protocolo IEEE 802.11b

Parâmetro	Tamanho (bytes)	Tempo (μs)
Cabeçalho RTP	12	(12 * 8)/Taxa de transmissão
Cabeçalho UDP	8	(8 * 8)/Taxa de transmissão
Cabeçalho IP	20	(20 * 8)/Taxa de transmissão
Cabeçalho MAC	34	(34 * 8)/Taxa de transmissão
Cabeçalho PHY	24	(24 * 8)/2Mbps
Pacote de controle ACK	14	(14 * 8)/Taxa de transmissão
Intervalo SIFS	–	10
Intervalo DIFS	–	50

De acordo com (CERVEIRA, 2007), a partir dos valores apresentados na tabela 3.1, e conforme o funcionamento do mecanismo DCF, detalhado na seção 2.1.1, é possível construir a equação 3.1 descrita a seguir, em que T_o determina o tempo que um nó fica ocupado ao transmitir um pacote. Como o uso do RTS/CTS não é indicado para redes que trafegam pacotes pequenos como os de voz, eles são desconsiderado em nossos estudos.

$$T_o = DIFS + backoff + T_{dado} + SIFS + T_{ack} \quad (3.1)$$

onde, o *backoff* é obtido pelo produto de um valor aleatório entre 0 e 31 e pelo *slot-time* de $20\mu s$, e, portanto, o *backoff* médio é de $15.5 * 20\mu s$ para redes 802.11b. O termo T_{dado} é o tempo gasto para transmitir o pacote de dados com a carga útil, mais os cabeçalhos da camada de transporte (TCP ou UDP) e camada física (PHY).

Nosso controle de admissão considera o uso de uma rede IEEE 802.11g pura, ou seja, uma rede em que não é necessário manter a compatibilidade com versões antigas e mais lentas da especificação IEEE 802.11, desse modo, o *backoff* médio é de $7.5 * 9\mu s$. Além de maiores taxas de transmissão, uma rede IEEE 802.11g pode possuir os cabeçalhos da camada física com tamanhos menores. Na tabela 3.2 estão os parâmetros usados em nossos cálculos.

Tabela 3.2: Parâmetros do protocolo IEEE 802.11g

Parâmetro	Tamanho (bytes)	Tempo (μs)
Cabeçalho RTP	12	$(12 * 8) / \text{Taxa de transmissão}$
Cabeçalho UDP	8	$(8 * 8) / \text{Taxa de transmissão}$
Cabeçalho IP	20	$(20 * 8) / \text{Taxa de transmissão}$
Cabeçalho MAC	34	$(34 * 8) / \text{Taxa de transmissão}$
Cabeçalho PHY	15	$(15 * 8) / 6\text{Mbps}$
Pacote de controle ACK	14	$(14 * 8) / \text{Taxa de transmissão}$
Intervalo SIFS	–	10
Intervalo DIFS	–	28

A equação 3.2 a seguir, mostra em mais detalhes a equação 3.1 para obter o tempo de ocupação do nó para transmitir um pacote, em que a *Taxa de transmissão* é representada pela variável TxT :

$$T_o = DIFS + \text{backoff} + T_{\text{dado}} + SIFS + \left[PHY + \frac{14 * 8}{TxT} \right]. \quad (3.2)$$

Para um pacote de VoIP, T_{dado} será dado pela equação a seguir, em que a taxa de transmissão é representada pela variável TxT :

$$T_{\text{dado}} = \left[PHY + \frac{MAC + IP + RTP + UDP + \text{cargautil}}{TxT} \right]. \quad (3.3)$$

Quando uma nova chamada VoIP (também denominada por fluxo de voz) é emitida ou recebida por um nó, é feito o cálculo de T_o equivalente ao intervalo de tempo de 1s segundo de transmissão. Considerando-se que a taxa de transmissão do fluxo seja de 50 pacotes por segundo, utilizando-se o *codec* G.729, teremos $T_{of} = 50 * T_o$, onde o T_{of} é o tempo de ocupação do nó por fluxo.

No decorrer das transmissões e recepções de dados, o tempo gasto com cada pacote VoIP ou pacote BE é somado e a cada 0.1 s o cálculo sobre o tempo de ocupação total com tráfego VoIP e BE é atualizado. O cálculo do tempo de ocupação T_o gasto com tráfego BE segue a equação 3.1 mas o termo T_{dado} usa o tamanho do cabeçalho do respectivo protocolo de transporte.

3.1.1 Abordagem usada para o cálculo da interferência intra-fluxo

Os nós de uma rede sem fio que utilizam os protocolos de comunicação da especificação IEEE 802.11, compartilham o mesmo meio de transmissão e usam a detecção da portadora para evitar colisão e, conseqüentemente, a degradação da comunicação.

Como o alcance de transmissão (alcance-TX) de um nó é menor que o alcance de detecção da portadora (alcance-CS), um nó que esteja transmitindo dados também ocupará recursos dos nós que não são seus vizinhos diretos. No capítulo 2 estão detalhes sobre a camada física e detecção da portadora da especificação IEEE 802.11.

Nosso trabalho, do mesmo modo que (YANG; KRAVETS, 2005), calcula o fator de interferência causado nos nós que pertencem a uma mesma rota ($Conj_{nos-rotas}$), com múltiplos saltos, quando os nós transmitem pacotes pertencentes a um mesmo fluxo. Esse fator é denominado Contador de Contenção (CC) e é calculado em cada nó como a intersecção do conjunto de nós que fazem parte da rota de múltiplos saltos com o conjunto de nós que estão dentro da sua área de detecção da portadora ($Conj_{nos-alcance-CS}$), conforme demonstrado na equação a seguir:

$$CC = \{Conj_{nos-alcance-CS} \cap Conj_{nos-rotas}\} + 1. \quad (3.4)$$

Os nós que encaminham pacotes por uma mesma rota terão seus recursos divididos pelos demais nós da rota que estiverem dentro de seus respectivos alcances-CS. Por isso, para que não haja congestionamento nos nós de uma rota, eles precisam possuir capacidade disponível para receber o fluxo real de dados mais a demanda causada pela interferência entre os nós.

A partir do valor de CC é possível verificar se o nó possui recursos suficientes para admitir uma carga de $CC * Tof$, onde Tof é o tempo necessário para a transmissão do fluxo de voz.

A exemplo do trabalho apresentado em (MING; PRABHAKARAN, 2005), calcularemos o conjunto de nós dentro do alcance-CS de um nó, considerando que é possível decodificar o nó origem de qualquer quadro recebido neste nó. Conforme trabalho apresentado em CACP (YANG; KRAVETS, 2005), incluiremos os nós vizinhos e vizinhos-a-dois-saltos dentro do conjunto-CS.

3.1.2 Detalhamento do controle de admissão proposto

O controle de admissão proposto neste trabalho, denominado CAC-RM, busca manter a qualidade para as chamadas de voz a partir da avaliação do tempo de ocupação de um nó, que irá definir, entre outros fatores, se uma nova chamada VoIP pode ter acesso à rede, pois, de acordo com (GARG; KAPPES, 2003), é possível ter chamadas com qualidade aceitável na rede, desde que não se atinja o limite de saturação da rede sem fio.

Desse modo, o CAC-RM realiza estimativa de recurso baseada no tempo de ocupação do canal por tráfegos VoIP e BE, com o objetivo de decidir se aceita ou rejeita uma nova chamada

de voz. Se for possível aceitar uma nova chamada, é feita a reserva de recurso para esse fluxo. Além disso, os fluxos que não são VoIP são definidos como BE e sua frequência de envio é controlada a partir da rejeição de pacotes. Como o ambiente de estudos é a rede *mesh* sem fio, o controle de admissão analisa a disponibilidade dos vizinhos do nó, pois o meio sem fio é compartilhado e a transmissão realizada por um nó afeta todos os demais que estão no alcance de sua portadora, o qual será denominado de alcance-CS.

De acordo com o fluxo que recebe, envia ou detecta, cada nó da rede realiza ou não o cálculo do tempo de ocupação, pois os fluxos são marcados como prioritários ou não-prioritários. A marcação é realizada a partir do uso do campo TOS (*Type of service*) no cabeçalho IP. São considerados tráfegos prioritários os fluxos VoIP e os pacotes de controle do protocolo OLSR. Desse modo, cada nó saberá quanto do seu tempo de ocupação foi gasto com cada perfil de tráfego porque nosso trabalho modifica os pacotes de controle HELLO e TC do protocolo OLSR com o acréscimo de dois campos nos quais constam os valores do tempo em que o nó está ocupado com tráfego QoS e BE. Na seção 2.3.1 está descrito o formato e utilização de cada um desses pacotes de controle.

A informação sobre o tempo de ocupação VoIP (Tempo_QOS) e BE (Tempo_BE) é informada aos vizinhos a partir do envio de pacotes HELLO modificados. A figura 3.1 ilustra o novo formato dessa mensagem de controle, com o acréscimo dos campos Tempo_QOS e Tempo_BE.

Reservado		Tempo HELLO	<u>Willigness</u>
Código enlace	Reservado	tamanho da mensagem de enlace	
Endereço da interface do nós vizinho			
Tempo_QOS		Tempo_BE	
Endereço da interface do nós vizinho			
Tempo_QOS		Tempo_BE	
...			

Figura 3.1: Novo formato da mensagem HELLO

Quando um nó receber a mensagem HELLO irá proceder conforme a determinação padrão do protocolo OLSR (JACQUET *et al.*, 2001), com a diferença que serão armazenadas as informações Tempo_QOS e Tempo_BE para cada vizinho. O mesmo ocorrerá para o conjunto dos Vizinhos-a-dois-saltos. Essas informações serão analisadas para evitar que um nó, mesmo com recurso local disponível, aceite um novo fluxo e comprometa o desempenho de nós vizi-

nhos que não possuam recursos suficientes para receberem essa interferência e ainda prover boa qualidade para chamadas VoIP em andamento.

A partir do envio de mensagens HELLO com informações sobre o tempo de ocupação com tráfego BE e VoIP, conforme campos Tempo_QOS e Tempo_BE ilustrado na figura 3.2, é possível gerar mensagens TC com as informações sobre o tempo de ocupação dos nós MPR.

Número seqüência do anúncio	Reservado
Endereço principal do vizinho anunciado	
Tempo_QOS	Tempo_BE
Endereço principal do vizinho anunciado	
Tempo_QOS	Tempo_BE
...	

Figura 3.2: Novo formato da mensagem TC

Temos como premissa que para evitar degradação de chamadas em andamento, o nó só aceitará uma nova chamada VoIP se o maior tempo de ocupação entre ele, seus vizinhos e os vizinhos-a-dois-saltos, mais o tempo estimado para atender essa nova chamada estiver abaixo do limite de saturação da rede, considerando a interferência intra-fluxo causada nos nós da rota de encaminhamento. No capítulo 4 descreveremos o limite de saturação definido através de simulações. A equação 3.4 define o cálculo de To_{global} que é o maior tempo de ocupação de um nó:

$$To_{global} = MAX(To_{local}, To_{vizinhos}, To_{vizinhos-a-dois-saltos}), \quad (3.5)$$

onde To_{local} é a soma do tempo (To , definido pela equação 3.1) gasto com cada pacote recebido ou transmitido pelo nó, durante o intervalo de tempo de 0.1 s; $To_{vizinhos}$ e $To_{vizinhos-a-dois-saltos}$ são, respectivamente, o tempo total de ocupação de todos seus vizinhos e dos vizinhos-a-dois-saltos, informado através de pacotes HELLO. Também é feito o cálculo do To_{global} para o tráfego BE.

Em nosso trabalho, cada nó atualiza seu tempo total de ocupação local (To_{local}) a cada intervalo de tempo de 0.1 s, enquanto que nos trabalhos de (YANG; KRAVETS, 2005), (CERVEIRA,

2007) e (RESENSE *et al.*, 2004) o tempo utilizado é de 1 s.

Ao utilizarmos o intervalo de tempo em 1 s para a contabilização do tempo total de ocupação, percebemos degradação na qualidade da fala devido a perdas de pacote porque o nó continuava aceitando novas chamadas, embora estivesse congestionado. Com a redução do intervalo para 0.1 s é possível detectar rapidamente o congestionamento e, assim, recusar novas chamadas e evitar perda de pacotes das chamadas VoIP em andamento.

Em (YANG; KRAVETS, 2005), (RESENSE *et al.*, 2004) e (CERVEIRA, 2007), o controle de admissão rejeita ou aceita fluxos de dados, conforme são estabelecidas sessões de comunicação entre os nós, no entanto, caso o nó fique próximo ao ponto de saturação, os pacotes são recusados mesmo assim.

Neste trabalho o controle de admissão realiza reserva de recurso para cada chamada VoIP que chega a um nó, se houver recurso disponível para isso. Desse modo, evita-se que uma chamada seja interrompida, de modo proposital, por falta de recursos. Para viabilizar a reserva de recurso, uma nova tabela foi criada em cada nó com a seguinte estrutura:

Tabela 3.3: Reserva de recursos

FluxoID	Reserva	Tempo
----------------	----------------	--------------

A coluna *FluxoID* identifica a chamada VoIP que possui a reserva efetuada; a coluna *Reserva* indica o intervalo de tempo reservado para os pacotes dessa chamada; enquanto que a coluna *Tempo* indica o momento em que o último pacote do fluxo reservado foi transmitido.

O cálculo da estimativa da interferência intra-fluxo é feita de acordo com o trabalho realizado em (YANG; KRAVETS, 2005) e demonstrado pela equação 3.4. No entanto, esse controle de admissão usa um protocolo de roteamento reativo, cuja rota completa, desde o nó origem até o destinatário, é informada em cada pacote. Em nossa proposta, o controle de admissão está integrado ao protocolo pró-ativo OLSR, que possibilita a cada nó manter sua própria tabela de roteamento.

Para que o conjunto dos nós que formam uma rota seja conhecido, foi necessário guardar o caminho completo de cada rota calculada e armazená-lo na tabela de roteamento, a partir do acréscimo do campo *Caminho* à essa tabela, conforme ilustrado na tabela 3.4.

Tabela 3.4: Tabela de roteamento modificada

Destino	Próximo	Distância	Caminho
A	A	1	A
D	B	2	B,D

A partir dessas modificações e da consulta ao conjunto dos nós que estão dentro do alcance CS ($Conj_{nos-alcance-CS}$), é possível calcular o fator de contenção, denominado CC e definido na equação 3.4, que será usado na estimativa de consumo da nova chamada VoIP.

Finalmente, para o nó decidir se aceita ou rejeita uma nova chamada VoIP, é verificada a seguinte condição:

$$se (T_{o_{global}} + (CC * T_{of}) + \sum reserv()) \leq \text{limite-saturação}$$

então aceitar a nova chamada VoIP
senão rejeitar a nova chamada VoIP

Em que $\sum reserv()$ é a soma de todas as reservas ativas no nó.

Controle da taxa de envio para tráfego BE

Somente fluxos VoIP passarão pelo controle de admissão, pois os tráfegos do tipo BE conseguem ajustar-se à vazão dos nós e não possuem requisitos de qualidade a serem cumpridos. Mesmo assim, o tráfego BE pode prejudicar o tráfego VoIP pois haverá disputa de acesso ao meio sem fio. Nos controles de admissão CACP (*Contention-Aware Admission Control for Ad Hoc Networks*) e PAC (*Perceptive Admission Control for Mobile Wireless Networks*), abordados na seção 2.4, esse problema não é tratado enquanto que no controle de admissão TDAC é usado o protocolo de comunicação da especificação IEEE 802.11e para controlar o acesso ao meio sem fio, de acordo com a prioridade do fluxo.

Em nossa proposta, a transmissão de pacotes BE passará por uma regulamentação no nó emissor quando o tempo de ocupação com tráfego BE dele mesmo ou qualquer um dos seus nós vizinhos ou vizinhos-a-dois-saltos, estiver na iminência de tornar insatisfatória a qualidade das chamadas VoIP.

A regulamentação consiste em descartar pacotes BE para evitar que haja saturação do meio sem fio ou para evitar degradação na qualidade das chamadas VoIP. No capítulo 4, avaliaremos o impacto do tráfego BE sobre a qualidade da chamada VoIP quando um mesmo nó transmite tráfego BE e VoIP e quando o tráfego BE é transmitido por nós que não realizam chamadas VoIP. Serão realizadas diversas simulações que irão definir o limite máximo de ocupação com o tráfego BE, a partir do qual haverá o descarte de pacotes.

Mesmo com a regulamentação do tráfego BE, supomos que, quando o nó transmitir ou receber tráfego VoIP e BE, poderão ocorrer atrasos e descartes de pacotes VoIP devido ao tempo de

espera para o envio ou recebimento nos nós. Para evitar esse problema, os pacotes VoIP possuem prioridade de envio/recebimento em relação ao pacote BE, o que deverá evitar aumento significativo do atraso, uma vez que os pacotes BE são maiores e demoram mais tempo para serem transmitidos ou recebidos.

4 Simulações e análise dos resultados

A eficiência do controle de admissão proposto em nossos estudos é analisada neste capítulo, a partir de simulações, usando o simulador de eventos discretos Network Simulator 2 (NS-2), versão 2.31 (NS-2, 2007). Este simulador foi escolhido devido a sua constante utilização pela comunidade científica entre os anos 2000 a 2005, conforme levantamento feito em (KURKOWSKI; CAMP; COLAGROSSO, 2005). No entanto, foi acrescentado ao simulador NS-2 um módulo de roteamento que usa o protocolo OLSR com as métricas de roteamento ETX e ML, implementado em (CORDEIRO *et al.*, 2007).

Para se obter resultados confiáveis do ponto de vista estatístico, a ferramenta Akarua-2 (AKARUA-2, 2008) foi integrada ao simulador NS-2 e utilizada em todas as simulações. Essa ferramenta possibilita a execução de simulações paralelas e distribuídas, a partir da técnica de múltiplas replicações em paralelo (MRIP - Multiple Replications In Parallel), detalhada em (EWING; PAWLIKOWSKI; MCNICKLE, 1999).

A ferramenta Akarua-2 coleta um grande número de observações e realiza um tratamento estatístico para detectar e descartar as amostras que estiverem no estado transiente e eliminar a correlação, de acordo com o método estatístico definido pelo usuário. Desse modo, a simulação pára automaticamente quando se alcança o nível de precisão estatística definido pelo usuário. Em nossas simulações, o Akarua-2 utiliza intervalo de confiança em 95%, precisão relativa de 0.05 e o método de Análise Espectral, que segundo (EWING; MCNICKLE; PAWLIKOWSKI, 2002), pode ser aplicado a dados agrupados em blocos com tamanhos variados, como o caso do MRIP.

Nenhum dos trabalhos que propuseram mecanismos de controle de admissão, consultados em nossas pesquisas e descritos no capítulo 2, utilizaram métodos estatísticos confiáveis para analisar os resultados obtidos no ambiente de simulação, conforme está definido em (KURKOWSKI; CAMP; COLAGROSSO, 2005). De modo geral, foram usadas repetições finitas que variavam entre 10 a 30 repetições. Já nas simulações realizadas para validar os resultados obtidos no ambiente simulado, com ou sem o controle de admissão de chamadas VoIP em

Redes *Mesh* sem fio, denominado CAC-RM, proposto neste trabalho, o número de repetições é definido pela ferramenta Akaroa-2 em tempo de execução, em alguns casos, foram coletadas até 22.698 observações, das quais 1.051 foram detectadas como transiente e portanto, descartadas.

4.1 Modelo de propagação

Ainda de acordo com (KURKOWSKI; CAMP; COLAGROSSO, 2005), a grande maioria das simulações pesquisadas utilizam o modelo de propagação determinístico *Free Space* ou *Two-Ray ground*, que são essencialmente dependentes da distância, potência do sinal, dos ganhos proporcionados pelas antenas comunicantes e da dissipação não relacionada com a propagação. Ambos assumem a existência de uma linha de visada direta entre o transmissor e o receptor.

O modelo *Two-Ray ground* também considera um percurso de propagação onde ocorre uma reflexão sobre uma superfície plana, fazendo com que esse modelo seja mais preciso que o *Free-Space*. De qualquer forma, ambos não caracterizam adequadamente o ambiente sem fio com múltiplos saltos (QUEIROZ *et al.*, 2008).

O modelo de propagação *Shadowing* existente no NS-2 considera a existência de várias obstruções no percurso do sinal, por isso é mais realístico que os dois outros modelos citados, pois simula degradação variável do sinal de acordo com a distância entre emissor e receptor. Nesse modelo, mesmo nós à mesma distância poderão ter diferentes taxas de degradação do sinal, pois o modelo proporciona diferentes níveis de obstruções ao longo do caminho.

No modelo *Shadowing*, a potência estimada depende de dois parâmetros que variam conforme o ambiente modelado. São eles o expoente α de degradação do percurso (*path loss exponent*) e o desvio padrão σ (em dB). A tabela 4.1 (QUEIROZ *et al.*, 2008) mostra alguns valores de α conforme a modelagem do ambiente. Nos experimentos realizados, o ambiente de simulação foi configurado para modelar a área externa de um ambiente urbano, desse modo, o desvio padrão σ é de 4.0 dB e o expoente α fica em 2.7.

Tabela 4.1: Modelagem do ambiente

Ambiente	Valor de α
Espaço livre	2
Rede interna com visada	1.6 a 1.8
Área urbana	2.7 a 3.5
Rede interna com obstruções	4 a 6

De acordo com (QUEIROZ *et al.*, 2008), o simulador NS-2 na versão 2.30, implementa

o modelo *Shadowing* incorretamente, pois cada quadro experimenta diferentes valores de degradação da potência, de forma que o modelo estocástico torna-se estático e inadequado para representar oscilações temporais na qualidade do canal. O modelo é corrigido em (MHATRE, 2007) e foi usado na realização dos experimentos para validar o controle de admissão CAC-RM.

4.2 Considerações sobre os cenários de simulação

Os experimentos objetivam medir a qualidade das transmissões VoIP obtidas em diferentes cenários de rede *mesh* sem fio que utilizam o protocolo OLSR original (métrica contagem de salto), OLSR com métrica ETX e métrica ML, com o CAC-RM ativado e desativado. Desse modo, será possível avaliar a eficiência do mecanismo proposto. Para tanto, são usados dois cenários de simulação de rede, que denominaremos de cenário A e cenário B.

Na tabela 4.2 estão os parâmetros usados para a geração das chamadas VoIP em ambos os cenários. O tempo de duração das chamadas realizadas no cenário B é maior, em relação ao cenário A, para evitar degradação brusca no valor do MOS medido, devido as perdas de pacotes ocasionadas pelas possíveis trocas de rota.

As chamadas de voz foram modeladas de acordo com o tráfego ON/OFF, em que o período ON indica a geração do tráfego de voz e o período OFF indica a ausência desse tráfego, seguindo a recomendação P.59 (P.59, 1993). O fluxo de voz é representado por tráfego CBR (*Constant Bit Rate*), de acordo com as características de um fluxo de voz que utiliza o *codec* G.729, detalhadas na tabela 4.2. Este *codec* foi escolhido para as simulações porque consome pouca banda e, por isso, é muito usado em ambiente sem fio, conforme informado em (CORDEIRO *et al.*, 2007) e (KASHYAP *et al.*, 2007).

Nas simulações, foram medidos o atraso, perda de pacotes e o MOS, obtidos a partir de uma ferramenta integrada ao simulador NS-2, que implementa do Modelo E (CARVALHO *et al.*, 2005), detalhado na seção 2.2.1.

Tabela 4.2: Parâmetros do tráfego VoIP

Parâmetro	Valor
Codec	G.729
Taxa de geração de pacotes	8kbps
Tamanho da carga útil	20 bytes
Tempo da Chamada no cenário A	30 s
Tempo da Chamada no cenário B	120 s

É importante ressaltar que os experimentos realizados consideraram uma rede sob o pro-

protocolo IEEE 802.11g pura para obter a máxima capacidade de transmissão dessa rede. Assim, o ambiente de simulação, no cenário A e B, usaram preâmbulo curto e cabeçalho da camada física com as respectivas taxas de transmissão a 6Mbps. Os resultados apresentados em (YANG; KRAVETS, 2005), (CHAKERES; BELDING-ROYER, 2004), (CERVEIRA, 2007) e (GARG; KAPPES, 2003) foram obtidos com o protocolo IEEE 802.11b com preâmbulo longo.

Usar uma rede sem fio com protocolo de comunicação IEEE 802.11g e preâmbulo curto, possibilita diminuição no tempo de transmissão dos pacotes de controle e aumenta a capacidade de transmissão de dados na rede (802.11G, 2003). Na tabela 4.3 estão os parâmetros usados para configurar os cabeçalhos da camada física usados no protocolo IEEE 802.11g do simulador NS-2. Na seção 2.1.3 pode-se encontrar mais detalhes sobre a camada física desse protocolo.

Tabela 4.3: Parâmetros da camada física no NS-2

Parâmetro	Valor
Tamanho do preâmbulo	72 bits
Tamanho do cabeçalho PLCP	48 bits
Taxa de transmissão do PLCP	6 Mbps
Taxa de transmissão básica	6 Mbps

A escolha da rede sem fio com protocolo de comunicação IEEE 802.11g, com preâmbulo curto, foi motivada pela maior quantidade de chamadas VoIP que podemos obter e pela melhor qualidade dessas chamadas, expressa pelos valores do MOS medido. Essa conclusão foi obtida a partir de simulações de chamadas VoIP bidirecionais entre cinco nós. Inicialmente o protocolo de comunicação dos nós foi configurado para utilizar preâmbulo longo e, posteriormente, preâmbulo curto. Os resultados obtidos entre os dois ambientes de rede, estão demonstrados nos gráficos das figuras 4.1, 4.2 e 4.3, em que a quantidade de chamadas VoIP está relacionada aos valores de MOS, perda de pacotes e atrasos.

Ao analisarmos o gráfico da figura 4.1, é possível verificar que os valores do MOS são aproximados, entre os dois ambientes, quando o número de chamadas fica em torno de 50 a 60. A partir dessa quantidade, nota-se o decréscimo acentuado no valor do MOS medido no ambiente com preâmbulo longo. Esse decréscimo fica em torno de 7% a 40% quando são transmitidas 70 e 80 chamadas respectivamente.

Conclui-se a partir desses dados que a utilização de redes sem fio baseadas no protocolo de comunicação IEEE 802.11g com preâmbulo curto, possibilita aumento superior a 16% na quantidade de chamadas VoIP com qualidade satisfatória na rede, em relação ao ambiente de rede que utiliza o preâmbulo longo.

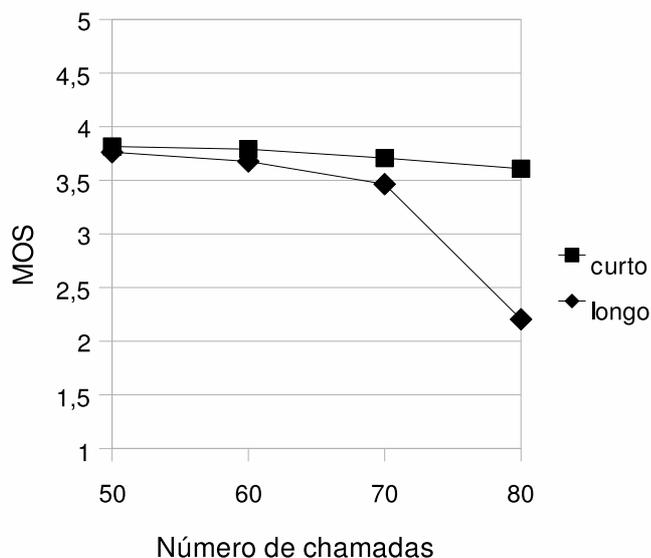


Figura 4.1: MOS das chamadas VoIP em rede IEEE 802.11g com preâmbulo curto e longo

A partir da redução de tamanho do cabeçalho da camada física, a transmissão será mais rápida, o que ocasionará atrasos pouco significativos caso a rede não esteja saturada. Na figura 4.2, é possível verificar em ambos os cenários, que o atraso aumenta à medida que o número de chamadas VoIP simultâneas também cresce. Para o ambiente com preâmbulo curto, o crescimento ocorre a uma taxa que varia entre 17% e 98%, mas no ambiente com preâmbulo longo, a taxa de crescimento no atraso varia de 25% a 293%.

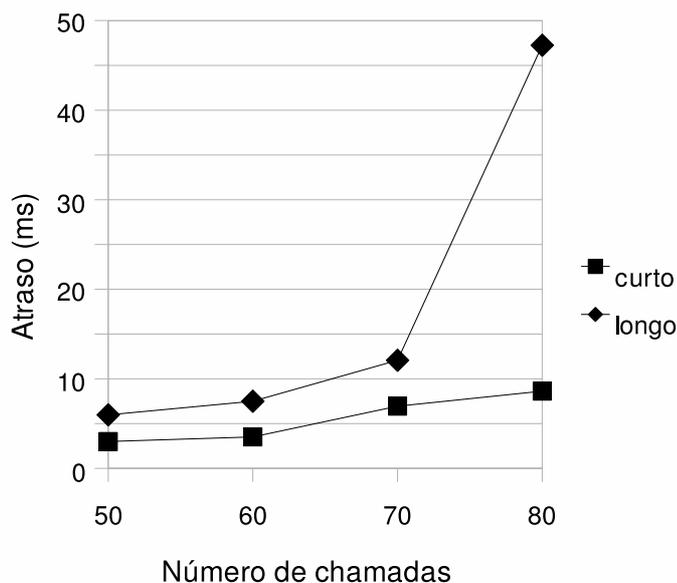


Figura 4.2: Atraso das chamadas VoIP em rede IEEE 802.11g com preâmbulo curto e longo

O ambiente com preâmbulo longo apresenta atrasos que superam em 50% a 550% o atraso

obtido no ambiente com preâmbulo curto. O aumento no atraso, visto na figura 4.2, faz com que haja maior perda de pacotes à medida que se aumenta o número de chamadas, pois a rede não possui capacidade para transmitir adequadamente todos os quadros, conforme é visto no gráfico da figura 4.3.

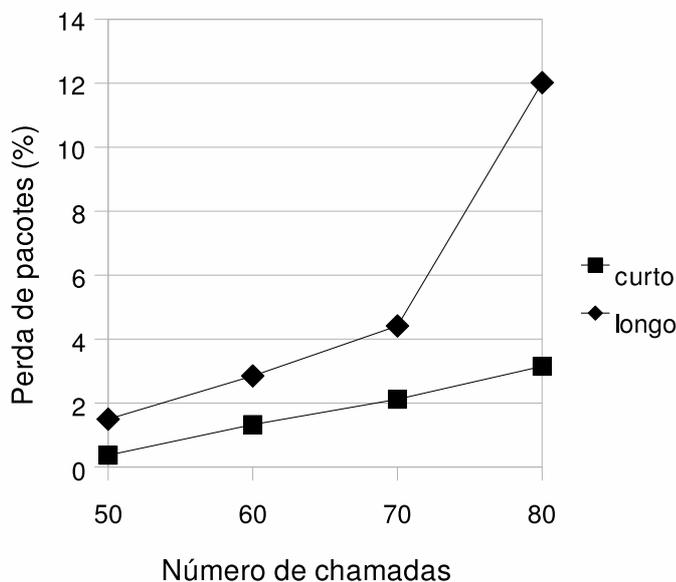


Figura 4.3: Perda das chamadas VoIP em rede IEEE 802.11g com preâmbulo curto e longo

As perdas de pacotes, cujos valores estão apresentados na figura 4.3, ocorrem por transbordo na fila dos nós, ou seja, chegam mais pacotes às filas que a capacidade que o nó possui para enviá-las pela rede. Além disso, com o aumento da quantidade de chamadas, também aumenta a disputa pelo acesso ao meio e consequentemente, aumenta a retransmissão e descarte de pacotes na camada MAC. O uso do preâmbulo curto reduz em até 74%, aproximadamente, a perda de pacotes que se obtém quando o preâmbulo longo é utilizado.

Todos os demais experimentos deste trabalho serão realizados com o uso do protocolo de comunicação IEEE 802.11g com preâmbulo curto, para maximizar a quantidade de chamadas VoIP com qualidade satisfatória.

4.3 Fase de simulação usando o cenário A

O cenário A, ilustrado na figura 4.4, possui 5 nós, em que todos se alcançam diretamente, ou seja, os nós são vizinhos entre si. Este cenário será usado para validar o funcionamento do CAC-RM, considerando a interferência entre os nós, pois todos estarão transmitindo ao mesmo tempo e disputando o acesso ao meio sem fio. O intervalo para envio dos pacotes HELLO, do

protocolo OLSR, será de 0.5 segundos.

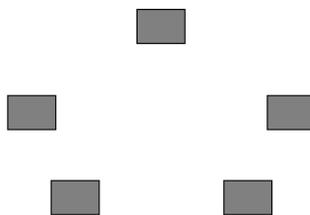


Figura 4.4: Cenário A: Nós vizinhos

Essa primeira fase está sub-dividida de acordo com o tipo de tráfego transmitido no cenário A. Inicialmente avaliaremos a qualidade das chamadas de voz quando existem apenas tráfego VoIP na rede. Posteriormente, avaliaremos a qualidade das chamadas em uma rede com tráfego VoIP e BE.

4.3.1 Cenário A somente com tráfego VoIP

Nesta sub-fase, mediremos a qualidade das chamadas VoIP emitidas por 5 nós vizinhos entre si, considerando parâmetros como o valor do MOS, da perda e atraso dos pacotes, descritos no capítulo 2. O objetivo inicial é comparar a quantidade e qualidade de chamadas simultâneas entre os nós e seus respectivos valores de MOS, perda e atraso dos pacotes. Posteriormente, o mesmo procedimento será realizado com o CAC-RM ativado para verificar como ele reage. O que se espera é que ao habilitarmos o CAC-RM, o número máximo de chamadas com qualidade satisfatória seja mantido, e a partir desse ponto, as novas chamadas sejam rejeitadas para que não haja perda significativa na qualidade das chamadas já aceitas, a ponto de inviabilizar suas transmissões.

A tabela 4.4 indica os parâmetros de rede utilizados no cenário de rede:

Tabela 4.4: Ambiente de simulação

Parâmetro	Valor
Modelo de propagação	Shadowing
Família 802.11	802.11G
<i>Path loss</i>	2.7
Antena	Omnidirecional de 8dB

Em todos os gráficos que apresentam os resultados do MOS, perda de pacotes ou atrasos, a partir da seção 4.3, temos uma quantidade de chamadas simultâneas e unidirecionais iniciadas

pela camada de aplicação de cada nó, indicada no eixo “Número de chamadas iniciadas”, cujo destino é cada um dos demais nós da rede. Desse modo, a quantidade de 5 chamadas, por exemplo, significa que cada um dos 5 nós da rede, emitirá 5 chamadas simultâneas e unidirecionais para cada um dos demais nós, então, cada nó iniciará 20 chamadas para os demais nós da rede, totalizando 100 chamadas VoIP iniciadas pela camada de aplicação desses nós, mas que só serão definitivamente aceitas pelo mecanismo de controle de admissão se não houver degradação na qualidade das chamadas VoIP que as tornem insatisfatórias.

Os resultados demonstrados nas figuras 4.5, 4.6 e 4.7 relacionam os valores de MOS das chamadas VoIP, bem como as perdas e atrasos dos pacotes VoIP, ao número de chamadas inicialmente efetuadas.

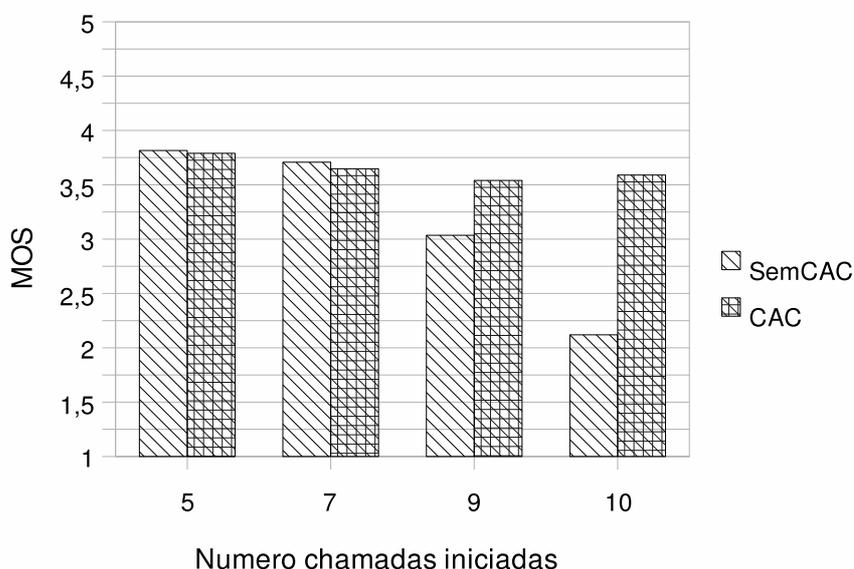


Figura 4.5: Qualidade MOS das chamadas

O gráfico da figura 4.5, indica que o MOS das chamadas realizadas sem o controle de admissão de chamadas, denominado na legenda como SemCAC, passa por degradação à medida que aumentam as chamadas simultâneas. Isso acontece porque todas as chamadas são aceitas sem que seja avaliado o impacto dessas admissões nas chamadas em andamento.

A partir do uso do CAC-RM é possível verificar na mesma figura 4.5 que o MOS das chamadas VoIP se mantém acima do valor mínimo de qualidade que é de 3,5, conforme descrito no capítulo 2. Desse modo, onde antes o MOS apresentava qualidade insatisfatória ($MOS < 3,5$), foi possível obter ganhos de proximadamente 17% e 70% devido a rejeição de 17% e 29% das chamadas iniciadas pela camada de aplicação, mas não estabelecidas pela camada de roteamento. A quantidade de chamadas rejeitadas está indicada na tabela 4.5.

Tabela 4.5: Fase1 - Chamadas rejeitadas

Chamadas simultâneas	Chamadas totais	Chamadas rejeitadas
5	100	0
7	140	0
9	180	30
10	200	58

No gráfico que trata sobre o atraso nos pacotes das chamadas, na figura 4.6, é possível notar uma redução de até 96% no atraso quando o CAC-RM está habilitado. A rejeição de chamadas VoIP faz com que a rede não alcance a saturação, desse modo, haverá menos pacotes a serem transmitidos na rede e, conseqüentemente, os pacotes que eventualmente forem enfileirados serão recebidos ou enviados mais rapidamente em relação ao ambiente que não utiliza o CAC.

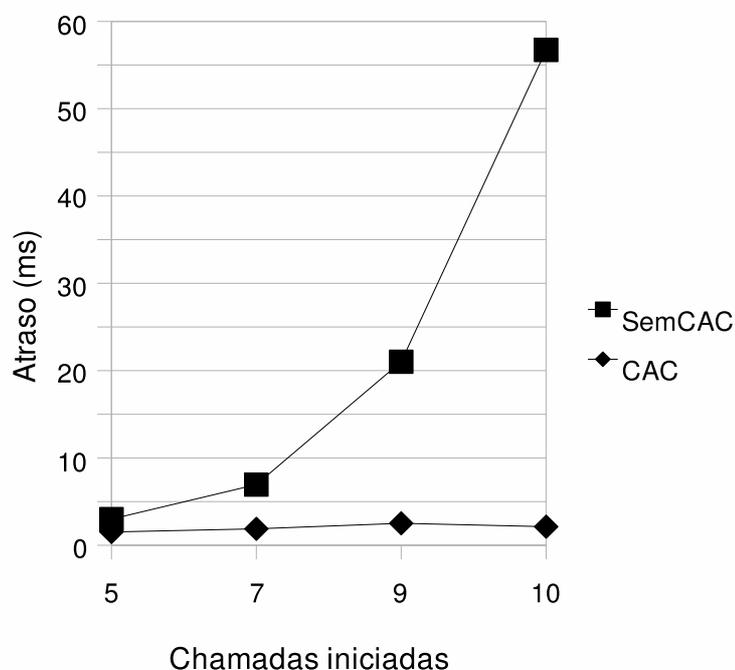


Figura 4.6: Atraso das chamadas.

No gráfico da figura 4.7, verifica-se que a partir do uso do CAC, a perda de pacotes é reduzida em até 82%, o que contribui significativamente para melhoria na qualidade da fala. Enquanto o número de chamadas se mantêm baixo (com cada nó transmitindo até 7 chamadas para os demais), não há diferença significativa em realizar chamadas VoIP sem o CAC. No entanto, à medida que aumenta o número de chamadas na rede, cresce a porcentagem de perda de pacotes VoIP.

Na seção a seguir, serão demonstrados e avaliados os resultados obtidos quando há tráfego VoIP e BE sendo transmitidos entre os nós sem fio.

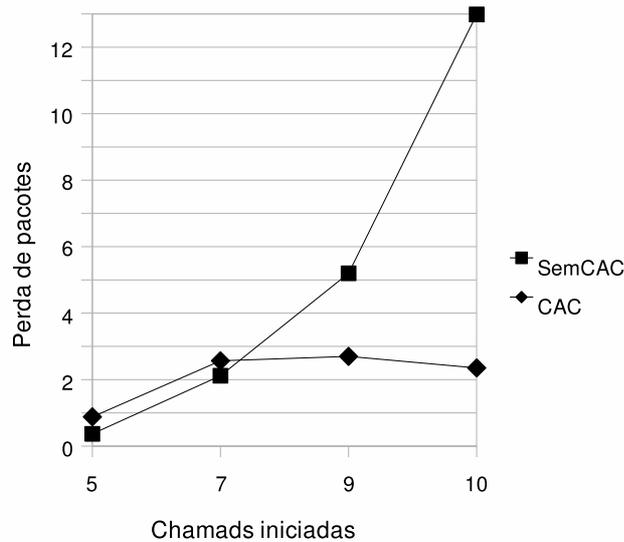


Figura 4.7: Perda de pacotes.

4.3.2 Cenário A com tráfego VoIP e BE

Em uma rede *mesh* real teremos simultaneamente diferentes tipos de tráfego, o que pode ocasionar disputas pelo acesso ao meio sem fio e descarte de pacotes nas filas dos roteadores, devido ao tempo de espera para recepção ou transmissão. Conforme tratado no Capítulo 2, problemas dessa natureza não são muito críticos para tráfegos sem requisitos de qualidade, como é o caso das aplicações TCP, conhecidas como aplicações BE (*Best effort*), pois caso haja perda de pacote, ocorre retransmissão e a aplicação altera sua taxa de transmissão para evitar congestionamentos.

Desse modo, o CAC-RM monitora o uso do meio por aplicações BE; prioriza o envio e recebimento dos pacotes VoIP, de modo que eles fiquem o menor tempo possível na fila dos nós; e regula o envio dos pacotes BE, quando eles representarem riscos para a manutenção da qualidade das chamadas VoIP.

Os experimentos realizados nesta etapa de avaliação usaram 5 e 7 chamadas simultâneas entre cada nó e todos os demais nós da rede. Essas quantidades de chamadas foram usadas como base, pois os resultados expressos pelos gráficos das figuras 4.5, 4.6 e 4.7, indicaram que nessas quantidades e em redes com tráfego exclusivamente VoIP, não há a ocorrência de atrasos e perdas significativas de pacotes de voz. O objetivo, então, é verificar o quanto o tráfego BE pode degradar a qualidade e quantidade das chamadas VoIP, e qual o ganho obtido quando é utilizado o CAC desenvolvido neste trabalho.

Na tabela 4.6 estão os parâmetros usados para a geração das chamadas BE:

Tabela 4.6: Parâmetros do tráfego BE

Parâmetro	Valor
Tipo de fluxo	FTP
Tamanho do pacote	Definido pela aplicação

As figuras 4.8, 4.9 e 4.10 ilustram a qualidade das chamadas de voz a partir da medida do seu MOS, perda de pacotes e atrasos quando existem fluxos BE na rede emitidos por nós que também estão transmitindo VoIP.

Ao se comparar o gráfico da figura 4.8, com tráfego VoIP e BE, com o da figura 4.5, em que não há tráfego BE, percebe-se que na presença do tráfego BE há degradação na qualidade das chamadas VoIP. Ainda assim, quando cada nó emite 5 chamadas simultâneas para cada um dos demais nós da rede, a degradação ocorrida não inviabiliza as transmissões VoIP, pois o valor do MOS médio permanece acima de 3.5, mesmo sem qualquer mecanismo que realize a regulação de tráfego BE.

No entanto, com o aumento das chamadas simultâneas para 7, o valor do MOS médio já não indica qualidade satisfatória das chamadas sem a regulação do tráfego BE e a priorização do envio e recebimento dos pacotes VoIP, pois, nesse caso, há uma redução acima de 12% no valor do MOS medido, em comparação ao cenário em que não há tráfego BE, indicado na figura 4.5.

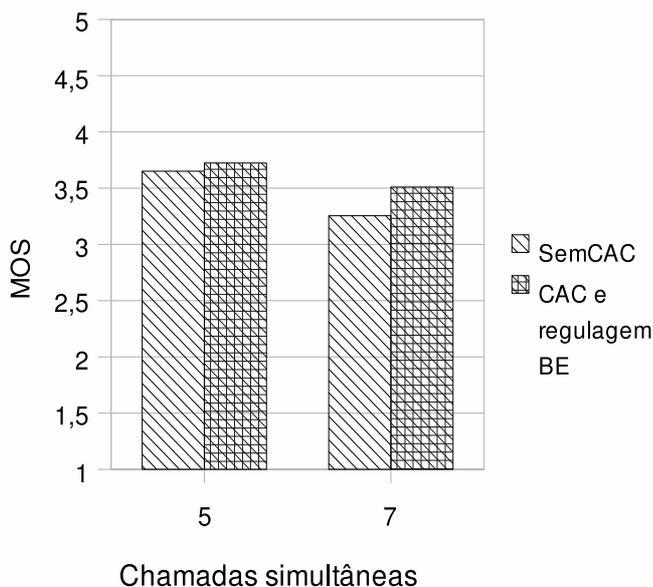


Figura 4.8: MOS com tráfego VOIP e BE.

Sem a regulação do tráfego BE agregada ao controle de admissão CAC-RM, a quantidade de chamadas com MOS acima de 3.5 é reduzida em, aproximadamente, 29% na presença de

tráfego BE. O motivo da degradação do MOS, sem o uso do CAC, está diretamente relacionado ao aumento na perda de pacotes e no atraso, conforme indicam os gráficos das figuras 4.9 e 4.10.

A figura 4.9 demonstra que para uma quantidade baixa de chamadas na rede, em que cada nó da rede emite 5 chamadas para os demais nós, a existência de tráfego BE não ocasiona aumento significativo na perda de pacotes, no entanto, ao aumentarmos a quantidade de chamadas VoIP na rede, haverá maior perda de pacotes caso o mecanismo de regulagem não seja utilizado. A elevação na porcentagem de pacotes perdidos é ocasionada pela colisão e descarte de pacotes na camada MAC, visto que o acesso ao meio torna-se muito mais disputado.

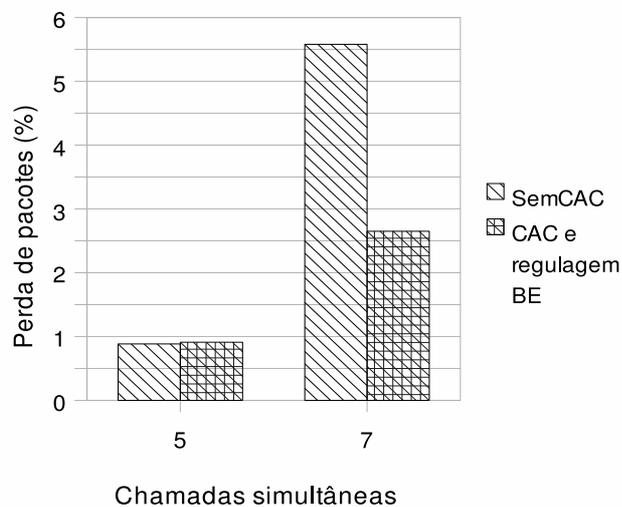


Figura 4.9: Perda de pacotes com tráfego VoIP e BE.

É possível verificar, através do gráfico da figura 4.10 que, sem o uso de um mecanismo regulatório para o tráfego BE, há um aumento no atraso dos pacotes. Isso acontece, pois no caso estudado de tráfego de uma aplicação FTP, esta só moldará sua taxa de transmissão depois que algumas perdas de pacotes forem percebidas.

Em nossa proposta, quando o tempo de ocupação BE alcançar 80%, a regulagem do tráfego BE será ativada e os pacotes serão descartados. Mesmo que não ocorra o descarte de pacotes BE, o tráfego VoIP passa a ter prioridade nas filas de envio e recebimento dos nós sem fio, reduzindo o atraso em mais de 9 vezes e reduzindo a perda de pacotes em 47%, segundo medições feitas em nossos experimentos, e apresentadas nos gráficos das figuras 4.9 e 4.10

É importante destacar que os valores dos gráficos apresentados nas figuras 4.8, 4.9 e 4.10 foram obtidos quando a transmissão BE foi feita por um par que também transmite VoIP. Portanto, além da regulagem proposta para o tráfego BE, a aplicação FTP, usada no experimento, tem sua transmissão adaptada pelo próprio protocolo de transporte TCP.

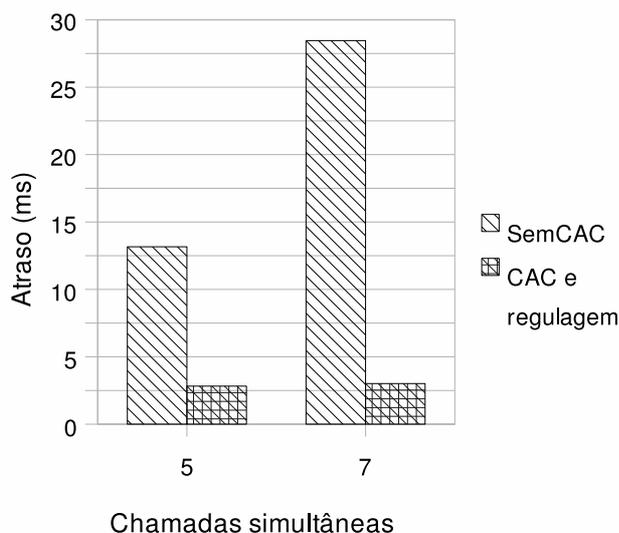


Figura 4.10: Atraso com tráfego VoIP e BE.

Nos próximos experimentos desta seção, serão acrescentados mais dois nós à rede e somente esses dois novos nós transmitirão tráfego BE.

Quando esses dois novos nós começam a transmitir, a aplicação BE tentará consumir toda a banda disponível e manterá o meio constantemente ocupado, o que aumentará a espera e descarte dos pacotes de voz na fila do nó. Desse modo, já não será mais possível manter a mesma quantidade de chamadas VoIP, com MOS acima de 3.5, conforme observou-se na figura 4.8, mesmo com a utilização da priorização no envio/recebimento dos pacotes VoIP e o descarte dos pacotes BE, quando o respectivo tempo de ocupação chegar em 80%.

Ainda que o tráfego BE passe pela regulagem, não será possível evitar que o limite de 80% seja ultrapassado, pois o nó só atualiza a cada 0.1 s seu tempo total de ocupação gasto com tráfego BE. Em nossos experimentos, o tráfego BE inicia antes que qualquer chamada de voz seja efetuada e, desse modo, a tendência da aplicação BE é tentar usar toda a largura de banda disponível entre os nós, até que sejam percebidas falhas na recepção dos pacotes.

Nos gráficos das figuras 4.11, 4.12 e 4.13 estão os resultados das medições de MOS, atraso e perda obtidos quando o tráfego BE é emitido por nós que não trafegam VoIP.

Pode-se observar no gráfico da figura 4.11, que o valor médio do MOS das chamadas VoIP é abaixo de 3.5 sem o uso de qualquer mecanismo para controlar o tráfego BE, o que indica qualidade insatisfatória, ocasionado pela existência do tráfego BE.

Nos experimentos em que o tráfego BE era transmitido por nós que também transmitiam VoIP, foi possível obter chamadas com MOS aceitável ao menos quando cada nó emitia 5 cha-

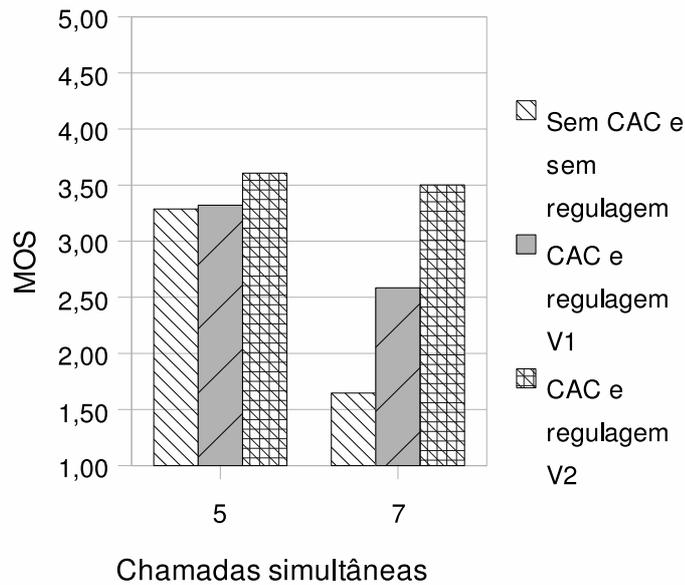


Figura 4.11: MOS para VoIP e BE em nós distintos.

mas para os demais, conforme dados apresentados na figura 4.8.

A partir dessas observações, avaliamos duas maneiras de regular o tráfego BE, com o objetivo de maximizar as chamadas VoIP. Cada abordagem é denominada “*Regulagem V1*” e “*Regulagem V2*”.

Na “*Regulagem V1*” foram definidos dois estágios para o descarte de pacotes BE:

1. ocorre o descarte quando o tempo de ocupação com tráfego BE atingir 80%; ou
2. ocorre o descarte quando o tempo de ocupação com tráfego VoIP atingir 20% e com tráfego BE atingir 50%.

Notamos, através de observações dos experimentos, explicitados nos gráficos das figuras 4.11, 4.12 e 4.13, que conseguimos obter melhoras na qualidade das chamadas à medida que aplicamos o fator limitante “*Regulagem V1*”.

Em relação à perda de pacotes, o fator limitante “*Regulagem V1*” obteve redução de 57% a 85%, demonstrado no gráfico da figura 4.13. Ao compararmos o atraso demonstrado no gráfico da figura 4.12, a redução ficou entre 72% a 85%.

Embora o uso do fator limitante “*Regulagem V1*” tenha reduzido as perdas e atrasos dos pacotes, não foi o suficiente para garantir qualidade satisfatória para as chamadas VoIP, pois o MOS ficou abaixo de 3,5, conforme pode ser observado no gráfico da figura 4.11. Pode-se justificar a baixa qualidade das chamadas VoIP, pois os nós conseguem atingir picos de 100%

de ocupação com pacotes BE, mas a atualização desse valor só será conhecida pelo regulador após 0.1 s. Por isso, um novo fator limitante foi definido e denominado de “Regulagem V2”, descrito a seguir.

Para o fator limitante denominado “Regulagem V2”, foram definidos dois estágios para o descarte de pacotes BE:

1. o descarte de pacotes é feito quando o nó atingir 65% de sua ocupação com tráfego BE;
ou
2. ocorre o descarte quando o tempo de ocupação com pacotes VoIP atinge 20% e o tempo BE está acima de 30%.

Com o uso desses novos parâmetros limitadores, percebemos em nossos experimentos que houve melhora significativa na qualidade das chamadas VoIP, pois a medição do MOS médio manteve-se acima de 3.5, conforme apresentado no gráfico da figura 4.11. Embora descartar pacotes restando ainda 35% de capacidade de transmissão, possa ser considerado desperdício de banda, notamos muitos picos que ultrapassam o valor estabelecido, pois o tempo total de ocupação é atualizado com atraso de 0.1 s.

Na figura 4.12 está demonstrada a relação entre o atraso de pacotes na presença de tráfego BE sem nenhum mecanismo regulatório, e com a utilização do mecanismo "Regulagem V2". Observa-se que o tráfego BE prejudica as chamadas VoIP, pois aumenta o atraso dos pacotes de voz. Isso acontece porque os pacotes BE são maiores e demoram mais para serem transmitidos, além disso, o acesso ao meio torna-se mais disputado, causando retransmissões na camada MAC. Com o uso do mecanismo "Regulagem V2", o tráfego BE não consegue ocupar todo o meio sem fio, o que reduz o atraso em 75% e 89%.

A figura 4.13 demonstra a porcentagem de perda de pacotes obtida sem o uso da regulagem de tráfego BE e os valores obtidos com cada versão proposta. Sem nenhum limitante para o tráfego BE, a disputa pelo acesso ao meio faz com que a perda de pacotes VoIP seja de, aproximadamente, 5.9% e 39%, de acordo com o aumento no número de chamadas.

Nota-se ainda, na figura 4.13, que as perdas de pacotes passam a variar entre 2.17% e 3.14% quando utilizamos o limitante “Regulagem V2”, o que significa uma redução de, aproximadamente, 92% nas perdas verificadas quando cada nó transmite 7 chamadas para cada um dos demais nós da rede. Isso é possível, pois, com o uso do limitante, os picos de transmissão já não conseguem manter o meio completamente ocupado, evitando o descarte de pacotes VoIP na fila do nó ou na camada MAC.

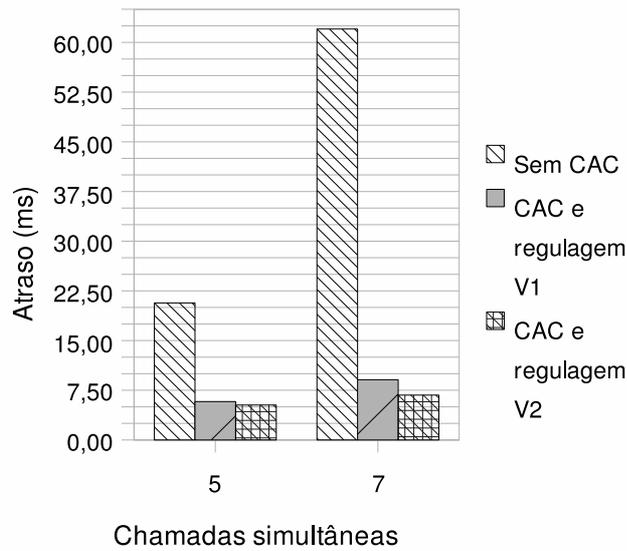


Figura 4.12: Atraso para VoIP e BE em nós distintos.

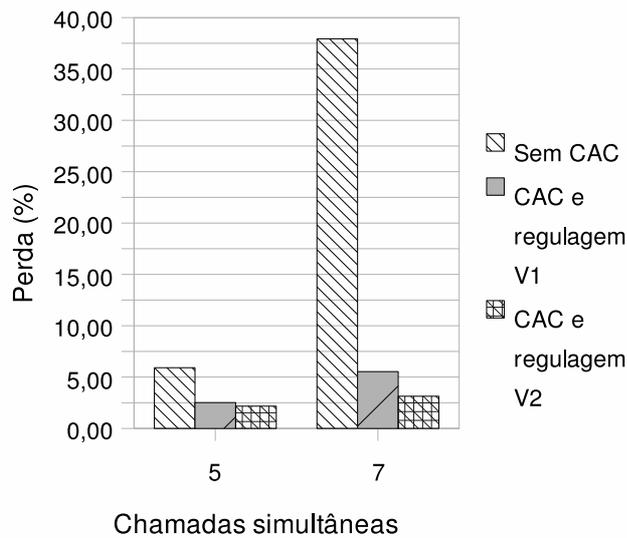


Figura 4.13: Perda de pacotes para VoIP e BE em nós distintos.

A partir dos experimentos que realizamos através de simulações, medindo a degradação da qualidade das chamadas VoIP, em uma rede que possui tráfego BE, demonstramos que esse tipo de tráfego interfere fortemente no uso do canal para o tráfego que necessita de QoS. Apenas tratar a prioridade de envio ou recebimento na fila dos nós não é suficiente, pois ele pode ocorrer nos nós vizinhos e causar maior disputa no acesso ao meio. Assim, podemos deduzir que um controle de admissão capaz de atuar em redes com tráfegos heterogêneos, deve oferecer priorização de envio e recebimento dos pacotes VoIP e avaliar a influência do tráfego BE na rede, estabelecendo limites para a transmissão desse tipo de tráfego, de modo a maximizar o número de chamadas VoIP, assim como é proposto por nosso controle de admissão.

A seguir, serão apresentados os resultados do MOS, perda de pacotes e atrasos medidos em uma rede *mesh* com múltiplos saltos, que utiliza, além da métrica contagem de salto, as métricas ETX e ML descritas no capítulo 2, e que são empregadas em projetos de redes *mesh* sem fio. Iremos avaliar a necessidade de se utilizar um mecanismo de controle de admissão mesmo na presença de métricas que escolham rotas a partir da avaliação da qualidade do enlace.

4.4 Fase de simulação usando o cenário B

O cenário desta fase das simulações é composto por 12 nós sem fio que não conseguem alcançar diretamente todos os demais nós da rede, ou seja, precisam usar saltos entre nós intermediários. Nossas simulações serão concentradas nos nós que só alcançam outros nós a partir de 2 e 3 saltos.

Nesta fase dos experimentos, o intervalo para envio das mensagens HELLO modificadas é de 1 s, pois com o intervalo em 0.5 s, pode existir *loop* nas rotas criadas pelas métricas ETX e ML, além de haver modificações frequentes nas rotas calculadas, que ocasionam perda de pacotes.

A rede *mesh* simulada nesta seção possui tráfego gerado exclusivamente por chamadas VoIP. O objetivo dessa fase é avaliar o ganho obtido com o uso do nosso Controle de Admissão de Chamadas VoIP (CAC) em uma rede com múltiplos saltos, mesmo na presença de métricas que escolham rotas a partir da avaliação da qualidade do enlace.

Inicialmente, as simulações irão comparar a quantidade de chamadas simultâneas com qualidade satisfatória a cada salto, utilizando a métrica da contagem de saltos, ETX e ML. Posteriormente, aumentaremos esse número de chamadas e avaliaremos o valor do MOS médio dessas chamadas sem o uso do CAC-RM e depois com CAC-RM ativado. Analisaremos se ele é capaz de atuar em uma rede com múltiplos saltos, rejeitando algumas chamadas para manter a qualidade das já estabelecidas, e se é vantajoso utilizá-lo mesmo na presença de métricas que avaliam a qualidade do enlace.

Nesta fase de experimento, será demonstrada que a quantidade de chamadas, com qualidade satisfatória, diminui à medida que aumenta o número de saltos entre nós emissores e destinatários. Essa diminuição pode ser devida ao processamento que cada nó intermediário precisa fazer para reencaminhar os pacotes e, principalmente, à interferência intra-fluxo, que aumenta a disputa pelo acesso ao meio, ocasionando aumento no tempo de espera nas filas e até mesmo o descarte dos pacotes. Na tabela a seguir, demonstra-se a quantidade máxima de chamadas VoIP, com qualidade satisfatória, à medida que cresce o número de saltos entre os nós. Os resultados

foram obtidos a partir de simulações usando a métrica Contagem de salto, ETX e ML.

Tabela 4.7: Quantidade máxima de chamadas com MOS aceitável

No de saltos	Contagem de salto	ETX	ML
2	55	44	40
3	37	35	20

Quando são necessários pelo menos 02 saltos entre os nós avaliados e, se aumentarmos a quantidade de chamadas entre emissor e destinatário para 60, é possível notar no gráfico da figura 4.14 que sem o uso do CAC, os valores do MOS ficam abaixo de 3.5 com qualquer métrica de roteamento. Isso significa que em ambientes com acesso ao meio disputado, embora a métrica ML tenha tido desempenho superior à métrica ETX, o uso de métricas que avaliam o enlace não é garantia de pouca perda de pacotes e baixo atraso, conforme os valores demonstrados nos gráficos das figuras 4.15 e 4.16.

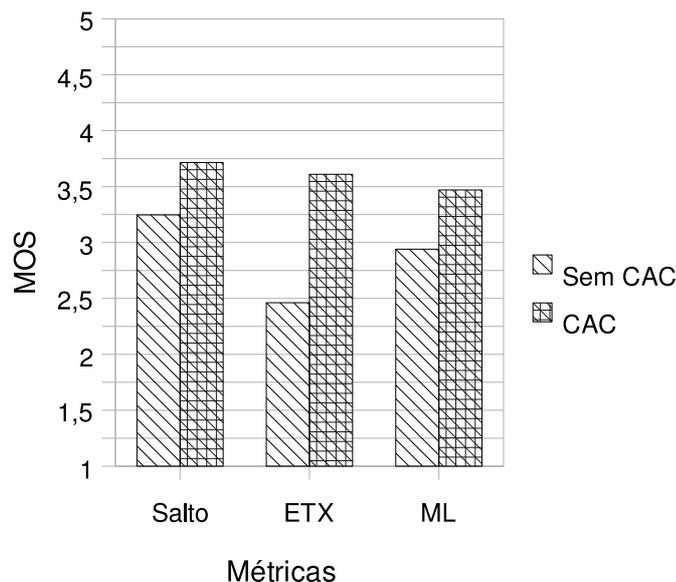


Figura 4.14: Qualidade MOS para 60 chamadas com 2 saltos

Nos casos em que são usadas métricas que analisam o enlace como a ETX e ML, nota-se, nos gráficos das figuras 4.15 e 4.16, que o atraso e perda de pacotes é maior em relação ao uso da métrica contagem de saltos. Creditamos isso às mudanças na tabela de roteamento, pois, embora essas mudanças tenham ocorrido porque foram encontrados caminhos com melhor qualidade no enlace, o nível de perda de pacotes não foi tolerado pela aplicação VoIP.

A partir dos resultados analisados e a exemplo das simulações realizadas no Cenário A, iremos habilitar o controle de admissão CAC-RM, iniciar 60 chamadas VoIP pela camada de

aplicação do nó, e verificar se é possível manter o MOS das chamadas VoIP acima de 3.5, caso algumas chamadas sejam recusadas.

Na tabela 4.8 está a quantidade de chamadas recusadas pelo CAC-RM quando são emitidas 60 chamadas VoIP entre o nó emissor e destinatário. As métricas ETX e ML podem selecionar rotas mais longas que as geradas pela métrica Contagem de salto (que prioriza caminhos mais curtos), o que aumenta a interferência intra-fluxo e resulta em maior rejeição de chamadas.

Tabela 4.8: Fase2 - Chamadas rejeitadas - 2 saltos

Métrica	Chamadas rejeitadas
Contagem de saltos	13
Métrica ETX	18
Métrica ML	21

Quando o CAC-RM avalia o tempo de ocupação do canal e rejeita a entrada de 22% a 35% das chamadas VoIP na rede, observa-se na figura 4.14 que a qualidade das chamadas passa a ser satisfatória ($MOS \geq 3.5$), ou se aproxima muito dessa condição, como é o caso da métrica ML, cujo uso do CAC-RM proporcionou melhoria de 18% no valor do MOS medido.

Analisando o gráfico da figura 4.15, pode-se verificar que o uso do controle de admissão reduz em aproximadamente 61% as perdas de pacotes obtidas com o uso da métrica Contagem de salto; em 78% as perdas obtidas com a ETX e em 64% as obtidas com a ML. Desse modo, mesmo que sejam iniciadas 60 chamadas pela camada de aplicação, o CAC-RM avalia se é possível aceitá-las ou se algumas deverão ser recusadas.

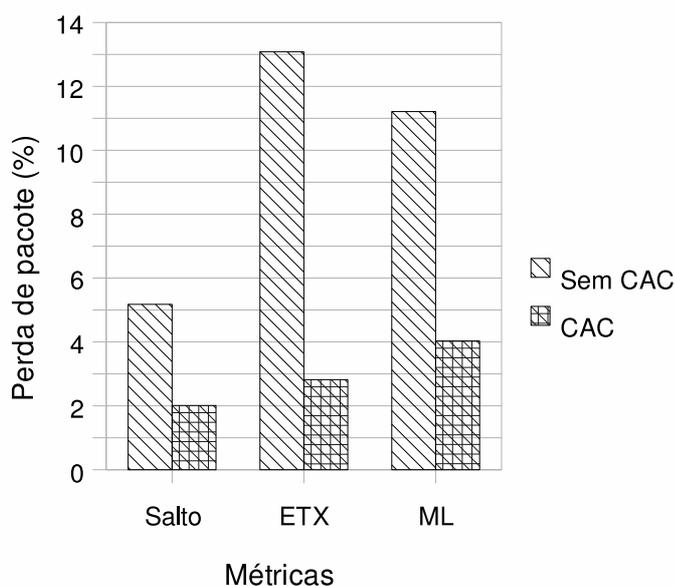


Figura 4.15: Perda de pacotes 60 chamadas com 2 saltos

O CAC-RM também conseguiu reduzir o atraso dos pacotes, em relação ao ambiente em que não há nenhuma avaliação para aceitar uma nova chamada, conforme pode ser observado no gráfico da figura 4.16. No caso da métrica Contagem de salto, a redução no atraso foi de, aproximadamente, 61%; de 69% com a métrica ETX e de 79% com a métrica ML. Essa redução é ocasionada pela menor quantidade de chamadas VoIP ativas na rede, conseqüentemente, com menor disputa pelo acesso ao meio sem fio e redução na fila de envio/recebimento dos pacotes.

Quando são necessários três (03) saltos para que o nó destinatário seja alcançado, nota-se que a quantidade de chamadas, com valor de MOS acima de 3.5, diminui mais ainda, conforme os dados apresentados na tabela 4.7. Essa redução acontece, principalmente, devido à interferência intra-fluxo, que aumenta a disputa pelo acesso ao meio, ocasionando aumento do tempo de espera nas filas e até mesmo o descarte dos pacotes.

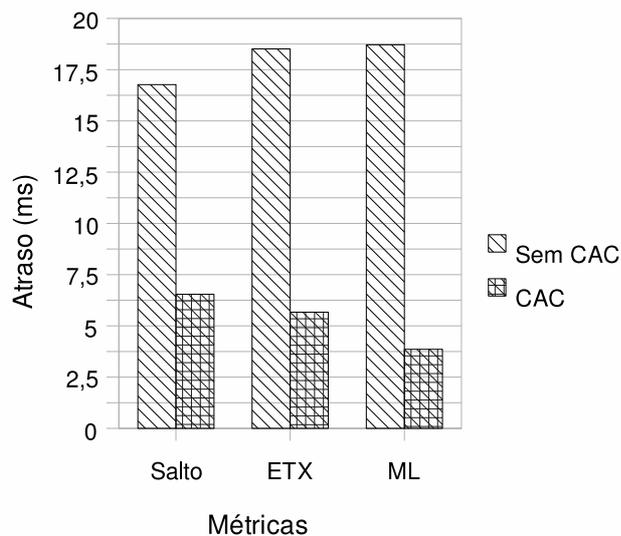


Figura 4.16: Atraso para 60 chamadas com 2 saltos

Os resultados dos gráficos das figuras 4.17, 4.18 e 4.19 demonstram os valores de MOS, perda de pacotes e atraso quando o emissor efetua 40 chamadas e precisa de pelo menos três (03) saltos para alcançar o nó destino. Quando o controle de admissão for acionado, algumas chamadas não serão aceitas se o mecanismo avaliar que elas irão degradar a qualidade das chamadas em andamento.

Na tabela 4.9 está a quantidade de chamadas recusadas pelo CAC-RM para tentar manter as chamadas em andamento com MOS acima de 3.5, quando são iniciadas 40 chamadas VoIP pela camada de aplicação do nó emissor.

Tabela 4.9: Fase2 - Chamadas rejeitadas - 3 saltos

Métrica	Chamadas rejeitadas
Contagem de saltos	7
Métrica ETX	10
Métrica ML	14

Na figura 4.17, é estabelecida uma relação da qualidade da voz medida em um ambiente sem controle de admissão das chamadas VoIP, em relação a um ambiente que utiliza o CAC-RM. Sem controle de admissão não é possível obter chamadas com qualidade satisfatória e a métrica Contagem de saltos obtém o melhor resultado de MOS, pois embora apresente o maior atraso médio, não há perda de pacotes ocasionadas pela mudança de rota como ocorre nas métricas ETX e ML.

Com o uso do CAC-RM, houve ganho do MOS em todas as métricas medidas. Neste caso, o CAC-RM em conjunto com a métrica ETX apresentou maiores ganhos, mas houve mais rejeição de chamadas em relação à Contagem de salto, provavelmente por usar rota mais longa. O ganho chegou a 60% do MOS porque à medida que as chamadas são recusadas, há uma diminuição na disputa pelo acesso ao meio, consequentemente, diminui a quantidade de pacotes enfileirados que aguardam a transmissão e, do mesmo modo, diminui a quantidade de pacotes descartados na camada MAC, conforme está representado no gráfico da figura 4.18. Essas diminuições citadas, refletem-se diretamente na redução do atraso, conforme pode ser visto na figura 4.19.

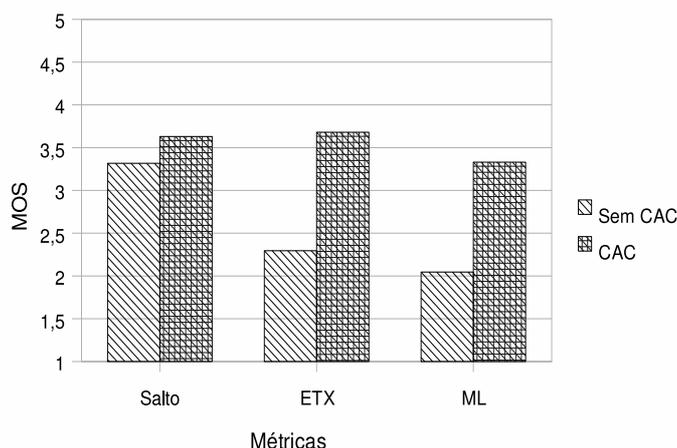


Figura 4.17: MOS para 40 chamadas com 3 saltos

No mesmo gráfico 4.17, também a métrica ML apresentou ganhos consideráveis, próximos de 62%. Esse ganho é apresentado por causa das rejeições de chamadas, pois o meio sem fio não fica congestionado e não há aumento crítico na disputa de acesso ao meio. No entanto, considerando o valor do MOS, a métrica ML demonstrou-se inferior à ETX. Verificou-se nesta

avaliação, que a métrica ML selecionou rotas mais longas que a ETX, o que acreditamos tenha ocasionado a maior rejeição de chamadas e redução na capacidade de transmissão.

No gráfico da 4.18 é possível notar que a rejeição de chamadas VoIP, obtidas a partir do uso do CAC, possibilitou redução de até 87% nas perdas de pacotes. Já em relação ao atraso, cujos valores estão detalhados no gráfico da figura 4.19, houve redução de até 79% no atraso obtido com o uso da métrica ML.

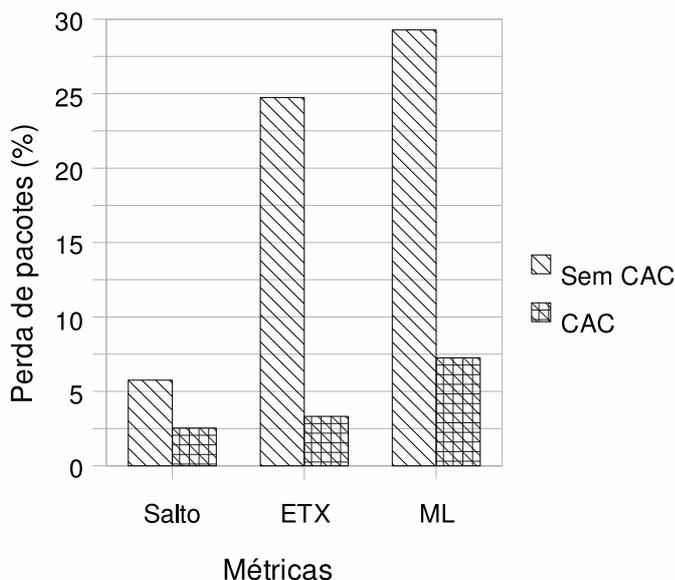


Figura 4.18: Perda de pacotes para 40 chamadas com 3 saltos

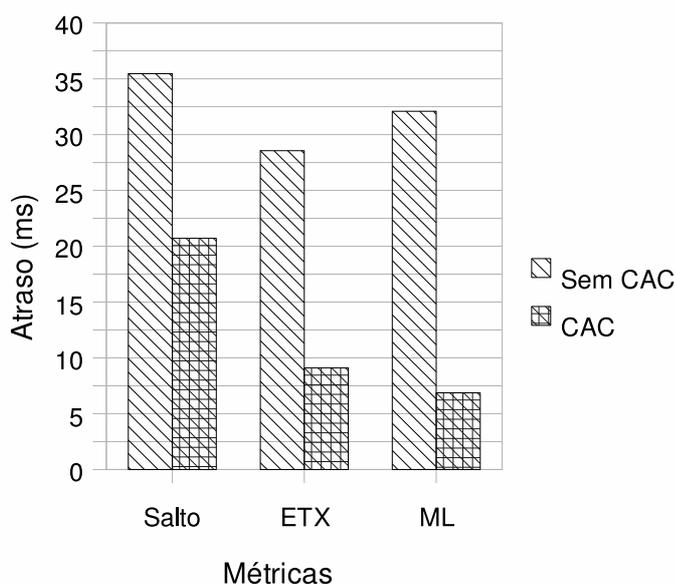


Figura 4.19: Atraso para 40 chamadas com 3 saltos

A partir dos resultados obtidos nas simulações realizadas nesta seção, avaliamos os valores do MOS das chamadas VoIP, das perdas e atrasos dos pacotes dessas chamadas em uma rede com múltiplos saltos. Mostramos, na tabela 4.7, que a quantidade de chamadas com MOS acima de 3.5 diminui à medida que aumentam os saltos e que, nos casos cujo o número de chamadas ultrapassa determinada quantidade, indicada também na tabela 4.7, há uma degradação generalizada no MOS medido. Com o uso do CAC-RM, obtivemos melhorias muito significativas, pois reduzimos até em 87% as perdas de pacotes e em até 79% os atrasos, refletindo no MOS medido que passou a ficar acima de 3.5, indicando qualidade satisfatória das chamadas.

Portanto, diante desses resultados apresentados, podemos concluir que o uso de métricas que avaliam o enlace não garante diretamente a qualidade das chamadas VoIP quando os nós estão congestionados, pois mesmo que haja mudança de rota, haverá maior disputa pelo acesso ao meio, causando perda de pacote e atrasos no envio ou recebimento dos pacotes VoIP. Além disso, mudanças de rota durante o andamento de uma chamada, acarretarão em perdas de pacotes e atrasos que degradam a qualidade da fala. No entanto, a partir do uso do CAC-RM, demonstramos que é possível obter chamadas VoIP com qualidade satisfatória ao evitar que novas admissões causem degradação do enlace e prejudiquem as chamadas já estabelecidas.

5 Conclusões e trabalhos futuros

A utilização de aplicações multimídia que precisam de reprodução contínua e em tempo real, é mais restritiva quando usada em ambiente de redes sem fio. Fatores como mobilidade dos nós, a alta taxa de erro do canal e as perdas de conexão, afetam diretamente a qualidade desse tipo de aplicação. Além disso, quando a rede está próxima ao limite de sua capacidade de transmissão, a disputa pelo acesso ao meio sem fio aumenta o atraso e descarte de pacotes. Alguns aspectos da rede podem ser trabalhados para melhorar o desempenho das aplicações multimídias e nossas pesquisas concentraram-se no uso de um mecanismo para controlar a admissão de chamadas VoIP, de modo a prevenir que novas chamadas causem congestionamento e comprometam a qualidade das demais chamadas em andamento.

Vários conceitos teóricos foram revisados no capítulo 2 e ao longo desta dissertação para embasar o funcionamento do controle de admissão desenvolvido. A partir dessas pesquisas, foi possível desenvolver um controle de admissão para chamadas VoIP que pode ser usado em redes *mesh* sem fio, com fluxo heterogêneo, baseadas na especificação IEEE 802.11g, o qual foi denominado CAC-RM.

O CAC-RM possui reserva de recursos e controle do envio de fluxos que não necessitam de requisitos de QoS. Tem como principais características a estimativa do tempo de ocupação do nó com tráfego BE e VoIP, de modo a analisar a viabilidade de aceitar novas chamadas VoIP sem comprometer a qualidade das chamadas em andamento; a integração ao protocolo de roteamento pró-ativo OLSR, a partir do envio de mensagens de controle modificadas, para que o nó possa transmitir aos demais nós da rede informações sobre seu tempo de ocupação; estimativa sobre a interferência intra-fluxo e priorização do envio e recebimento do tráfego VoIP, para evitar atrasos em redes com tráfego heterogêneo.

O CAC-RM usou a mensagem HELLO, já definida no protocolo OLSR, para informar aos nós vizinhos sobre o nível de ocupação com tráfego de QoS e BE. Além disso, como o acesso ao meio sem fio é compartilhado, o impacto da interferência intra-fluxo também foi considerada para a admissão das chamadas. Essas características permitiram que o CAC-RM pudesse aceitar

ou recusar uma nova chamada e controlar a transmissão de fluxos BE, com base nas informações gerais da rede e não apenas com os dados coletados localmente pelo nó, tornando o mecanismo mais preciso.

O controle de admissão proposto foi avaliado a partir de simulações de uma rede *mesh* sem fio utilizando 2 cenários: (i) no primeiro, todos os nós da rede são vizinho; e (ii) no segundo cenário, é necessário dar saltos entre nós intermediários para que a chamada VoIP seja estabelecida entre emissor e destinatário. Os resultados foram avaliados a partir dos valores do MOS das chamadas VoIP, da perda e atraso de pacotes.

Os resultados obtidos a partir das simulações e detalhados no capítulo 4, demonstraram que, em ambos os cenários, o CAC-RM mostrou-se eficiente, pois houve ganho no MOS medido e redução na perda e atraso dos pacotes de voz, em relação ao ambiente sem o CAC-RM. Isso foi possível pois o CAC-RM conseguiu avaliar o tempo de ocupação do canal e evitar que a entrada de novas chamadas VoIP comprometesse o desempenho de chamadas já estabelecidas, ou que a existência de tráfegos do tipo BE inviabilizasse o uso do VoIP na rede.

A eficiência do CAC-RM foi inicialmente avaliada no cenário onde todos os nós são vizinhos entre si, no qual utilizamos somente tráfego VoIP e, posteriormente, tráfego VoIP e BE. No segundo cenário avaliado, em que é necessário dar saltos entre os nós, foi utilizado o tráfego VoIP com as métricas contagem de salto, ETX e ML.

Quando os nós do primeiro cenário transmitiam apenas tráfego VoIP, observou-se que sem o CAC-RM, à medida que a quantidade de chamadas aumentava, a qualidade degradava até inviabilizar o uso do VoIP ($MOS < 3.5$). Com o uso do CAC-RM, houve ganho entre 17% e 70% devido a rejeição de 17% a 29% das chamadas iniciadas pela camada de aplicação, mas não estabelecidas pela camada de roteamento. A diminuição na perda de pacotes ficou entre 48% e 82%, já o atraso foi reduzido em até 96%. Os gráficos com os resultados obtidos estão apresentados nas figuras 4.5, 4.6, 4.7. Portanto, a utilização do CAC-RM evita congestionamento no ambiente de rede e, desse modo, possibilita chamadas VoIP com qualidade satisfatória.

Os testes realizados usando o mesmo cenário mas com tráfego VoIP e BE transmitidos por um mesmo par de nós, mostram que sem o uso do CAC-RM, a existência de tráfego BE diminui a quantidade de chamadas VoIP com MOS acima de 3.5 em 29% aproximadamente. O CAC-RM consegue tratar essa redução na quantidade de chamadas com qualidade usando priorização de pacotes VoIP nas filas dos nós e controle do fluxo de pacotes BE enviados na rede, quando o tempo de ocupação do nó chegar a 80% com tráfego BE. Portanto, o uso do CAC-RM é muito importante para possibilitar a transmissão de chamadas VoIP com qualidade satisfatória na presença de tráfego BE.

Partindo da observação do ganho de qualidade com a priorização do envio e recebimento de pacotes VoIP, do fato de que alguns picos de transmissão BE foram os principais responsáveis pela degradação ou inviabilização de chamadas VoIP com qualidade e de que houve adaptação do tráfego BE às condições da rede, um novo aspecto do funcionamento foi avaliado no CAC-RM, que é a capacidade de regular a transmissão BE quando alguns nós não transmitem simultaneamente chamadas VoIP.

Nesse caso, novas simulações foram realizadas, acrescentando mais dois nós ao cenário em que todos os nós são vizinhos, sendo que apenas esses dois novos nós transmitiam tráfego BE enquanto que os demais trafegavam VoIP. Avaliamos os fatores de limitação para o tráfego BE que pudesse maximizar o número de chamadas VoIP na rede. Definimos dois mecanismo de regulagem que apresentaram aumento do MOS e redução das perdas e atrasos dos pacotes de voz. O limitando definido como “*Regulagem V2*” foi o que possibilitou chamadas VoIP com MOS acima de 3.5 onde antes, sem a utilização do mecanismo, todas as chamadas possuíam qualidade insatisfatórias.

Com a agregação do fator limitante “*Regulagem V2*” ao CAC-RM, obteve-se uma redução de até 92% nas perdas de pacotes. Os gráficos com o detalhamento completo do MOS, perda de pacotes e atrasos obtidos com e sem os fatores de regulagem, podem ser encontrados nas figuras 4.10, 4.11 e 4.12.

As simulações realizadas na presença do tráfego BE, nos levou a validar a premissa que tráfegos VoIP são influenciados fortemente por tráfegos BE, mesmo quando se utiliza priorização de tráfego ou quando o fluxo BE adequa sua transferência às condições da rede, pois o tempo que se passa até que essa adequação seja feita, já é um fator de degradação da qualidade de voz.

O CAC-RM também foi validado em um cenário de rede *mesh* onde os nós se alcançam através de saltos. Observou-se que sem o CAC-RM, a quantidade de chamadas com MOS acima de 3.5 diminui à medida que aumentam os números de saltos e a quantidade de chamadas. Conclui-se que isso ocorra devido ao processamento do reencaminhamento dos pacotes e à interferência intra-fluxo, descrita no capítulo 2, pois há aumento na disputa pelo acesso ao meio, já que alguns nós da rota estão dentro do alcance-CS dos demais nós.

Em nossa solução, para que uma chamada seja admita na rede, o nó deve avaliar se há tempo disponível para atender a essa nova chamada, considerando os recursos disponíveis nos nós da rede e estimando o que será desperdiçado devido a interferência intra-fluxo. As simulações para avaliar nossa proposta em uma rede de múltiplos saltos foram realizadas em conjunto com as métricas de roteamento ETX e ML, que analisam a qualidade do enlace para construir as rotas, com o objetivo de verificar se elas são suficientes para garantir chamadas com qualidade mesmo

em redes congestionadas.

A partir dos resultados obtidos nas simulações com dois saltos e detalhados nas figuras 4.13, 4.14 e 4.15, conclui-se que somente as métricas ETX e ML não são suficientes para garantir boa qualidade às chamadas VoIP quando a rede se aproxima da saturação, pois as mudanças de rota que ocorrem para uma chamada já estabelecida ocasionam atrasos e perdas de pacotes que não são toleradas. Sem o CAC-RM, os experimentos em redes saturadas, com dois saltos, não apresentavam nenhuma chamada com MOS acima de 3.5. Com o uso do CAC-RM passamos a obter chamadas com MOS satisfatório, e tivemos redução de até 75% e 79%, respectivamente, nas perdas e atrasos de pacotes.

O uso do CAC-RM nas chamadas que necessitaram de 03 saltos entre nós intermediários, possibilitou, a partir da rejeição 17% a 35% das chamadas, em ganhos de até 62% no MOS medido. Além disso, houve redução de até 87% nas perdas de pacotes obtidas com a métrica ETX e de até 79% de redução no atraso obtido com o uso da métrica ML.

Considerando todos os resultados apresentados no decorrer deste trabalho, a utilização do CAC-RM conseguiu, a partir da rejeição de novas chamadas, manter viável a qualidade de chamadas VoIP já estabelecidas, em situações que culminariam em congestionamento da rede e, conseqüentemente, em qualidade insatisfatória nas chamadas VoIP. Além disso, a partir da regulagem do tráfego BE e priorização do tráfego VoIP, foi possível maximizar a quantidade de chamadas VoIP com qualidade satisfatória, mesmo na presença de tráfego BE na rede.

5.1 Trabalhos futuros

O controle de admissão desenvolvido conseguiu obter ganhos muito significativos ao avaliar se uma nova chamada pode ou não ser aceita na rede e ao efetuar a priorização dos pacotes VoIP e regulagem do fluxo BE. Nossos esforços concentraram-se no controle de admissão integrado ao protocolo OLSR que se utiliza do envio de mensagens HELLO modificadas e de tabelas auxiliares para controlar as reservas de recursos em cada nó.

Essa abordagem foi utilizada porque acreditávamos que era o suficiente para realizar a prova de nossas premissas. O que se constatou ao longo de todo o processo. Porém, como trabalho futuro, é possível usar as informações sobre o tempo gasto com tráfego QoS e BE, que cada nó envia através das mensagens HELLO, para criar rotas alternativas às chamadas VoIP recusadas, de modo que seja possível calcular uma rota que não esteja congestionada. Assim, se o congestionamento ocorrer ao longo dos nós intermediários, supomos que a chance de haver uma rota alternativa que ligue o nó emissor ao destinatário da chamada seja alta.

Supomos que seria interessante estabelecer um limite para mudanças de rota ao longo de uma chamada e após isso, mesmo que a métrica de roteamento escolhesse novos caminhos, a rota em uso pela chamada VoIP deveria ser mantida até o fim da conversação. Desse modo, somente as novas chamadas que fossem autorizadas pelo controle de admissão, poderiam utilizar as rotas recém-descobertas. Para isso, seria necessário que o caminho completo da rota estivesse em cada pacote trafegado, o que não ocorre com o uso do protocolo de roteamento OLSR.

5.2 Dificuldades encontradas

Para a realização deste trabalho, foi necessário o aprendizado sobre o simulador NS-2 e a ferramenta para análise estatística, AKAROA-2. Aprender sobre o funcionamento do NS-2 foi uma das dificuldades encontradas, visto que para o desenvolvimento desta pesquisa foi necessário acrescentar a ele o protocolo de roteamento OLSR e as métricas de roteamento ETX e ML, além do próprio desenvolvimento das rotinas do CAC-RM para chamadas VoIP.

Após definição do tema de pesquisa desta dissertação, iniciou-se uma fase de estudos para analisar como os recursos da rede *mesh* sem fio poderiam ser estimados e usados como parâmetros para aceitar ou rejeitar as chamadas VoIP. Inicialmente, adaptamos o simulador NS-2 para que a disponibilidade de recurso nos nós fosse estimada a partir da banda consumida pelas chamadas VoIP. Essa etapa da pesquisa resultou na submissão de dois artigos, cujas revisões indicaram que o controle de admissão é uma área de pesquisa importante, mas que seria necessário aprimorar o método da estimativa do consumo de recurso. Após o tempo dedicado a essa etapa, mudar o modo de estimar o consumo da chamada foi uma decisão difícil pois significou abandonar todo o desenvolvimento e alterações realizadas no simulador NS-2, até então.

Outra dificuldade encontrada para a realização desta pesquisa foi a forte demanda computacional exigida pelo ambiente de simulação, motivada pela quantidade de chamadas VoIP utilizadas. Além disso com a definição do intervalo de confiança em 95% e da precisão relativa em 0.05, a ferramenta AkarOA-2 forneceu resultados com melhor acurácia, no entanto, o tempo necessário para a conclusão dos experimentos foi maior do que seria obtido caso tivéssemos definido parâmetros estatísticos menos precisos.

Referências Bibliográficas

- 802.11G, I. *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications - Amendment 4: Further higher data rate extension in the 2.4GHz Band*. New York: [s.n.], 2003. Standard IEEE 802.11.
- AGUAYO, D.; BICKET, J.; BISWAS, S.; JUDD, G.; MORRIS, R. A measurement study of a rooftop 802.11b mesh network. In: *Proceedings of the 2004 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*. New York, NY, USA: ACM, 2004. p. 121–132. ISBN 1-58113-862-8.
- AKAROA-2. *Projeto Akaroa*. 2008. <http://www.cosc.canterbury.ac.nz/research/rg>. Acesso em: 05 fevereiro 2008.
- AKYILDIZ, I.; WANG, X.; WANG, W. *Wireless mesh networks: A survey*. 2005. Disponível em: <citeseer.ist.psu.edu/akyildiz05wireless.html>.
- AUGUSTO, C.; CERVEIRA, C.; REZENDE, J. Controle de admissão adaptativo para redes ad-hoc 802.11. In: *Proceedings of the 23th Simpósio Brasileiro de Telecomunicações - SBrT'2005*. Campinas, Brasil: SBC, 2005.
- BADIS; AGHA. Qolsr, qos routing for ad hoc wireless networks using olsr. In: *Proceedings of European Transactions on Telecommunications*. [S.l.: s.n.], 2005. v. 15, p. 427–442.
- CAMPISTA, M.; ESPOSITO, P.; MORAES, I.; COSTA, L.; DUARTE, O.; PASSOS, D.; ALBUQUERQUE, C.; SAADE, D.; RUBINSTEIN, M. Routing metrics and protocols for wireless mesh networks. *Network, IEEE*, v. 22, n. 1, p. 6–12, 2008. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1109/MNET.2008.4435897>>.
- CARVALHO, L. *Implementação do Modelo E para avaliação Objetiva da Qualidade da Fala em Redes de Comunicação VoIP*. Dissertação (Mestrado) — Departamento de Ciência da Computação, Universidade federal do Amazonas, Manaus, AM, 2004.
- CARVALHO, L.; MOTA, E.; AGUIAR, R.; LIMA, A.; SOUZA, J.; BARRETO, A. An e-model implementation for speech quality evaluation in voip systems. *Proceedings of the 10th IEEE Symposium on Computers and Communications*, IEEE, Inc., p. 933–938, 2005.
- CERVEIRA, C. R. *Diferenciação de Tráfego e Controle de Admissão em Redes Ad Hoc IEEE 802.11*. Dissertação (Mestrado) — Departamento de Engenharia Elétrica, Universidade Federal do Rio de Janeiro, Rio de Janeiro, RJ, 2007.
- CHAKERES, I. D.; BELDING-ROYER, E. M. Pac: Perceptive admission control for mobile wireless networks. *QSHINE*, p. 18–26, 2004. Disponível em: <<http://doi.ieeeecomputersociety.org/10.1109/QSHINE.2004.37>>.

CLAUSEN, T.; JACQUET, P. *Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)*. 2003. Disponível em: <citeseer.ist.psu.edu/clausen03optimized.html>.

CORDEIRO, W.; AGUIAR, E.; JUNIOR, W. M.; ABELEM, A.; STANTON, M. Providing quality of service for mesh networks using link delay measurements. In: *ICCCN*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 991–996.

DRAVES, R.; PADHYE, J.; ZILL, B. Comparison of routing metrics for static multi-hop wireless networks. In: *SIGCOMM'04. Proceedings of the 2004 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*. Oregon, USA: ACM Press, 2004a. p. 133–144.

DRAVES, R.; PADHYE, J.; ZILL, B. Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. In: *Proceedings of the 10th annual international conference on Mobile computing and networking (MobiCom)*. Philadelphia, PA: ACM Press, 2004b.

DUNCAN, I. *Modelagem e análise do protocolo IEEE 802.11*. Dissertação (Mestrado) — Departamento de Engenharia Elétrica, Universidade Federal do Rio de Janeiro, Rio de Janeiro, RJ, 2006.

ESPOSITO, P. M.; SCHILLER, F. O. S. B.; CAMPISTA, M. E. M.; MORAES, I. M.; RUBINSTEIN, M. G.; COSTA, L. H. M. K.; DUARTE, O. C. M. B. Implementação da métrica de roteamento tempo esperado de transmissão em redes em malha sem fio. *XXV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC'2007*, Belém, Brasil, p. 3–16, 2007.

EWING, G.; MCNICKLE, D.; PAWLIKOWSKI, K. Spectral analysis for confidence interval estimation under multiple replications in parallel. In: *Proc. European Simulation Symposium - ESS 2002*. [S.l.]: ISCS Press, 2002. p. 52–55;61.

EWING, G. C.; PAWLIKOWSKI, K.; MCNICKLE, D. *Akaroa2: Exploiting network computing by distributing stochastic simulation*. 1999. International Society for Computer Simulation.

FARKAS, K.; BUDKE, D.; PLATTNER, B.; WELLNITZ, O.; WOLF, L. Qos extensions to mobile ad hoc routing supporting real-time applications. In: *AICCSA '06: Proceedings of the IEEE International Conference on Computer Systems and Applications, 2006*. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2006. p. 54–61. ISBN 1-4244-0211-5.

G.114, I-T. *One-way transmission time*. 1993. International Telecommunication Union.

GARG, S.; KAPPES, M. Admission control for voip traffic in iee 802.11 networks. In: *Global Telecommunications Conference*. NJ, USA: [s.n.], 2003. v. 6, p. 3514–3518.

GAST, M. S. *802.11 Wireless Networks: : The definitive guide*. USA: O'Reilly Inc., 2002. ISBN 0-596-00183-5.

HAERRI, J.; FILALI, F.; BONNET, C. Performance comparison of aodv and olsr in vanets urban environments under realistic mobility patterns. In: *MED-HOC-NET'06. Proceedings of the 5th IFIP Mediterranean Ad-Hoc Networking Workshop*. Lipari, Italy, 2006.

HANZO, L.; TAFAZOLLI, R. A survey of qos routing solutions for mobile ad hoc networks. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, v. 9, n. 2, p. 50–70, 2nd Quarter 2007.

HSU, J.; BHATIA, S.; TAKAI, M.; BAGRODIA, R. Performance of mobile ad hoc networking routing protocols in realistic scenarios. In: *Proceedings of the Military Communications Conference*. Lipari, Italy: IEEE Publications, 2003. v. 2, p. 1268–1273.

JACQUET, P.; MÜHLETHALER, P.; CLAUSEN, T.; LAOUITI, A.; QAYYUM, A.; VIENNOT, L. Optimized link state routing protocol for ad hoc networks. In: *Proceedings of the 5th IEEE Multi Topic Conference (INMIC 2001)*. [s.n.], 2001. Disponível em: <citeseer.ist.psu.edu/jacquet01optimized.html>.

JOHNSON, D.; MALTZ, D.; BROCH, J. Dsr the dynamic source routing protocol for multihop wireless ad hoc networks. In: _____. *Ad Hoc Networking*. Addison-Wesley, 2001. cap. 5, p. 139–172. Disponível em: <citeseer.ist.psu.edu/johnson01dsr.html>.

KASHYAP, A.; GANGULY, S.; DAS, S. R.; BANERJEE, S. Voip on wireless meshes: Models, algorithms and evaluation. In: *INFOCOM*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 2036–2044.

KOS, A.; KLEPEC, B.; TOMAZIE, S. Techniques for performance improvement of voip applications. *Proceedings of the IEEE MELECON*, 2002.

KURKOWSKI, S.; CAMP, T.; COLAGROSSO, M. Manet simulation studies: the incredibles. *ACM SIGMOBILE Mob. Comput. Communications*, ACM Press, v. 9, n. 4, p. 50–61, 2005.

KUROSE, J. F.; ROSS, K. W. *Redes de Computadores e a Internet: Uma abordagem top-down*. Trad. 3 ed. São Paulo: Addison Wesley, 2006.

MHATRE, V. Enhanced wireless mesh networking for ns-2 simulator. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, v. 37, p. 69–72, 2007.

MING, L.; PRABHAKARAN, B. On supporting reliable qos in multi-hop multi-rate mobile ad hoc networks. *First IEEE International Workshop on Next Generation Wireless Networks - WoNGeN'05*, Goa, India, p. 18–21, 2005. Standard IEEE 802.11.

MOHAPATRA, P.; LI, J.; GUI, C. Qos in mobile ad hoc networks. In: *IEEE Wireless Communications*. New York, NY: IEEE, Inc., 2003. p. 44–52. ISBN 1536-1284.

NS-2. *The network simulator - NS-2*. 2007. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>. Acesso em: 01 janeiro 2008.

P.59, I.-T. *P.59 Recommendation - Artificial conversational speech*. 1993.

PASSITO, A.; MOTA, E.; QQUEIROZ, S.; VALENTIM, E.; CARVALHO, L. Análise de desempenho de tráfego voip utilizando o protocolo ip security. In: *Workshop de Ciência da Computação e Sistemas de Informação da Região Sul - WORKCOMP SUL*. Florianópolis: [s.n.], 2004.

PASSOS, D.; TEIXEIRA, D.; MUCHALUAT-SAADE, D.; MAGALHÃES, L.; ALBUQUERQUE, C. Mesh network performance measurements. In: *Proceedings of the 5th International Information and Telecommunication Technologies Symposium*. Cuiaba, Brazil: [s.n.], 2006.

PERKINS; ROYER, E. Ad-hoc on-demand distance vector routing. New York, NY, USA, p. 90–100, 1999.

QAYYUM, A.; VIENNOT, L.; LAOUITI, A. Multipoint relaying for flooding broadcast messages in mobile wireless networks. In: *HICSS '02: Proceedings of the 35th Annual Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS'02)-Volume 9*. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2002. p. 298. ISBN 0-7695-1435-9.

QUEIROZ, S.; NASCIMENTO, A. A.; OLIVEIRA, A. A.; GALVÃO, L.; SILVA, E. Impact evaluation of radio propagation models on performance parameters of application layer in wireless mesh backbone simulation. In: *Proceedings of the 2008 ISCC*. Marrakech, Marocco: [s.n.], 2008.

REMESH. *ReMesh - Grupo de Pesquisa em Redes Mesh*. 2007. Disponível em <http://mesh.ic.uff.br>. Acesso em: 20 fevereiro 2007.

RENESE, R.; GHASSEMIAN, M.; FRIDERIKOS, V.; AGHVA, A. H. Qos enabled routing in mobile ad hoc networks. In: *Proceedings of 5th IEEE International Conference on 3G Mobile Communication Technologies. IEEE 3G*. London, UK.: IEEE Computer Society, 2004. p. 677–681.

VMESH. *Wireless Network Testbed*. 2005. <http://vmesh.inf.uth.gr>. Acesso em: 20 fevereiro 2007.

WEI, H. yu; KIM, K.; KASHYAP; GANGULY. On admission of voip calls over wireless mesh network. In: *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications*. [S.l.: s.n.], 2006. v. 5, p. 1990–1995.

YANG, Y.; KRAVETS, R. Contention-aware admission control for ad hoc networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, v. 4, n. 4, p. 363–377, Aug 2005.