ANÁLISE DA VAZÃO MÁXIMA EM REDES AD HOC

Bernardo Antunes Maciel Villela

TESE SUBMETIDA AO CORPO DOCENTE DA COORDENAÇÃO DOS PROGRAMAS DE PÓS-GRADUAÇÃO DE ENGENHARIA DA UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO DE JANEIRO COMO PARTE DOS REQUISITOS NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE MESTRE EM CIÊNCIAS EM ENGENHARIA ELÉTRICA.

Aprovada por:

Prof. Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte, Dr.Ing.

Célio Vinicius Neves de Albuquerque, Ph.D.

Prof. Edmundo Roberto Mauro Madeira, D.Sc.

Prof. Marcelo Gonçalves Rubinstein, D.Sc.

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL

JUNHO DE 2004

VILLELA, BERNARDO ANTUNES MACIEL

Análise da Vazão Máxima em Redes Ad Hoc [Rio de Janeiro] 2004

XII, 67 p. 29,7 cm (COPPE/UFRJ, M.Sc., Engenharia Elétrica, 2004)

Tese - Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE

1. Redes ad hoc sem fio
2. Capacidade da rede
3. Múltiplos caminhos

I. COPPE/UFRJ II. Título (série)

A meus pais, Tarciso e Monica,

e a meus irmãos, Daniel, Francisco, Helena e Vicente.

Agradecimentos

A toda a minha família, por todo o amor, sacrifício, orientação e apoio ao longo da minha vida.

A toda a equipe do GTA, em particular ao professor Otto Duarte, pela orientação e pelos conselhos.

Aos professores Edmundo Madeira e Marcelo Rubinstein e ao Doutor Célio Albuquerque pela presença na banca examinadora.

Aos funcionários do Programa de Engenharia Elétrica da COPPE/UFRJ, pela presteza no atendimento.

À CAPES, pelo financiamento da pesquisa.

Resumo da Tese apresentada à COPPE/UFRJ como parte dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Mestre em Ciências (M.Sc.)

ANÁLISE DA VAZÃO MÁXIMA EM REDES AD HOC

Bernardo Antunes Maciel Villela

Junho/2004

Orientador: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte

Programa: Engenharia Elétrica

Este trabalho analisa a comunicação entre dois pontos em redes ad hoc sem fio operando no padrão IEEE 802.11, que usa um mecanismo distribuído de acesso ao meio compartilhado. Procura-se evitar colisões através da escuta do meio, do uso de espaçamento entre quadros e da implementação de um mecanismo de *backoff* que usa uma janela de contenção. O caminho entre a fonte de tráfego e o destino consiste em uma cadeia de nós que devem cooperar entre si, através da propagação de pacotes. Este trabalho deriva uma expressão analítica para a vazão máxima percebida pela fonte, considerando tanto o efeito da interferência como o da escuta do meio. É mostrado que a vazão máxima pode ser aumentada, sob determinadas condições, com o uso simultâneo de dois caminhos: o menor caminho e um caminho alternativo apropriadamente escolhido que considera o problema da interferência. É indicado como deve ser escolhido este caminho alternativo. Esta estratégia permite um ganho de até 50% sobre a vazão máxima alcançável através da estratégia de um único caminho. Mostra-se ainda que o uso de mais de um caminho alternativo não é capaz de aumentar este valor limite da vazão máxima, no entanto este pode ser considerado a fim de balancear a carga e energia dos nós.

Abstract of Thesis presented to COPPE/UFRJ as a partial fulfillment of the requirements for the degree of Master of Science (M.Sc.)

MAXIMUM THROUGHPUT ANALYSIS IN AD HOC NETWORKS

Bernardo Antunes Maciel Villela

June/2004

Advisors: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte

Department: Electrical Engineering

This work analyzes the communication between two points in wireless ad hoc networks operating at the IEEE 802.11 standard mode, which uses a distributed access mechanism in the shared medium. The collision avoidance is carried out by carrier sensing, inter-frame spaces, and a backoff mechanism that uses a contention window. The path from the source of a traffic to the destination consists of a chain of nodes that have to cooperate, forwarding the packets. This work derives an analytical expression for the maximum throughput experienced by the source, considering both the interference and the carrier sensing effects. We show that the maximum throughput can be increased, under certain conditions, through the simultaneous use of two paths: the shortest path and an appropriately chosen alternative path that takes into account the interference problem. We indicate how to choose this alternative path. This strategy allows a gain up to 50% of the maximum throughput achieved in the single path strategy. We still show that the use of more than one alternative path does not increase the limit value of the maximum throughput. Nevertheless, it can be considered in order to achieve a load and energy balancing.

Sumário

Lista de Figuras

Lista de Tabelas

Capítulo 1

Introdução

1.1 Motivação

Verifica-se atualmente um grande crescimento dos sistemas de comunicação sem fio. Estes permitem a mobilidade, fornecendo uma maior flexibilidade. Além disso, a ausência de fios permite uma redução no tempo de instalação e no custo de interconexão. A comunidade científica teve que buscar técnicas e soluções para os vários questionamentos levantados pelas características específicas das redes sem fio, características estas que as distinguem do paradigma mais tradicional de redes cabeadas.

Já existem várias aplicações de redes sem fio e outras ainda certamente surgirão. Tanto o meio de pesquisa como o empresarial vêm investindo progressivamente nesta área. Suas aplicações vão desde o mundo dos negócios até aplicativos de entretenimento, de veículos, ou mesmo serviços de emergência. Mas há também vários tópicos em aberto, como problemas de interferência, freqüências permitidas, pequena banda passante, bem como problemas relativos à segurança, ao suprimento de energia e ao meio compartilhado [1]. Tais condições abrem muito espaço para a pesquisa e desenvolvimento.

As redes sem fio podem ser divididas em dois grupos: redes com infra-estrutura e redes ad hoc. No primeiro grupo, toda comunicação entre os nós se faz através de estações-base, que dão suporte à mobilidade e podem se comunicar com a parte fixa da rede. Já nas redes ad hoc [2], estudadas neste trabalho, não se precisa de nenhuma infra-estrutura prévia: os nós podem se comunicar diretamente, se um estiver no raio de alcance do outro, senão o uso de nós intermediários pode ser feito para se alcançar um destino. A complexidade de redes ad hoc é maior porque cada nó precisa implementar mecanismos de acesso ao meio que resolvam problemas característicos do meio sem fio (tais como o problema do terminal escondido ou exposto [1]) e talvez lidar com prioridade para oferecer qualidade de serviço. Além disso, os nós ad hoc devem ser capazes de acompanhar as possíveis mudanças de topologia, devido à mobilidade dos nós. A grande vantagem das redes ad hoc está em oferecer uma alta flexibilidade. Estas aparecem como única solução quando não existe infra-estrutura ou esta for muito cara, não confiável ou demasiado demorada para se construir. Assim, são inúmeras as aplicações para redes ad hoc: reuniões não planejadas, espetáculos (que precisam de instalações rápidas), situações de emergência como enchentes, terremotos ou furacões (quando a infra-estrutura pára de funcionar), operações militares, etc.

Um dos problemas mais desafiadores de redes ad hoc trata-se de como rotear os pacotes. A complexidade do roteamento aumenta em uma rede ad hoc pois todo nó deve agir como um roteador em potencial e a topologia pode mudar dinâmica e constantemente. Além disso há de se considerar problemas de interferência entre nós vizinhos, ocorrência de enlaces assimétricos, uso de banda passante, energia da bateria para a troca de informações de roteamento, etc. Os algoritmos tradicionais, voltados para redes fixas e cabeadas, se mostram ineficientes para resolver este problema por não se preocuparem em solucionar alguns desafios impostos pela mobilidade e pelo meio sem fio. Por isso novos protocolos, específicos para redes ad hoc, foram propostos, tais como *Dynamic Source Routing* (DSR) [3], *Ad Hoc On-demand Distance Vector Routing* (AODV) [4, 5] e *Optimized Link State Routing Protocol* (OLSR) [6], que constituem três das melhores soluções na atualidade. O desempenho dos protocolos DSR e AODV foi avaliado por simulação em [7, 8, 9]. Variando o padrão de mobilidade e de tráfego, foram analisadas métricas tais como a taxa de entrega de pacotes, a sobrecarga de roteamento e o atraso médio fim-a-fim. Em [10], também por simulação, foi analisado o desempenho do protocolo OLSR.

Os protocolos de roteamento em redes ad hoc podem ser divididos em pró-ativos ou reativos (sob demanda), havendo ainda os que mesclam estas duas características, sendo chamados de híbridos. Nos pró-ativos, de forma semelhante aos protocolos para redes fixas, cada nó a todo momento possui informação em sua tabela referente a todos os possíveis destinos. Assim, quando um pacote deve ser enviado a um destino, a rota já é conhecida e pode ser usada imediatamente. Já os protocolos reativos agem sob demanda, isto é, uma rota para um determinado destino é descoberta, através de inundação de pedidos de rota na rede, apenas quando for necessário enviar-lhe um pacote. Como a banda e a energia nos dispositivos são recursos escassos em redes sem fio, o procedimento de roteamento sob demanda, implementado por exemplo pelo DSR e pelo AODV, vem sendo largamente utilizado em redes ad hoc.

O IEEE 802.11 [11, 12] é o padrão mais utilizado atualmente em redes locais sem fio. Para a operação em modo ad hoc, este padrão especifica um mecanismo distribuído de acesso ao meio, cujo nome é DCF (*Distributed Coordination Function*). O DCF aplica como método de acesso o CSMA/CA (*Carrier-Sense Multiple Access/Collision Avoidance*). Este método procura evitar colisões através da escuta do meio, do uso de espaçamento entre quadros e da implementação de um mecanismo de *backoff* que usa uma janela de contenção. Além disso, depois de cada transmissão bem sucedida, o receptor deve enviar um reconhecimento (quadro ACK) para o emissor indicando o sucesso da operação. Isto é necessário porque em redes sem fio, devido à diferença significativa entre a potência do sinal transmitido e recebido, apenas o receptor é capaz de identificar uma colisão.

O problema do terminal escondido representa um desafio clássico em redes sem fio. Este problema acontece porque é possível que um nó escute o meio como livre e comece a transmitir, mas, no ponto de vista do receptor, o meio já se encontrava ocupado, isto é, já havia uma transmissão que não pôde ser percebida pelo novo emissor, devido à grande distância entre os dois emissores. Para resolver este problema, o DCF propõe o uso dos quadros RTS (*Request To Send*) e CTS (*Clear To Send*), cuja implementação é facultativa. Através do quadro RTS, o emissor mostra a todos os seus vizinhos sua intenção de transmitir e, com o envio de um quadro CTS, o receptor autoriza a transmissão, mostrando que o meio está livre na sua vizinhança.

Outro desafio é o problema do terminal exposto em que um dispositivo, que seria capaz de transmitir sem afetar uma comunicação anterior entre dois outros dispositivos, fica impossibilitado de transmitir, pois considera que o meio está ocupado. Isto reduz a utilização do meio e, por conseguinte, reduz a vazão obtida pelas fontes de tráfego na rede.

1.2 Trabalhos relacionados

1.2.1 Análise da capacidade em redes ad hoc sem fio

Xu *et al.* [13] analisaram a efetividade da troca de RTS e CTS e mostraram que esta não resolve completamente o problema do terminal escondido, devido ao efeito da interferência. Este mecanismo assume que todos os nós que podem interferir na recepção de um quadro, os quais serão chamados de nós escondidos, são capazes de receber o CTS também. Xu *et al.* [13] chegaram a uma expressão mostrando que o raio de interferência é variável, dependendo da distância entre o emissor e o receptor e da relação sinal-interferência necessária para uma recepção bem sucedida. Além disso, eles mostraram que quando a distância entre o emissor e o receptor é maior que um valor limite, o raio de interferência torna-se maior que o raio de transmissão. Isto acontece porque a potência do sinal necessária para provocar interferência é menor que a potência do sinal requerida para uma recepção correta. Conseqüentemente, não se pode assumir que o quadro CTS é recebido por todos os possíveis nós escondidos.

Saadawi *et al.* [14] consideraram o desempenho do controle de acesso ao meio implementado pelo IEEE 802.11 em redes ad hoc de múltiplos saltos. A análise utilizou um tráfego TCP (*Transmission Control Protocol*). Embora, o IEEE 802.11 possa suportar redes ad hoc, eles verificaram que a necessidade do uso de múltiplos saltos ocasiona sérios problemas, degradando o seu desempenho.

Gupta *et al.* [15] e Li *et al.* [16] analisaram a capacidade de redes ad hoc. Eles mostraram que a capacidade claramente depende de alguns parâmetros de rádio locais, do protocolo de controle de acesso ao meio usado, do tamanho da rede e do padrão de tráfego. Estas características diretamente afetam a eficiência e a escalabilidade da rede. Se as comunicações acontecem distantes umas das outras, então a reutilização espacial da banda aumenta. Em contraste, se nós vizinhos querem enviar um quadro concomitantemente, eles competem pelo meio, de acordo com o mecanismo de acesso ao meio. Além disso, vale mencionar que o número médio de saltos nas comunicações constitui outro fator relevante.

Li *et al.* [16] analisaram a capacidade de uma comunicação que se serve de uma cadeia de nós, considerando o raio de interferência. Eles mostraram a máxima utilização alcançável com um raio de interferência fixo para um caso específico de cadeia. Além disso, foi assumido que o raio de escuta do meio era igual ao raio de transmissão.

1.2.2 Múltiplos caminhos

A implementação de múltiplos caminhos foi proposta por Maxemchuck em [17], como um mecanismo de roteamento de pacotes. Esta visava aumentar a tolerância a falhas e diminuir o impacto que uma possível rajada de pacotes podia causar a outros fluxos que possivelmente usassem o mesmo canal, prejudicando ou mesmo inviabilizando a sua utilização. Banerjea [18], analisando um serviço de tempo real orientado à conexão, mostrou, através de simulações, que o uso da técnica de diversidade de caminhos aumenta a tolerância a falhas e o número de conexões que a rede é capaz de suportar. Em [19], mostrou-se que a alocação do tráfego por pacote nos múltiplos caminhos apresentou melhor desempenho que a alocação por conexão.

Os trabalhos [20, 21, 22, 23] procuraram analisar matematicamente o ganho do uso da diversidade de caminhos aplicada a redes de comutação de pacotes sem qualidade de serviço, isto é, que oferecem um serviço de melhor esforço. Para isto, modelam a perda de pacotes no caminho através de uma cadeia de Markov. De forma resumida, verificou-se que o uso de múltiplos caminhos consegue obter menores rajadas de perda, menor taxa de perda e menor atraso na entrega de pacotes. A diversidade de caminhos melhora o comportamento da rede; além disso, aumenta a confiabilidade do sistema, uma vez que reduz a suscetibilidade a falhas. Desta forma, constitui um mecanismo interessante para a provisão de qualidade de serviço, justificando a sua aplicação para a distribuição de tráfego de vídeo e voz, como é feito em [20, 21, 22, 23].

A maioria dos protocolos de roteamento para redes ad hoc propostos na literatura implementa apenas um caminho para cada par fonte-destino. No entanto, recentemente o roteamento em redes ad hoc sem fio usando múltiplos caminhos vem sendo pesquisado.

Nos trabalhos [24, 25, 26], descobrem-se múltiplas rotas entre um nó fonte e um nó destino. Porém elas não são usadas ao mesmo tempo. As rotas sobressalentes servem para aumentar a tolerância a falhas na redes, sendo usadas como alternativas para quando um enlace de uma determinada rota em uso cair, inviabilizando esta rota. Tais quedas de enlace em redes ad hoc sem fio podem ser mais freqüentes, devido à mobilidade dos dispositivos, à atenuação do sinal, à existência de interferência, à presença de obstáculos, à maior taxa de erros do meio e à colisão de pacotes. Se não fosse previamente conhecida uma rota alternativa, um protocolo sob demanda ocasionaria uma nova inundação na rede buscando-se descobrir uma rota em vigor para o destino. Havendo uma rota alternativa anteriormente aprendida, esta pode ser usada imediatamente, evitando-se uma maior latência e sobrecarga da rede a fim de achá-la. Esta redução da latência pode ser essencial para uma aplicação que seja sensível ao atraso.

Em [26], Lee e Gerla propuseram um esquema para se descobrir múltiplas rotas para um destino, sem acarretar nenhuma sobrecarga além daquela necessária para encontrar uma única rota. Este esquema foi aplicado ao protocolo AODV, tendo sido chamado de AODV-BR, onde BR significa *Backup Routing*. Em [27], mostrou-se que o procedimento tradicional de inundação de mensagens para achar uma rota não favorece a descoberta de rotas muito distintas entre si, o que reduz a tolerância a falhas da rede. Isto ocorre pois, através do mecanismo de inundação, só se propaga o primeiro pedido de rota recebido por cada nó. Então Pearlman e Haas [27] propuseram um mecanismo de injeção de diversidade, através do armazenamento temporário de informação sobre o caminho, proveniente de todas as mensagens de pedidos de rota que chegarem a cada nó. Este conhecimento pode ser usado para se aprender rotas mais diversificadas. Através de simulação em ambos os trabalhos, mostrou-se que a estratégia de múltiplos caminhos confere maior robustez e melhor desempenho. Vale ressaltar que ambos os procedimentos não se preocupam em achar rotas totalmente disjuntas, isto é, cujos enlaces e nós não se encontrem repetidos em duas rotas diferentes. Dois caminhos com nós ou enlaces repetidos possuem pontos comuns de falha, logo são menos robustos.

Em [24, 25], procurou-se avaliar analiticamente o ganho obtido no roteamento sob demanda em redes ad hoc através do uso de múltiplos caminhos. Nasipuri *et al.* [24, 25] propuseram uma extensão ao protocolo DSR, chamada de *Multipath Dynamic Source Routing*. Eles sugeriram duas possibilidades: na primeira, apenas a fonte aprende múltiplas rotas disjuntas até o destino e, na segunda, a fim de permitir aos nós intermediários reagir à queda de um enlace através do uso imediato de uma rota alternativa, todos os nós intermediários (bem como a fonte) descobrem rotas alternativas desde si próprio até o destino, sendo estas rotas disjuntas nesta parte do caminho. A análise matemática assumiu que o tempo de vida de todos os enlaces sem fio entre qualquer par de nós é uma variável aleatória independente e identicamente distribuída, com distribuição exponencial. Através da modelagem, pôde-se mostrar que o uso de múltiplos caminhos permite reduzir a freqüência de inundações da rede para se descobrir novas rotas, pois isto só ocorre quando todas as rotas conhecidas falharem. Quanto maior o número de enlaces nas rotas, mais rápido elas deixam de ser válidas. Desta forma, quanto mais longo o caminho alternativo, menos interessante ele é, pois tende a perder a validade muito rapidamente. De forma interessante, mostrou-se também que o ganho em usar mais de um ou dois caminhos alternativos é normalmente muito pequeno.

Outra possível abordagem para múltiplos caminhos é utilizá-los simultaneamente. Neste caso, além da maior tolerância a falhas e também da menor latência, esta devido à menor freqüência de inundações de pedidos de rota e menor tempo de espera nas filas, que ficam menos sobrecarregadas, outros ganhos podem ser obtidos. O uso simultâneo de múltiplos caminhos permite um melhor balanceamento tanto de carga como de energia e ajuda na provisão de segurança já que, como os pacotes fluem por diferentes caminhos, dificulta-se a escuta indevida da comunicação. Além disso, pode-se enviar redundância pelos caminhos, de modo que, mesmo se uma rota cair, a parte essencial da informação ainda possa ser obtida no destino.

Em [28], Lee e Gerla propuseram um esquema de roteamento sob demanda, chamado de SMR (*Split Multipath Routing*), que é capaz de encontrar e usar múltiplas rotas. O desempenho do SMR usando duas rotas simultaneamente por cada par fonte-destino e do DSR, que usa uma única rota até o destino, foi comparado através de simulação. O SMR apresentou melhor desempenho, especialmente com o aumento do grau de mobilidade dos nós. Neste caso, a maior robustez proporcionada pelos múltiplos caminhos refletiu-se em uma menor taxa de perda de pacotes e menor latência.

Em [29], Pearlman *et al.* investigaram o uso simultâneo de caminhos alternativos em redes móveis ad hoc. De modo a se achar múltiplas rotas para cada destino, eles fizeram uma extensão no ZRP [30] (*Zone Routing Protocol*), que é um protocolo híbrido misturando roteamento pró-ativo e sob demanda. O desempenho desta estratégia foi avaliado através de simulações em um simulador orientado a eventos, feito sob medida. Este simulador modela tanto a existência de um único canal de comunicação entre os nós móveis, bem como múltiplos canais. O acoplamento entre rotas distintas é maior quando há apenas um canal. Este acoplamento depende da quantidade de enlaces e nós compartilhados pelas rotas e, como duas rotas distintas porém com nós próximos podem se interferir mutuamente, depende também da proximidade dos nós nas diferentes rotas. Pearlman *et al.* escreveram que, em teoria, com o uso de múltiplos caminhos independentes, a capacidade máxima de uma rota de múltiplos saltos cresceria, chegando a se igualar à capacidade do enlace: bastaria usar 2 rotas quando há múltiplos canais ou 3 rotas quando há somente um canal. Entretanto eles perceberam que, mesmo em caminhos disjuntos, a proximidade dos nós pode impedir o alcance deste limite em um meio compartilhado. As simulações mostraram que na abordagem de múltiplos canais conseguiu-se realmente, através do uso de múltiplos caminhos, um aumento expressivo na taxa de entrega de pacotes, porém este valor não chegou a se igualar à capacidade do enlace. Já na abordagem que considera um único canal este aumento foi desprezível. Isto ocorreu pois as rotas usadas eram altamente acopladas.

Em [31], Wu e Harms descreveram um algoritmo capaz de achar múltiplos caminhos, tendo a preocupação de além de procurar caminhos disjuntos e de poucos saltos, procurar caminhos pouco acoplados. Dois caminhos disjuntos são desacoplados quando, para qualquer nó de um caminho (exceto a fonte e o destino), é válido dizer que nenhum nó pertencente ao outro caminho (exceto a fonte e o destino) se encontra em seu alcance de transmissão. No entanto, nas simulações permitiu-se um certo grau de acoplamento, o que aumenta a quantidade de caminhos disponíveis para uso. Verificou-se, por simulação, que esta estratégia de múltiplas rotas conseguiu balancear a carga, efetuar um consumo de energia mais justo por parte dos nós e reduzir a freqüência da descoberta de rotas e a sobrecarga de roteamento.

Em [32], foi descrito o algoritmo DPSP (*Disjoint Pathset Selection Protocol*), que procura escolher de forma criteriosa os caminhos alternativos, reduzindo a correlação entre as falhas de cada um deles. Assim, buscam-se caminhos disjuntos que sejam, ao mesmo tempo, de grande confiabilidade. O DPSP consegue em tempo aproximadamente linear na média, baseado em uma nova heurística, achar um conjunto de caminhos altamente confiável. Encontrar a seleção do conjunto ótimo de caminhos é um problema NP-completo. Deve-se ressaltar, no entanto, que este trabalho assumiu a existência de múltiplos canais separados no tempo e freqüência.

Baseado no modelo de Diversity Coding [33], em [34] experimentou-se adicionar redundância a cada pacote e, em seguida, dividi-lo em blocos menores que foram distribuídos simultaneamente por múltiplos caminhos, a fim de reduzir a perda de pacotes, balancear a carga e melhorar o atraso fim-a-fim. Calculou-se a probabilidade de um pacote ser recebido com sucesso através desta estratégia. Apresentou-se um algoritmo que, com baixa complexidade de tempo, procura calcular em tempo real como adicionar redundância aos pacotes, fragmentá-los e distribuí-los, de forma a maximizar a probabilidade de sucesso ou, pelo menos, atender os requisitos de qualidade de serviço.

1.3 Objetivos

Este trabalho visa analisar a vazão máxima que pode ser alcançada na comunicação entre dois pontos em redes ad hoc sem fio de múltiplos saltos [35, 36], através do uso de um único canal. A vazão é uma medida essencial para as aplicações em geral e, em redes sem fio, o seu estudo assume grande importância, uma vez que a banda é um recurso escasso neste tipo de redes.

O presente trabalho mostra como a interferência e a escuta do meio podem limitar a vazão obtida por uma fonte de tráfego. Uma vez identificadas as variáveis relevantes, é feita uma extensão e generalização [35, 36] dos resultados obtidos por Li *et al.* [16] para a utilização máxima de uma cadeia de nós. Uma expressão para a utilização máxima é derivada para um caso mais genérico, permitindo contemplar melhor a realidade. Assim, trata-se o raio de interferência como variável e consideram-se todas as possíveis distâncias relevantes entre nós vizinhos na cadeia. Em um primeiro trabalho [35], foi assumido que o raio de escuta do meio tem o mesmo valor que o raio de transmissão, como acontece na análise de Li *et al.* [16]. Na verdade, o raio de escuta do meio, cujo valor depende da implementação do dispositivo, é tipicamente maior que o raio de transmissão. Desta forma, um modelo mais preciso e completo foi feito em [36], no qual se permitiu que o raio de escuta do meio assumisse valores maiores, mostrando o seu relevante impacto sobre a vazão máxima.

Ainda é investigado neste trabalho o uso de múltiplos caminhos, buscando aumentar a utilização máxima alcançável [35, 36]. Nessa abordagem, enviam-se os pacotes por cada um dos múltiplos caminhos alternadamente. Pearlman *et al.* [29] afirmaram que, em teoria, com o uso de 3 caminhos em uma rede de um único canal, poderia ser obtida uma utilização máxima de 100%, isto é, a vazão se igualaria à taxa máxima do enlace. No presente trabalho, mostra-se que, de fato, pode-se aumentar a utilização máxima, sob determinadas condições devidamente apresentadas [36], através do uso de múltiplos caminhos até o destino. No entanto, indica-se o uso de apenas 2 caminhos: o menor caminho e um caminho alternativo apropriadamente escolhido, de forma a minimizar o problema da interferência. O uso de mais de um caminho alternativo não contribui para elevar o limite da utilização máxima alcançável. De fato, devido à escuta do meio, mostra-se que a utilização máxima está limitada em 50%, no melhor caso. Assim como no caso de uma única cadeia, é generalizada uma expressão para a utilização máxima usando o caminho alternativo. Um ganho de até 50%, no melhor caso, pode ser obtido com esta estratégia.

Na Seção 1.2, pode-se perceber que dentre os algoritmos que procuram descobrir caminhos alternativos, existem aqueles que permitem a repetição de enlaces ou nós e aqueles que exigem caminhos disjuntos. O segundo grupo constitui uma evolução sobre o primeiro. Dentro do segundo grupo, Wu e Harms [31] propuseram um algoritmo que se preocupava ainda em achar rotas pouco acopladas, onde o cálculo do grau de acoplamento se baseava no raio de transmissão. Sendo P_i e A_j dois nós, um no menor caminho e o outro no caminho alternativo, respectivamente, no presente trabalho mostra-se que P_i pode interferir na recepção de A_j, mesmo que a distância entre eles seja maior que o raio de transmissão. Isto ocorre pois como Xu *et al.* [13] mostraram o raio de interferência pode ser maior que o raio de transmissão, no entanto, de acordo com Wu e Harms [31], tal situação não caracterizaria acoplamento. Procurando corrigir isto, o esquema proposto para uso de um caminho alternativo no presente trabalho, se preocupa em considerar tal situação [35, 36]. Desta forma, são apresentadas as restrições que devem ser atendidas pelo caminho alternativo. O respeito destas condições é necessário. Afinal Pearlman *et al.* mostraram que, com rotas altamente acopladas, o ganho do uso de múltiplos caminhos é desprezível.

A implementação do caminho alternativo, evitando a interferência, é considerada. Como ela se baseia em informação de localização, este trabalho sugere o uso de roteamento geográfico [35]. Se os nós permanecem estáticos, como em uma rede sobre a cobertura de prédios, ou se eles possuem padrão lento de mobilidade, como em vários casos de redes de sensores, então a descoberta de um caminho alternativo torna-se mais fácil. Quanto mais rapidamente os nós se movem na rede, mais difícil é achar um caminho alternativo conveniente. Neste caso, este trabalho sugere [35] a implementação de um caminho baseado em âncoras, como é feito pelo mecanismo de roteamento do Terminodes [37, 38], marcando em cada pacote a lista de regiões geográficas fixas estrategicamente escolhidas para guiar como um pacote deve proceder ao longo da rede até chegar ao destino.

A seqüência deste trabalho está organizada da seguinte forma. No Capítulo 2, são discutidas as características das comunicações sem fio, apresentando suas vantagens e aplicações, bem como dificuldades impostas pelo meio sem fio. O Capítulo 3 apresenta as características mais relevantes do padrão IEEE 802.11. No Capítulo 4, explica-se o efeito da interferência e da escuta do meio impactando na capacidade da rede; em seguida, faz-se a análise da utilização máxima de uma cadeia de nós, chegando-se a uma expressão genérica. No Capítulo 5, é abordado o uso de múltiplos caminhos. Mostra-se que o uso de um caminho alternativo, simultaneamente com o menor caminho, pode aumentar, sob determinadas condições, a utilização máxima, cujo valor é novamente calculado de forma genérica. É ainda considerado o procedimento para se escolher um caminho alternativo adequado, bem como o uso de mais de um caminho alternativo. No Capítulo 6, são apresentadas as conclusões deste trabalho e sugestões de trabalhos futuros.

Capítulo 2

Redes sem fio

O uso de dispositivos sem fio vem se popularizando e intensificando, com a redução do custo dos aparelhos e aumento do seu poder de processamento. Podem ser percebidos no cotidiano aparelhos tais como *laptops*, *palmtops*, PDAs (*personal digital assistants*), telefones celulares, *pagers*, sensores, etc. E novos aparelhos, sistemas e aplicativos estão sendo criados.

2.1 Comunicações sem fio

Comunicações sem fio possuem diferentes características em relação às implementadas através de cabos. Estas especificidades levantam novas questões e deixam tópicos em aberto, tais como:

- interferência: o cabo coaxial e o par trançado permitem melhor isolamento contra interferência. Já a informação no ar, em redes sem fio, está sujeita a muita interferência, resultando em maiores taxas de erros e, desta forma, maiores taxas de perdas de pacotes;
- regulamentações: a disponibilidade de espectro de freqüência é um recurso escasso, que precisa ser coordenado e regulado. Há que se procurar usá-lo mais eficientemente, através de modulação e multiplexagem;

- banda estreita: a taxa de transmissão de dispositivos sem fio vem aumentando, mas é bem menor do que a encontrada em redes cabeadas. Assim é necessário adaptar aplicações que requerem grande banda para ambientes com características diferentes;

- segurança: a interface de rádio está mais desprotegida quanto à escuta indevida. Deve-se, pois, usar criptografia, autenticação e outros mecanismos, na tentativa de prover segurança aos dados;

- meio compartilhado: muitos usuários podem disputar o acesso ao meio que é compartilhado, levantando novos problemas e dificultando o provisionamento de qualidade de serviço. Por exemplo, a detecção de colisões torna-se mais difícil no meio sem fio.

- energia: a provisão de energia é uma questão relevante. Normalmente, deseja-se que o dispositivo sem fio possua tamanho e peso reduzidos, facilitando a sua portabilidade. No entanto, isto limita o seu suprimento de energia, reduzindo sua autonomia para realizar tarefas essenciais, tais como o processamento de dados e a transmissão de quadros.

Tais particularidades das comunicações sem fio, influenciam, de forma decisiva, o projeto das aplicações em redes sem fio. Uma vez explicadas as características das comunicações sem fio, as quais fornecem as variáveis que delimitam o problema, pode-se prosseguir apresentando as vantagens das redes sem fio e, em seguida, suas desvantagens.

2.2 Vantagens das redes sem fio

Algumas vantagens que devem ser destacadas são [1]:

- flexibilidade: desprezando efeitos como os de interferência ou obstáculos, os dispositivos podem se comunicar dentro de sua área de cobertura, sem restrições de cabos ou de se manter estáticos, podendo ser colocados em qualquer lugar;

- mobilidade: permite a mobilidade dos equipamentos. Na própria mobilidade está intrínseco um grande grau de flexibilidade;

- fácil planejamento: dentro da área de cobertura, dois nós podem se comunicar desde que sigam o mesmo padrão, não sendo necessário um planejamento prévio da disposição de cabos e tomadas;

- redução do tempo de instalação: o fácil planejamento reduz o tempo de instalação, o que é interessante para redes temporárias como feiras, exposições, etc;

- discreção: pequenos dispositivos em rede podem ser escondidos em bolsos ou em prédios históricos, permitindo, de forma discreta, a intercomunicação;

- áreas de difícil cabeamento: é conveniente para a instalação em áreas de difícil ou perigoso acesso, além de áreas onde o cabeamento seria prejudicial como prédios históricos;

- robustez: redes sem fio, principalmente redes *ad hoc*, são capazes de sobreviver a desastres como terremotos ou furacões.

2.3 Dificuldades e desvantagens das redes sem fio

Agora apresentam-se algumas desvantagens e dificuldades [1] encontradas nas redes sem fio, que devem ser contornadas ou minimizadas:

- baixa qualidade de serviço (QoS): devido à pequena banda passante e altas taxas de erro, as redes sem fio oferecem menor qualidade que as redes cabeadas;

- consumo de energia: o suprimento de energia consiste em um desafio. Afinal, quanto maior o desempenho e quanto mais funcionalidades apresentam os dispositivos, mais rápido se consomem as baterias. Além disso, a própria transmissão de dados no meio sem fio se mostra bastante dispendiosa em termos de energia. Este problema vem sendo, pois, bastante estudado;

- custo: os dispositivos de redes sem fio atualmente custam mais caro que os das redes cabeadas, mas, em contrapartida, se economiza em cabeamento e conectores;

- segurança: oferecem baixa privacidade, já que o meio é compartilhado, precisando de mecanismos que ofereçam segurança;

- riscos à saúde: um tópico importante de pesquisa trata da influência da comunicação sem fio no corpo humano. Assim, por exemplo, tanto um aparelho de microondas quanto WLANs (*Wireless Local Area Networks*) operam na freqüência de 2,4 GHz, mas a potência da radiação é diferente, sendo de 1 W para WLANs e de 800 W dentro do forno de microondas. Tratam-se, pois, de casos distintos. Não se sabe ao certo até que ponto o ser humano é afetado pela exposição por um longo período de tempo à baixa potência de radiação dos dispositivos sem fio;

- restrições legais: os dispositivos devem estar de acordo com as regulamentações nacionais de espectro de freqüências e de potência máxima dos transmissores.

2.4 Aplicações

É interessante notar que, ao longo do tempo, os dispositivos de comunicação sem fio vêm se tornando mais potentes, menores e menos pesados, além de conter interfaces mais funcionais para os usuários. Para demonstrar o grande potencial das redes sem fio, citam-se algumas de suas possíveis aplicações [1]:

- veículos: estes podem receber informações tais como notícias, músicas, condições da estrada, do tempo, etc. Informações de logística podem ser distribuídas pela rede, obtendo-se economia de dinheiro e tempo. Além disso, o uso do sistema GPS (*Global Positioning System*) para localização pode-se verificar útil para determinadas aplicações;

- situações de emergência: por exemplo, uma ambulância pode enviar informações sobre um paciente para o hospital, visando agilizar o seu acolhimento e tratamento.

Pode-se inclusive consultar especialistas para um diagnóstico mais rápido e preciso. Outro bom exemplo acontece diante de calamidades da Natureza, como por exemplo enchentes, terremotos ou furacões. Nestas condições, é possível que a infra-estrutura seja avariada, de modo que apenas os dispositivos sem fio e sem infra-estrutura continuem operando;

- negócios: o mundo dos negócios, com sua característica dinâmica e competitiva, pode se beneficiar da flexibilidade oferecida por redes sem fio. Pode-se imaginar assim que uma determinada empresa precise, por exemplo, manter atualizada sua base de dados a todo momento quanto às diversas aplicações que seus diversos agentes espalhados por uma região estão realizando;

- substituição de redes cabeadas: redes sem fio se mostram como alternativas interessantes para áreas de difícil acesso, para prédios históricos que não podem ser danificados com cabeamento, ou mesmo eventos, tais como comícios e espetáculos, que precisem de uma rápida instalação;

- entretenimento em geral: por exemplo, uma pessoa em um *shopping center*, recebendo informações sobre lojas com descontos, ou ainda um turista que receba detalhes sobre os pontos turísticos pelos quais ele passe.

Capítulo 3

Redes IEEE 802.11

O primeiro esforço dentro do comitê do IEEE 802 a fim de elaborar um padrão para redes locais sem fio apostou no uso de *tokens* para o controle de acesso ao meio. Desta forma, fazia parte do grupo IEEE 802.4, tendo sido chamado de IEEE 802.4L. Percebeu-se, no entanto, que o uso de *tokens* acarretava um uso ineficiente do espectro de freqüências de rádio. Decidiu-se, portanto, criar um novo grupo, o IEEE 802.11, especificamente encarregado de conceber o padrão para redes locais sem fio, padrão este que se tornou o mais amplamente difundido dentro deste tipo de redes atualmente.

Conforme explicado no capítulo anterior, o meio sem fio impõe uma série de desafios, com os quais o padrão IEEE 802.11 [11, 12] teve que se preocupar. Resumidamente, o IEEE 802.11 teve que dar suporte à mobilidade, prover mecanismos de segurança oferecendo privacidade e autenticação, fazer gerenciamento da potência e da confiabilidade do enlace e se preocupar com limitações de banda e regulamentação das freqüências [39]. Por isso, demorou quase 10 anos para ser padronizado, tempo consideravelmente maior que o necessário para a padronização de outros padrões IEEE 802 voltados para redes cabeadas.

O padrão IEEE 802.11, também conhecido como Wi-Fi (*Wireless-Fidelity*), define tanto a camada física como a subcamada de controle de acesso ao meio (*Medium Access Control* - MAC). Além disso, suporta tanto o modo infra-estruturado como o ad hoc.

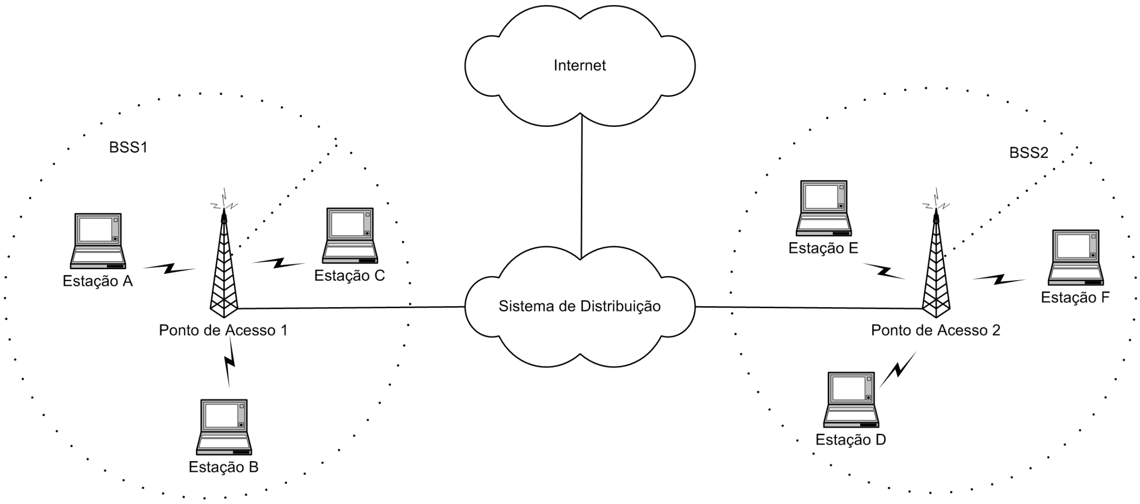


Figura 3.1: Rede IEEE 802.11 no modo infra-estruturado.

3.1 Modo de operação

No modo infra-estruturado, uma unidade móvel, ainda que se encontre próxima a uma outra unidade móvel, não se comunica diretamente com esta outra, mas tem de efetuar a comunicação através de um ou mais pontos de acesso. Estes pontos de acesso, que dão suporte à mobilidade, e todo o equipamento que os interconecta caracterizam a parte infra-estruturada da rede.

As redes infra-estruturadas possuem maior simplicidade, já que o ponto de acesso concentra a maior parte da funcionalidade da rede, deixando os clientes sem fio bastante simples. O ponto de acesso é responsável por exemplo pelo controle de acesso ao meio e por achar uma rota até o destino.

A Figura 3.1 ilustra o modelo usado pelo padrão IEEE 802.11 para o modo infra-estruturado. BSS (*Basic Service Set*) é o conjunto de estações controladas por um ponto de acesso. Assim, por exemplo o BSS1, referente ao ponto de acesso 1, contém as estações A, B e C. Estas estações competem entre si pelo meio compartilhado, executando o mesmo protocolo de acesso ao meio. Um BSS pode estar isolado, mas também pode estar ligado a outros BSS's, como na Figura 3.1, através de um Sistema de Distribuição (DS - *Distribution System*). O ponto de acesso é o responsável de prover acesso ao DS, que tipicamente é implementado através de uma rede cabeada, mas pode ser feito através de redes sem fio também. O conjunto composto por 2 ou mais BSS's e o DS, que os

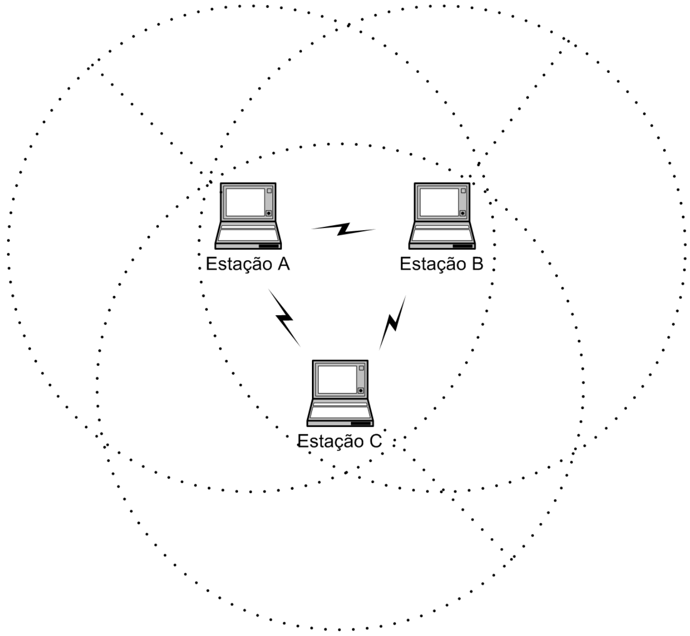


Figura 3.2: Rede IEEE 802.11 no modo ad hoc: exemplo de um IBSS.

interconecta, é chamado de ESS (*Extended Service Set*).

Em redes *ad hoc* não há *a priori* nenhuma infra-estrutura. Na Figura 3.2, é ilustrado um exemplo de rede ad hoc, constituindo um IBSS (*Independent BSS*). Os círculos na Figura 3.2 representam a área alcançada por cada estação.

Em redes ad hoc, se duas estações móveis se encontram dentro do raio de alcance de transmissão, elas podem se comunicar diretamente. Trata-se este de um cenário de comunicação direta, caso exemplificado pela Figura 3.2, na qual todas as estações se alcançam mutuamente. Caso as estações fonte e destino não se alcancem, elas ainda podem se comunicar, desde que haja outros nós móveis dispostos a cooperar na comunicação, viabilizando uma rota, que permita à fonte alcançar o destino. Assim, na Figura 3.3, a estação A é capaz de se comunicar com a estação D, fazendo uso das estações B e C.

A complexidade de redes *ad hoc* é maior, já que cada nó precisa se preocupar com o controle de acesso ao meio e com o roteamento dos pacotes entre os nós da rede. Assim, cada nó torna-se mais complexo precisando implementar mecanismos que exerçam estas funcionalidades.

Mas redes ad hoc também apresentam qualidades importantes, das quais se destacam

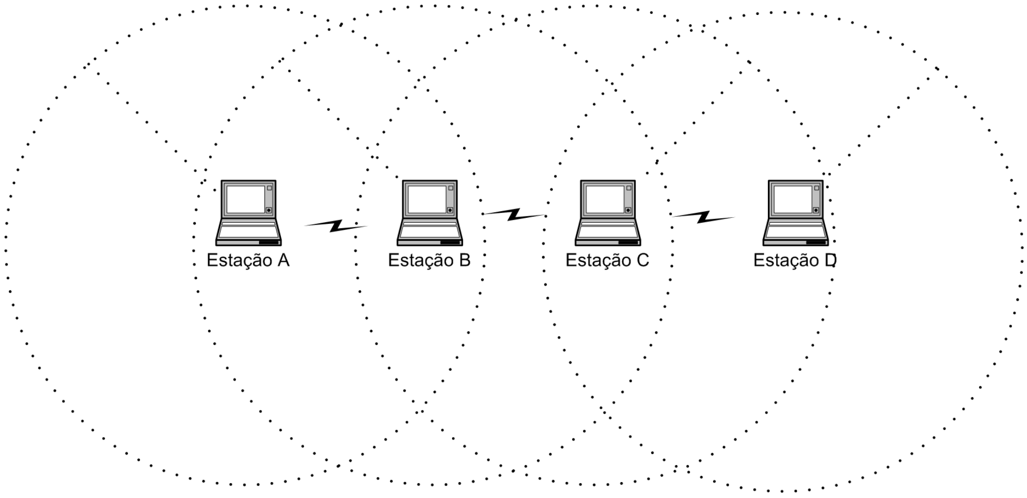


Figura 3.3: Rede ad hoc de múltiplos saltos.

a grande flexibilidade, autonomia, dinamismo e robustez. Desta forma, constituem uma opção muito interessante em determinadas situações. Apenas para citar alguns exemplos, redes ad hoc podem ser empregadas em trabalhos de grupo e ambientes de negócios nos quais o trabalho ocorre principalmente fora de escritórios; podem ser usadas em reuniões improvisadas em lugares afastados de uma infra-estrutura previamente instalada; podem ser utilizadas para fins militares em ambientes hostis onde uma infra-estrutura já existente não seria confiável; e podem ainda ser empregadas em situações de emergência, tais como enchentes, furacões e terremotos, em que a infra-estrutura (tanto cabeada como baseada em ponto de acesso) pode parar de funcionar.

3.2 Camada física

O protocolo da camada física pode ser dividido em Protocolo da Subcamada Dependente do Meio Físico (PMD - *Physical Medium Dependent*) e Protocolo da Subcamada de Convergência Física (PLCP - *Physical Layer Convergence Protocol*). O PLCP é responsável por interagir com o protocolo de acesso ao meio e com o PMD, que são, respectivamente, os protocolos referentes às camadas superior e inferior ao PLCP, de modo a mapear as unidades de dados referentes à cada subcamada de maneira adequada à transmissão e recepção. Enquanto o PLCP procura evitar a dependência da implementação física, o PMD é o responsável por especificar a codificação e a modulação.

3.2.1 Subcamada dependente do meio físico

O padrão original do IEEE 802.11 [11] define três possíveis técnicas de transmissão: o infravermelho, o espalhamento de espectro por salto de freqüência (*Frequency Hopping Spread Spectrum* - FHSS) e o espalhamento de espectro por seqüência direta (*Direct Sequence Spread Spectrum* - DSSS).

Como mostra a Tabela 3.1 [40], o infra-vermelho opera a taxas de 1 e 2 Mbps com modulação 16-PPM (*Pulse-Position Modulation*) e 4-PPM. Os comprimentos de onda estão entre 850 e 950 nm e o esquema é omnidirecional. O alcance é de até 20 m.

Tabela 3.1: IEEE 802.11 - infra-vermelho como técnica de transmissão

taxa de dados	modulação	taxa de símbolos	bits/símbolo
1 Mbps	16-PPM	4 Msps	0,25
2 Mbps	4-PPM	4 Msps	0,5

No padrão IEEE 802.11, tanto o FHSS como o DSSS operam na banda de 2,4 GHz. Como indicado na Tabela 3.2 [40], o FHSS permite taxas de dados de 1 e 2 Mbps, através do uso de modulação 2-GFSK (*Gaussian Frequency Shift Keying*) e 4-GFSK. Deve-se ressaltar que o FHSS apresenta uma limitação quanto à potência de transmissão. Desta forma, o alcance de transmissão com o emprego do FHSS é menor que o alcançado pelo uso do DSSS. Por isto e pelo custo e complexidade de implementação, o FHSS foi deixado de lado nas versões 802.11a [41] e 802.11b [42].

Tabela 3.2: IEEE 802.11 - FHSS como técnica de transmissão

taxa de dados	modulação	taxa de símbolos	bits/símbolo
1 Mbps	2-GFSK	1 Msps	1
2 Mbps	4-GFSK	1 Msps	2

Na técnica DSSS, o sinal binário original é multiplicado por um código binário pseudo-aleatório, cuja taxa é bem maior que a do sinal original. No padrão IEEE 802.11, o código usado é a seqüência de Barker de 11 bits. Desta forma, o sinal é transmitido a uma taxa

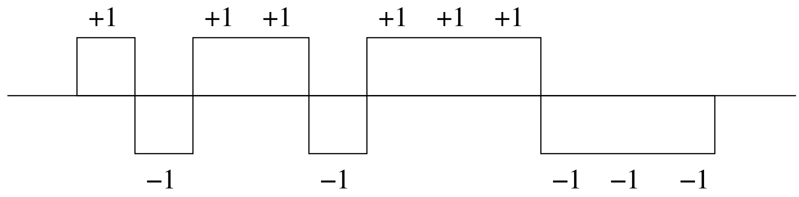


Figura 3.4: Bit 1 mapeado na seqüência de Barker.

11 vezes maior que o sinal original. Cada bit 1 é mapeado conforme a Figura 3.4. O bit 0 corresponde à mesma seqüência multiplicada por -1. Como mostra a Tabela 3.3 [40], o uso de DSSS no padrão IEEE 802.11 permite as taxas de 1 e 2 Mbps com modulação DBPSK (*Differential Binary Phase Shift Keying*) e DQPSK (*Differential Quadrature Phase Shift Keying*), respectivamente.

Tabela 3.3: IEEE 802.11 - DSSS como técnica de transmissão

taxa de dados	comprimento do código	modulação	taxa de símbolos	bits/símbolo
1 Mbps	11 (seqüência de Barker)	DBPSK	1 Msps	1
2 Mbps	11 (seqüência de Barker)	DQPSK	1 Msps	2

Visando aumentar a taxa de transmissão, o padrão IEEE 802.11 normalizou as extensões IEEE 802.11a [41], IEEE 802.11b [42] e, mais recentemente, IEEE 802.11g. Os dois últimos operam na freqüência de 2,4 GHz, logo são compatíveis entre si e com o padrão original. Já o IEEE 802.11a opera na freqüência de 5 GHz, sendo incompatível com os outros padrões. O IEEE 802.11b possui taxa máxima de transmissão de 11 Mbps, enquanto para as outras duas extensões este valor é de 54 Mbps. Pode-se perceber que a recente padronização do IEEE 802.11g fez reduzir o interesse pelo IEEE 802.11a, já que ambos apresentam a mesma taxa máxima, porém o IEEE 802.11g mantém a compatibilidade com os equipamentos mais antigos, o que é importante para a evolução gradual de uma rede. O IEEE 802.11g não será mais detalhado, devido à ausência de acesso às informações sobre este padrão no momento da elaboração deste trabalho.

O IEEE 802.11b define uma extensão para o DSSS, chamada de HR/DSSS (*High Rate DSSS*). Este padrão permite as taxas de transmissão de 1, 2, 5.5 e 11 Mbps. Para conseguir as taxas de 5,5 e 11 Mbps, usa-se o esquema de modulação *Complementary Code Keying*, como mostra a Tabela 3.4 [40].

Tabela 3.4: IEEE 802.11b - HR/DSSS como técnica de transmissão

taxa de dados	comprimento do código	modulação	taxa de símbolos	bits/símbolo
5,5 Mbps	8 (CCK)	DBPSK	1,375 Msps	4
11 Mbps	8 (CCK)	DQPSK	1,375 Msps	8

Além de não usar a mesma banda de freqüências, o IEEE 802.11a não utiliza a técnica de espalhamento de espectro. Este padrão emprega a técnica OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*), que usa múltiplas portadoras em diferentes freqüências, enviando alguns dos bits em cada canal, de forma similar ao FDM (*Frequency Division Multiplexing*). No entanto, no OFDM todos os subcanais são dedicados a uma mesma fonte de dados [40]. O IEEE 802.11a permite taxas de até 54 Mbps, através de modulações BPSK (*Binary Phase Shift Keying*), QPSK (*Quadrature Phase Shift Keying*), 16-QAM (*Quadrature Amplitude Modulation*) e 64-QAM, como mostra a Tabela 3.5 [40].

Tabela 3.5: IEEE 802.11a - OFDM como técnica de transmissão

taxa de dados	modulação	taxa de codificação	bits codificados por sub-portadora	bits de código por símbolo	bits de dados por símbolo
6 Mbps	BPSK	1/2	1	48	24
9 Mbps	BPSK	3/4	1	48	36
12 Mbps	QPSK	1/2	2	96	48
18 Mbps	QPSK	3/4	2	96	72
24 Mbps	16-QAM	1/2	4	192	96
36 Mbps	16-QAM	3/4	4	192	144
49 Mbps	64-QAM	2/3	6	288	192
54 Mbps	64-QAM	3/4	6	288	216

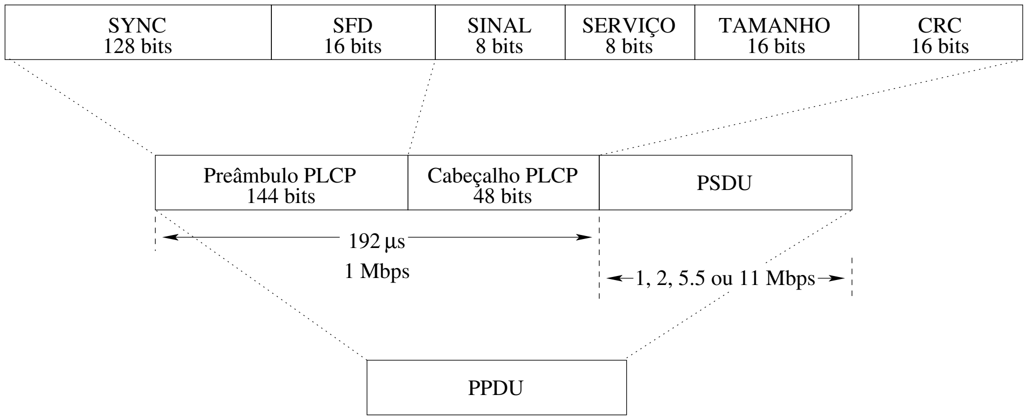


Figura 3.5: Formato do quadro longo.

3.2.2 Subcamada de convergência física

Os cálculos apresentados neste trabalho podem ser adequados a qualquer um dos padrões IEEE 802.11 definidos. No entanto, será focalizado o padrão IEEE 802.11b, uma vez que o IEEE 802.11a é incompatível com os outros padrões e não houve acesso às informações do IEEE 802.11g. Assim, nesta subseção será descrito o formato do quadro no padrão IEEE 802.11b, usando a técnica HR/DSSS.

Conforme o modelo de camadas, a subcamada de acesso ao meio passa um quadro para o PLCP. Este quadro é uma PSDU (*PLCP Service Data Unit*). Para se realizar a transmissão, o PLCP deve acrescentar à PSDU um preâmbulo e um cabeçalho, que são essenciais para a correta demodulação no receptor. O quadro resultante forma uma PPDU (*PLCP Protocol Data Unit*). São definidos um preâmbulo e cabeçalho longos, que são obrigatórios e compatíveis com o padrão IEEE 802.11 original. Mas também são definidos um preâmbulo e cabeçalho curtos, que são opcionais, de forma a aumentar a taxa de dados efetivos. No entanto, estes últimos são incompatíveis com equipamentos legados que não são capazes de entendê-los.

Na Figura 3.5 [43], é apresentado o formato da PPDU longa, onde são especificados o tamanho e a taxa de transmissão referentes a cada campo. O preâmbulo é formado por um campo de sincronização, que, além desta função, serve para o ajuste do ganho e detecção de energia, e outro campo, o SFD (*Start Frame Delimiter*), que serve para delimitar o início do quadro. O cabeçalho é composto por 4 campos: sinal, serviço, tamanho e

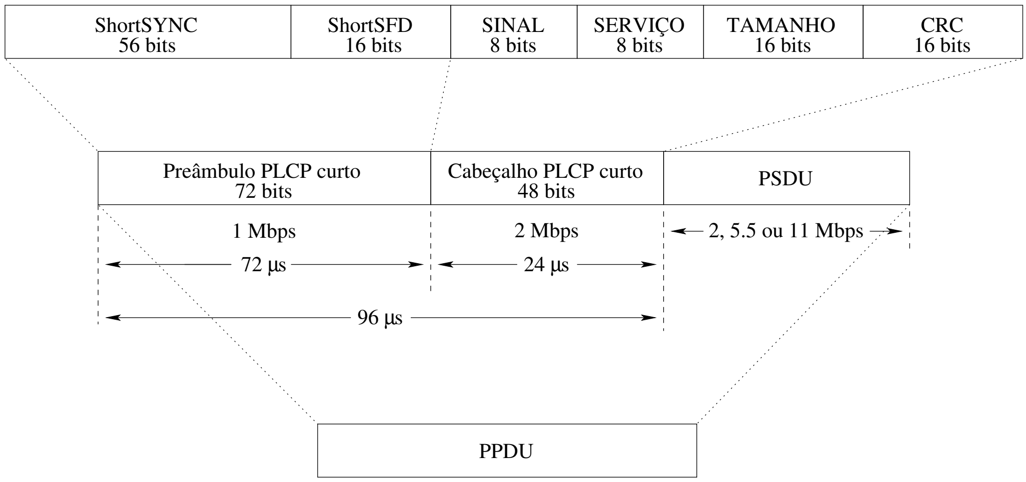


Figura 3.6: Formato do quadro curto.

CRC (*Cyclic Redundant Code*). O campo sinal indica a taxa de transmissão. O campo serviço foi definido para suportar extensões. O campo tamanho indica em microssegundos o tempo para transmitir a PSDU. E o campo CRC protege os campos sinal, serviço e tamanho.

O preâmbulo e o cabeçalho são transmitidos a 1 Mbps para manter a compatibilidade com o IEEE 802.11 original. Pode-se notar que o preâmbulo e o cabeçalho constituem ao todo 192 bits, cujo tempo de transmissão é de 192 μs.

O preâmbulo e o cabeçalho curtos, apresentados na Figura 3.6 [43] com a especificação do tamanho e taxa de transmissão de cada campo, visam reduzir esta sobrecarga. No preâmbulo curto, o campo de sincronização (shortSYNC) possui apenas 56 bits, isto é, menos que seu equivalente no preâmbulo longo; já o campo delimitador de início de quadros (shortSFD) no preâmbulo curto é exatamente o SFD do preâmbulo longo com a ordem dos bits invertida. Quanto aos campos do cabeçalho PLCP, eles mantêm o seu tamanho e codificação, com exceção do campo sinal, que, no preâmbulo curto, só pode assumir valores referentes às taxas de 2, 5.5 e 11 Mbps.

O preâmbulo curto possui 72 bits transmitidos a 1 Mbps e o cabeçalho PLCP curto é formado por 48 bits transmitidos a 2 Mbps. Assim, o tempo de transmissão dos dois juntos é 96 μs, isto é, metade da sobrecarga em tempo adicionada pelos preâmbulo e cabeçalho longos.

3.3 Subcamada de controle de acesso ao meio

A subcamada de controle de acesso ao meio define dois métodos de acesso: a Função de Coordenação Centralizada (PCF - *Point Coordination Function*) e a Função de Coordenação Distribuída (DCF - *Distributed Coordination Function*). O PCF é um mecanismo centralizado no qual o ponto de acesso assume a função de controlar o acesso dos dispositivos. Desta forma, só pode ser usado em redes infra-estruturadas. Já o DCF é um método distribuído, que pode ser empregado tanto em redes ad hoc como infra-estruturadas. Como o foco deste trabalho está em redes ad hoc, apenas o DCF será detalhado.

3.3.1 Função de Coordenação Distribuída

O DCF faz uso do mecanismo CSMA/CA (*Carrier-Sense Multiple Access/Collision Avoidance*) para efetuar o controle de acesso ao meio. Em redes sem fio, a implementação de um mecanismo CSMA/CD (*CSMA/Collision Detection*), como ocorre em redes Ethernet, não é possível, pois, devido à grande diferença de potência entre o sinal transmitido e o recebido, um dispositivo emissor não é capaz de detectar uma possível colisão no receptor. Então, para se ter certeza do sucesso da transmissão é necessário o retorno de uma mensagem de reconhecimento (ACK), por parte do receptor. O não recebimento desta resposta é interpretado pelo emissor como um fracasso na transmissão, levando-o a retransmitir o quadro de dados. De forma resumida, antes de transmitir um quadro, toda estação deve escutar o meio: se ele estiver vazio, pode-se proceder à transmissão; caso contrário, já há uma transmissão em curso, cujo término deve ser esperado, para só então se executar uma nova transmissão. Na verdade, o procedimento para se evitar colisões é mais complexo e será melhor explicado em seguida. Este se baseia na escuta do meio, no uso de espaçamento entre quadros e na implementação de um mecanismo de *backoff*.

Toda estação, que deseje transmitir, primeiramente escuta o meio. Se ele estiver vazio, a estação deve, em modo de espera, verificar se o meio permanece vazio durante um período DIFS (*DCF Interframe Space*). Caso positivo, a estação pode transmitir em seguida. Mas se durante este período o meio se tornar ocupado ou se, já no primeiro momento de escuta do meio, este se encontrasse ocupado, a estação não pode transmitir.

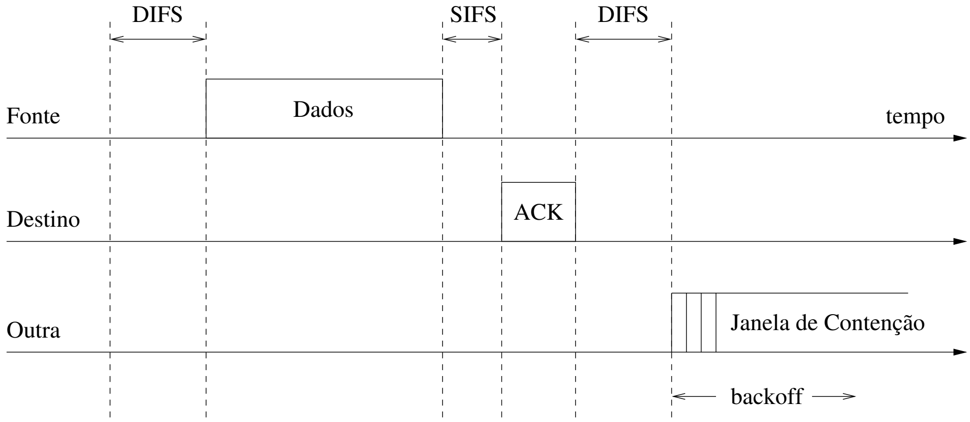


Figura 3.7: Esquema básico do DCF.

Neste caso, deve monitorar o meio até que ele fique vazio. A partir deste instante, a estação deve verificar durante um novo intervalo DIFS o estado do meio. Se ele se tornar ocupado, o procedimento recém-explicado deve ser repetido. Caso o meio continue vazio ao término de DIFS, espera-se então um período de *backoff*, ao final do qual a estação pode transmitir. Se o destino recebeu o quadro com sucesso, ele deve esperar um período SIFS (*Short Interframe Space*) e transmitir em seguida um ACK para a estação-fonte. O tempo de SIFS é menor que DIFS e, desta forma, é efetuado um mecanismo de provisão de prioridade, que permite ao destino enviar o ACK antes que outra estação ocupe o meio.

A Figura 3.7 ilustra o esquema básico de acesso ao meio no mecanismo DCF. Ela ilustra um caso em que a fonte encontra o meio vazio e pode transmitir seu quadro imediatamente após a espera de DIFS. O destino recebe o quadro corretamente e responde com um ACK após um tempo SIFS. Uma outra estação, que também deseje transmitir um quadro, mas encontre o meio ocupado pelo processo de transmissão recém-descrito, terá de esperar o fim deste processo e depois implementar a espera de um intervalo de DIFS mais um período de *backoff*.

O IEEE 802.11 define ainda dois outros intervalos entre quadros: o PIFS (*PCF Interframe Space*) e o EIFS (*Extended Interframe Space*). O PIFS só é usado no mecanismo PCF e, sendo este menor que o DIFS, serve para que o ponto de acesso tenha prioridade em relação às estações no controle do meio. Já o EIFS é o maior dos intervalos e é usado sempre que uma estação recebe um quadro com erro. Neste caso, a estação deve escutar o meio até que a transmissão em curso termine e, a partir deste instante, deve esperar mais um período EIFS. A Equação 3.1, onde $total_{ACK}$ é o tempo necessário para a transmissão de um ACK a 1 Mbps, dá o valor de $EIFS$:

$$EIFS = SIFS + total_{ACK} + DIFS \tag{3.1}$$

O EIFS é uma medida conservadora que procura atender o caso em que o quadro recebido com erro pela estação executando a espera de EIFS é um quadro de dados, o qual está sendo corretamente recebido pelo seu real destinatário. Neste caso, a estação em modo de espera fica impedida de transmitir e, possivelmente, atrapalhar a recepção da transmissão em curso, durante um intervalo suficiente para o envio do ACK referente a esta transmissão ($SIFS + total_{ACK}$) e para se esperar um novo período de DIFS, que precede qualquer transmissão de dados.

Os valores dos espaçamentos entre quadros podem ser vistos na Tabela 3.6:

Tabela 3.6: Durações dos espaçamentos entre quadros.

Intervalo	**Duração (μs)**
SIFS	10
PIFS	30
DIFS	50
EIFS	364

O período de *backoff* é um tempo aleatório, escolhido segundo a Equação 3.2:

$$backoff = random(0, CW) \times tempo\_do\_slot, \tag{3.2}$$

onde $tempo\_do\_slot$ é a duração de um *slot* (unidade de tempo usada na definição dos intervalos entre quadros) e CW (*Contention Window*) é o valor da janela de contenção da estação. O *backoff* visa prover mais justiça no acesso ao meio e reduzir o número de colisões. É utilizado quando a estação desejando transmitir encontra o meio ocupado ou quando o quadro a ser transmitido não é o primeiro. O valor de CW começa com CW_{min} e pode aumentar até CW_{max}. O aumento de CW acontece quando, mesmo depois de efetuado o mecanismo de *backoff*, ocorre uma colisão. Neste caso, CW aumenta

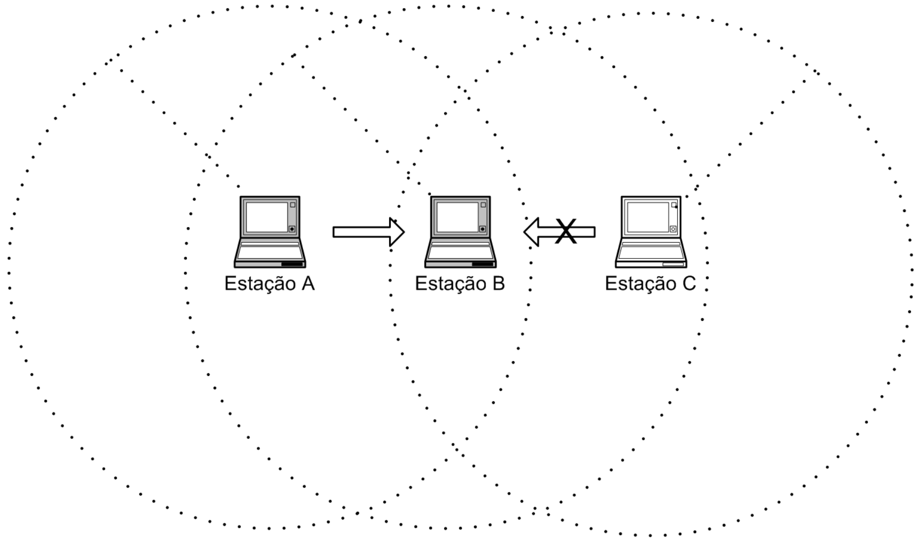


Figura 3.8: O problema do terminal escondido.

para a próxima potência de 2 menos 1, onde próxima potência de 2 se refere à potência imediatamente superior à que gerou o CW atual [44]. Os valores de $tempo\_do\_slot$, CW_{min} e CW_{max} dependem da camada física utilizada. Para o caso do HR/DSSS, eles valem 20 μs, 31 *slots* e 1023 *slots*, respectivamente. Pode-se salientar ainda que o *backoff* só é decrementado quando o meio está vazio, isto é, se, durante o período de espera, o meio for ocupado por uma transmissão, então a estação executando o *backoff* paraliza o seu temporizador até que o meio volte a ficar vazio.

O problema do terminal escondido representa um desafio clássico em redes sem fio. Ele será detalhado neste capítulo de forma simplificada, como vem sendo tratado tradicionalmente [1]. No próximo capítulo, será abordado de maneira mais aprofundada. Na Figura 3.8 apresenta-se um cenário em que este problema pode ocorrer. Tanto a estação A como C estão no alcance de transmissão da estação B. Mas a estação A não alcança a estação C e vice-versa. O alcance de escuta do meio é tipicamente maior que o alcance de transmissão. Na Figura 3.8, visando obter-se uma maior clareza na apresentação, é apresentada somente a área referente ao alcance de transmissão, isto é, não é apresentada a área relativa ao alcance de escuta do meio. Admite-se, neste exemplo, que o alcance de escuta do meio é tal que a estação A não consegue detectar uma transmissão da estação C e vice-versa.

Na Figura 3.8, supõe-se que, primeiramente, a estação A escuta o meio como livre e começa a transmitir. Em seguida, a estação C possui um quadro para enviar. A estação C procede à escuta do meio. Como ela não é capaz de detectar a transmissão em curso, a estação C começa a transmitir simultaneamente com A, mas esta transmissão deveria ser impedida como mostra a Figura 3.8, pois causa colisão no receptor, a estação B, que, na verdade, não recebe corretamente nenhum dos dois dados. Neste caso, a estação C é um terminal escondido para a estação A e vice-versa. As estações A e C só perceberão que suas transmissões fracassaram quando terminar o tempo máximo de espera por um ACK. Deverão, pois, retransmitir seus quadros e uma nova colisão poderá ocorrer.

Para corrigir este problema, o IEEE 802.11 implementa opcionalmente a troca de quadros RTS (*Request To Send*) e CTS (*Clear To Send*), como mostra a Figura 3.9. Como será mostrado no próximo capítulo, esta troca não soluciona este problema completamente. Os quadros RTS e CTS contêm informações sobre a duração da transmissão com eles associada, sendo usados também para se implementar uma escuta virtual do meio. Na Figura 3.9, admite-se que o meio está vazio. Assim, uma fonte de dados desejando transmitir, primeiramente, envia um quadro RTS para o destino. Todas as estações que receberem o RTS sabem que o meio se encontrará ocupado por um determinado tempo especificado no RTS e, assim, todas elas, exceto o destino, atualizam o seu vetor de alocação de rede (NAV - *Network Allocation Vector*). O NAV é o parâmetro que permite implementar a escuta virtual do meio. Ele marca o meio como ocupado durante um período suficiente para se haver o término da transmissão de dados e o envio do ACK associado. O NAV é contudo uma medida conservadora já que assume que a troca de RTS e CTS foi bem sucedida. O destino, ao receber um RTS, espera um tempo SIFS e responde com um CTS à fonte, permitindo a transmissão. Além disso, o CTS serve para indicar na vizinhança do destino que o meio estará ocupado e seus vizinhos devem, pois, atualizar o seu NAV, ficando impedidos de enviar quadros. Este procedimento impediria a transmissão da estação C na Figura 3.8. Ao receber o CTS, a fonte espera um intervalo SIFS e procede à transmissão de dados que é sucedida pelo retorno de um ACK, como normalmente.

O objetivo da troca de RTS e CTS era que as colisões ficassem restritas ao período desta troca. Uma vez efetuada com sucesso, a transmissão de dados, que representam quadros maiores, estaria protegida, contribuindo para um ganho na utilização do meio. No entanto, esta proteção dos dados não é perfeita como será mostrado no capítulo seguinte.

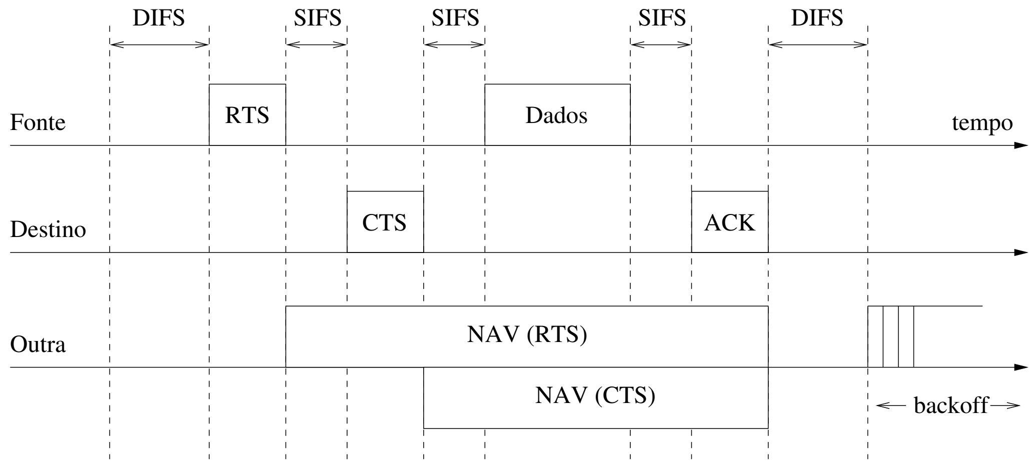


Figura 3.9: Esquema do DCF com troca de RTS e CTS.

Além disso, como mostra a Figura 3.9, esta troca de mensagens acarreta uma sobrecarga ao mecanismo de acesso ao meio.

Deve-se salientar que, para o perfeito funcionamento da troca de RTS e CTS, esta deve ser efetuada numa das taxas básicas da rede, suportada por todas as estações no alcance do emissor e receptor. Na verdade, segundo o padrão IEEE 802.11 todos os quadros de controle, inclusive o ACK, devem ser transmitidos numa das taxas básicas da rede, por questão de compatibilidade.

Capítulo 4

Análise da capacidade

4.1 Efeito da interferência e da escuta do meio

Para receber corretamente um pacote, a potência do sinal no receptor deve ser forte o suficiente. Desta forma, a relação entre o sinal e o ruído mais a interferência deve ser maior que um limite mínimo especificado pelo equipamento do receptor. Devido à atenuação do sinal no ar, o aumento da distância entre emissor e receptor resulta na redução da potência do sinal no receptor, o que significa que nós mais distantes do receptor podem se tornar nós escondidos, isto é, nós capazes de interferir na recepção do nó receptor.

Sejam P_{Tx} a potência de transmissão do sinal, G_{Tx} e G_{Rx} os ganhos da antena no emissor e no receptor, respectivamente, H_{Tx} e H_{Rx} as alturas das antenas no emissor e no receptor, respectivamente, e d a distância entre o emissor e o receptor. De acordo com Rappaport [45], a potência P_{Rx} do sinal no receptor é dada pela Equação 4.1:

$$P_{Rx} = P_{Tx} G_{Tx} G_{Rx} \frac{H_{Tx}^2 H_{Rx}^2}{d^4} \tag{4.1}$$

Sejam d novamente a distância entre o emissor e o receptor, r a distância entre o receptor e um terceiro nó que pode querer transmitir e SIR_{TH} o valor mínimo da relação sinal-interferência (SIR - *Signal to Interference Ratio*) exigido para uma recepção bem sucedida. Segundo Xu *et al.* [13], o ruído térmico é desprezível e pode ser ignorado quando comparado com o sinal da interferência. Então Xu *et al.* [13], baseados na Equação 4.1

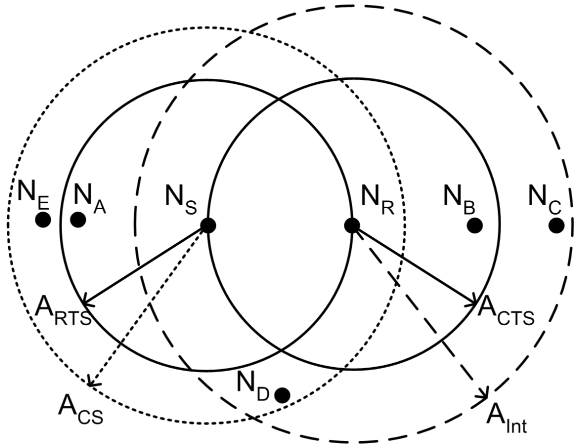


Figura 4.1: Os alcances importantes.

e assumindo que todos os nós possuem os mesmos parâmetros, chegaram à Equação 4.2, a qual mostra que todo nó separado por menos que $d\sqrt[4]{SIR_{TH}}$ metros do receptor pode interferir na sua recepção.

$$SIR = \left(\frac{r}{d}\right)^4 < SIR_{TH}$$

$$r < d\sqrt[4]{SIR_{TH}} \tag{4.2}$$

Seja R_{Tx} o raio de transmissão. Pode-se facilmente mostrar [13] que, quando o emissor e o receptor estão separados por uma distância maior que $\frac{1}{\sqrt[4]{SIR_{TH}}}R_{Tx}$ metros, a troca de RTS e CTS não resolve o problema do terminal escondido.

De acordo com o mecanismo CSMA/CA, visando evitar colisões, cada nó que deseje transmitir dados, antes de enviá-los, procede à escuta do meio. Tal procedimento, conforme será esclarecido na análise da Figura 4.1, pode ajudar no combate ao problema do terminal escondido. Isto acontece, pois o raio de escuta do meio, cujo valor é fixo e especificado pelo equipamento do emissor, é tipicamente maior que o raio de transmissão.

Na Figura 4.1, sejam os nós N_S e N_R o emissor e o receptor de uma transmissão respectivamente. Admite-se a implementação da troca de RTS e CTS, a fim de mostrar que ela não resolve o problema da interferência. As áreas A_{RTS} e A_{CTS} constituem as regiões alcançadas pelos quadros RTS e CTS, enviados respectivamente pelos nós N_S e N_R. Na Figura 4.1, o SIR_{TH} é tal que $1 < SIR_{TH} < 16$. A área A_{Int} representa a região onde os nós escondidos podem estar localizados e a área A_{CS} contém todos os nós capazes de detectar a transmissão da fonte, ao escutar o meio. Na Figura 4.1, o emissor e o receptor estão separados pela distância máxima (R_{Tx}), que ainda permite uma comunicação. Neste caso, o raio de interferência é maximizado. Outros nós, representados por N_A, N_B, N_C, N_D e N_E, podem querer transmitir durante a transmissão de N_S.

Pode-se ver na Figura 4.1 que os nós N_A, N_D e N_E não transmitem pois escutam o meio como ocupado; além disso, a troca de RTS e CTS é capaz de impedir a transmissão dos nós N_A (novamente) e N_B que escutaram o RTS e o CTS enviados pelos nós N_S e N_R, respectivamente. Já o nó N_C não verifica nenhum empecilho à sua transmissão, que, uma vez efetuada, causa interferência em N_R. A troca de RTS e CTS não resolve o problema do terminal escondido para nós pertencentes à região $A_{Int} - (A_{RTS} \bigcup A_{CTS})$, tais como os nós N_C e N_D. Através da escuta do meio, o problema do terminal escondido é minimizado e a região problemática passa a ser apenas $A_{Int} - (A_{CS} \bigcup A_{CTS})$. Com isto, na Figura 4.1, N_D é corretamente impedido de transmitir; no entanto N_E é igualmente proibido, apesar de que sua transmissão não atrapalharia a recepção de N_R, caracterizando-se assim um exemplo de problema do terminal exposto.

Sendo R_{CS} o raio de escuta do meio, Xu *et al.* [13] mostraram que para $R_{CS} \geqslant 2R_{Tx}$, a escuta do meio é capaz de verificar toda a região alcançada pelos pacotes RTS e CTS, logo o uso destes torna-se desnecessário. Além disso, para $R_{CS} = (1 + \sqrt[4]{SIR_{TH}})R_{Tx}$, o problema do terminal escondido é inteiramente resolvido. Aumentar o R_{CS} mais do que isto é desnecessário. É relevante ressaltar que o aumento de R_{CS} resulta no aumento do problema do terminal exposto, isto é, aumenta o número de nós que poderiam transmitir sem interferir na transmissão inicial, mas não o fazem pois consideram o meio ocupado ao efetuarem a escuta do meio. Desta forma, o valor de R_{CS} é um parâmetro importante, pois quanto maior seu valor, menor a capacidade da rede.

4.2 Comunicação direta

A vazão máxima pode ser alcançada quando o destino está no alcance de transmissão da fonte, caso chamado de comunicação direta, e o meio está sempre livre. Li *et al.* [16] e Cunha *et al.* [46, 43] mostraram que, mesmo neste caso, não se consegue uma vazão em

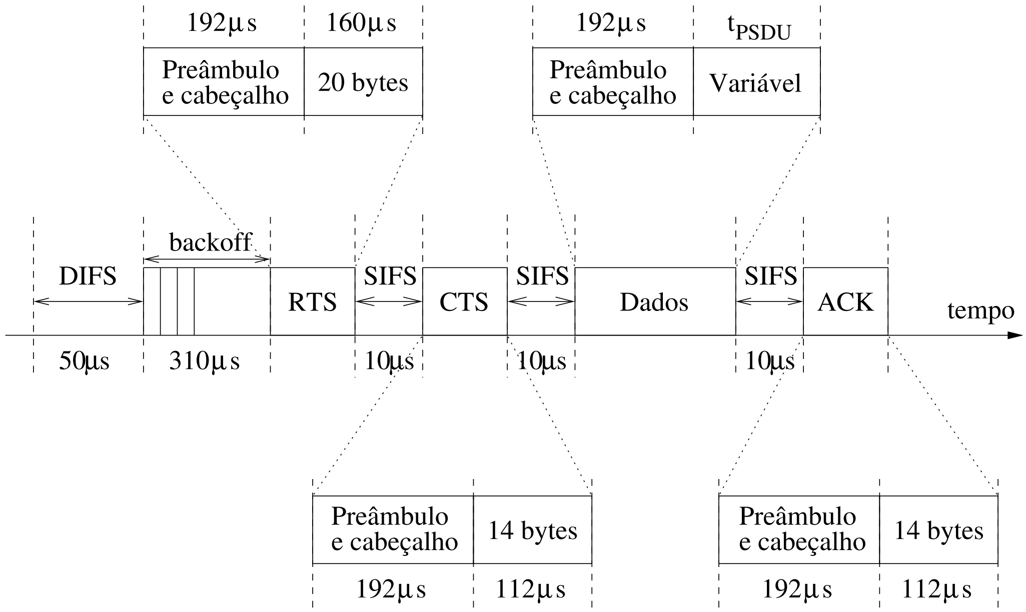


Figura 4.2: Envio de um quadro quando se usam os quadros RTS e CTS.

dados equivalente à taxa nominal da rede. A redução da taxa de dados se deve à sobrecarga adicionada pelo envio de um preâmbulo da camada física antes da transmissão de cada quadro MAC, pelo uso de espaçamento entre quadros, pela implementação do mecanismo de *backoff* e pela troca de quadros RTS/CTS/ACK. Além disso, a vazão máxima em dados depende do tamanho do pacote de dados.

A análise de Cunha *et al.* [43] considera uma rede IEEE 802.11b, isto é, com taxa máxima de 11 Mbps; além disso, assume que os pacotes de controle são enviados a 1 Mbps, que a troca de RTS/CTS é efetuada e que se usa o preâmbulo longo, por questão de compatibilidade com equipamentos antigos. Na Figura 4.2, o quadro de dados representa uma PSDU mais o preâmbulo associado. A Figura 4.2 mostra que o tempo total da transmissão de um quadro é dado por um custo fixo de 1542 μs somado ao tempo da PSDU, que é variável e será denotado por t_{PSDU}. A PSDU é transmitida a 11 Mbps; nela estão embutidos os cabeçalhos MAC (34 *bytes*) e IP (*Internet Protocol*) (20 *bytes*), que devem ser considerados também como sobrecarga a nível de rede. A partir destas considerações, Cunha *et al.* [43] puderam calcular a taxa máxima de envio de dados efetivos em um cenário de comunicação direta. Estas taxas são apresentadas na Tabela 4.1 [43] para diferentes tamanhos de pacote.

Tabela 4.1: Taxa máxima em um cenário de comunicação direta usando RTS e CTS.

Tamanho do Pacote (*bytes*)	**Taxa Máxima de Dados Efetivos (Mbps)**
160	0,75
512	2,10
1000	3,47
1500	4,49
2000	5,26

Mas em um cenário de comunicação direta, todos os nós podem se alcançar mutuamente, logo podem detectar a transmissão de qualquer outro nó. Desta forma, não há nós escondidos, portanto não há o problema do terminal escondido. Por isso, neste trabalho calculou-se a taxa máxima de envio de dados efetivos neste cenário quando não se usa a troca de RTS e CTS. A Figura 4.3 deixa clara a economia de tempo que se pode obter com esta estratégia. Agora, em vez de se gastarem $1542 + t_{PSDU}$ microssegundos, gastam-se apenas $866 + t_{PSDU}$ microssegundos. Desta forma, novamente considerando os cabeçalhos das camadas de enlace e de rede, pode-se calcular a vazão máxima do envio de dados efetivos, apresentada na Tabela 4.2. Verifica-se que o ganho ao se suprimir a troca de RTS e CTS é maior para pacotes pequenos, pois nestes casos a sobrecarga associada a esta troca assume um peso relativamente maior. Para pacotes de 160 *bytes*, esta estratégia proporcionou um ganho de 66,7%, enquanto, para pacotes de 2000 *bytes*, foi de 28,9%.

4.3 Comunicação em múltiplos saltos

O cenário com somente dois nós vizinhos em comunicação direta pode ser considerado como o caso mais simples de uma cadeia de nós e pode ser tomado como base para comparação, fornecendo um limite superior para a vazão de uma cadeia de nós. Desta maneira, na análise deste trabalho, a utilização máxima em um caso geral é uma fração deste valor de referência. O caso geral é uma comunicação em múltiplos saltos, onde,

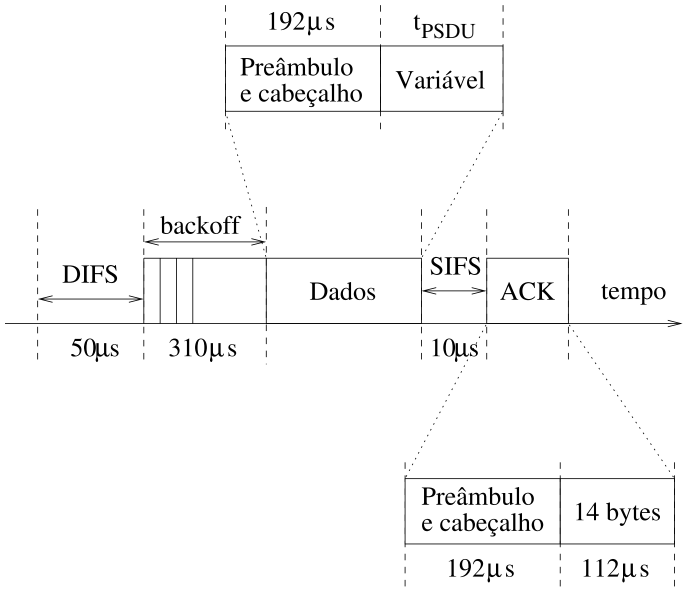


Figura 4.3: Envio de um quadro quando não se usam os quadros RTS e CTS.

Tabela 4.2: Taxa máxima em um cenário de comunicação direta sem usar RTS e CTS.

Tamanho do Pacote (*bytes*)	**Taxa Máxima de Dados Efetivos (Mbps)**
160	1,25
512	3,20
1000	4,96
1500	6,01
2000	6,78

devido a restrições quanto ao consumo de energia e de banda, os nós precisam cooperar, propagando pacotes da fonte até o destino.

Li *et al.* [16] analisaram a capacidade de uma cadeia de nós alinhados e separados por 200 m de cada vizinho. Na análise, Li *et al.* [16] assumiram uma simplificação: eles consideraram o raio de interferência fixo em 550 m, ao invés de variável, e consideraram o raio de escuta do meio igual ao raio de transmissão, isto é, fixo em 250 m. A Figura 4.4 mostra uma cadeia de 7 nós separados por 200 m de cada vizinho, com os alcances relevantes de acordo com os usados por Li *et al.* [16]. Como o raio de transmis-

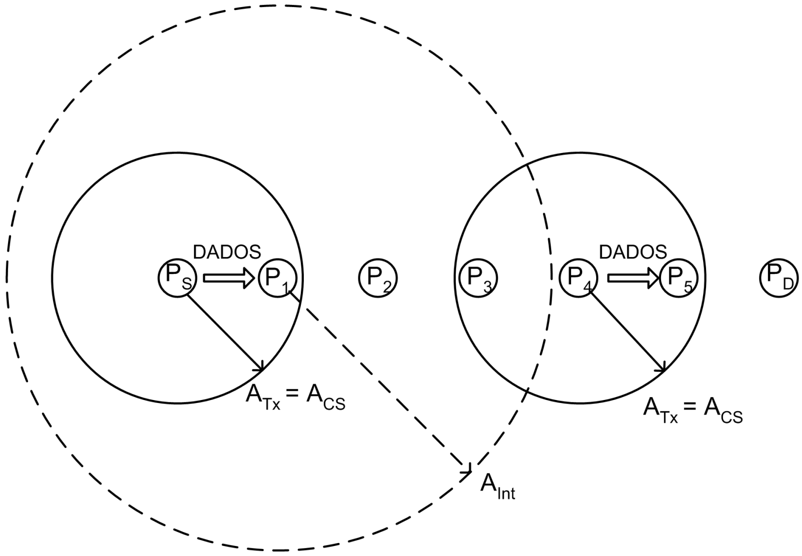


Figura 4.4: Cadeia de nós com os alcances conforme os usados por Li *et al.* [16].

são é 250 m, um pacote enviado pelo nó P_S é capaz de chegar ao destino P_D, passando seqüencialmente pelos nós P_1, P_2, P_3, P_4 e P_5.

Li *et al.* [16] concluíram que a utilização máxima alcançada pela sua cadeia é $\frac{1}{4}$. Como eles mostraram, os nós P_S e P_1 não podem transmitir um quadro juntos, já que P_1 não pode enviar e receber ao mesmo tempo; e os nós P_S e P_2 não podem transmitir simultaneamente, porque P_1 não pode receber corretamente o quadro de P_S se P_2 está transmitindo junto. Baseando-se no raio de interferência fixo de 550 m, eles justificaram que P_S e P_3 não podem transmitir ao mesmo tempo porque a transmissão de P_3 interferiria na recepção de P_1 do quadro enviado por P_S. Já P_S e P_4 podem transmitir simultaneamente, pois, conforme mostrado na Figura 4.4, o nó P_4 está fora da área relativa aos nós capazes de interferir na recepção por parte de P_1 do quadro enviado por P_S. Assim, a utilização máxima é de $\frac{1}{4}$.

Entretanto Xu *et al.* [13] mostraram que o raio de interferência é variável, dependendo da distância entre o emissor e o receptor e da relação sinal-interferência exigida para uma recepção correta. Assim, neste trabalho este raio foi considerado variável. Por exemplo, o modelo Lucent WaveLAN [7] implementa R_{Tx} e R_{CS} valendo 250 m e 550 m, respectivamente, e implementa SIR_{TH} valendo 10. A Figura 4.5 ilustra uma cadeia de 7 nós separados por 200 m de cada vizinho, de acordo com os parâmetros do modelo Lucent WaveLAN. Como a distância entre dois nós consecutivos na cadeia é de 200 m, a Equa-

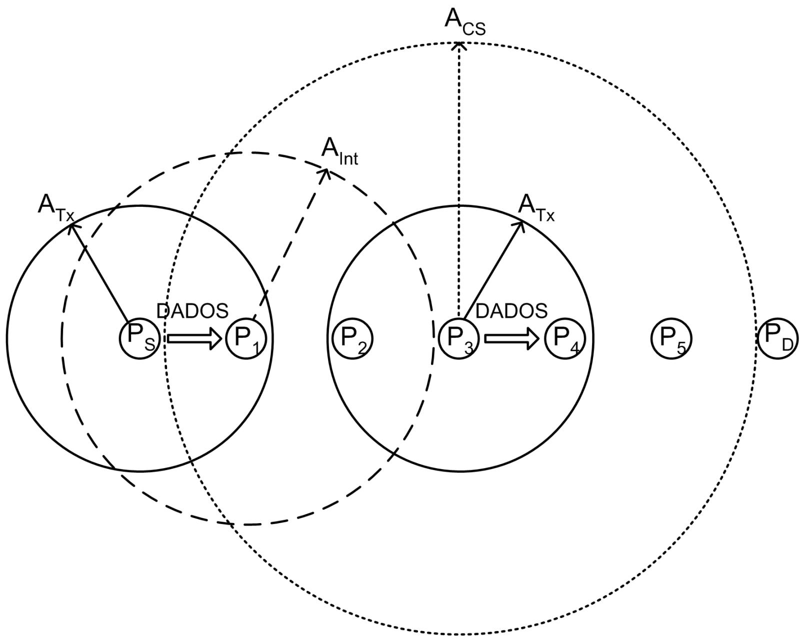


Figura 4.5: Cadeia de nós com os alcances conforme o modelo Lucent WaveLAN.

ção 4.2 mostra que o raio de interferência é apenas 356 m. Então a transmissão de P_3 não atrapalha a transmissão de P_S porque P_3 está separado de P_1 por uma distância maior que o raio de interferência. Além disso, P_3, ao escutar o meio, não detecta a transmissão de P_S, pois os dois nós estão separados por uma distância maior que R_{CS}. Assim, P_S e P_3, como mostra a Figura 4.5, podem transmitir simultaneamente e a máxima utilização alcançável neste cenário para este modelo é $\frac{1}{3}$.

Seja U_{max} a utilização máxima. Agora será analisada a utilização máxima de uma cadeia de nós P_S, P_1, P_2, $\ldots$, P_D, quando a distância d entre vizinhos na cadeia é tal que $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$. De forma equivalente, pode-se escrever que $d = L \times R_{Tx}$, onde $0,5 < L \leqslant 1$. Este é o intervalo relevante já que se $d > R_{Tx}$ então é impossível chegar ao destino e se $d \leqslant \frac{R_{Tx}}{2}$ então os nós não mandariam os pacotes para seus vizinhos mais próximos; ao invés disso, eles enviariam para seus vizinhos mais próximos do destino, de forma a minimizar o número de saltos. Tanto a escuta do meio quanto a interferência causada por nós escondidos são fatores essenciais para a análise da utilização máxima. Esta será feita primeiramente considerando apenas o efeito da escuta do meio, com R_{CS} podendo assumir diferentes valores, e será denotada por $U_{max_{CS}}$. Em seguida, será analisada considerando apenas o efeito da interferência, assumindo $R_{CS} = R_{Tx}$, da mesma forma que fizeram Li *et al.* [16]. Neste caso, a utilização máxima será denotada por $U_{max_{Int}}$ e o parâmetro SIR_{TH} poderá assumir diferentes valores. Por fim, será mostrado como juntar os resultados obtidos nas duas análises em um único valor, U_{max}. O uso do termo utilização máxima sem um maior detalhamento, ao longo deste trabalho, deixa implícito que tanto a interferência como a escuta do meio foram consideradas.

Os argumentos os quais justificaram que P_S não pode transmitir simultaneamente com P_1 ou P_2 continuam válidos para qualquer valor de d, R_{CS} e SIR_{TH}. Então $\frac{1}{3}$ é um limite superior para a utilização máxima, U_{max}, em uma cadeia com pelo menos 4 nós.

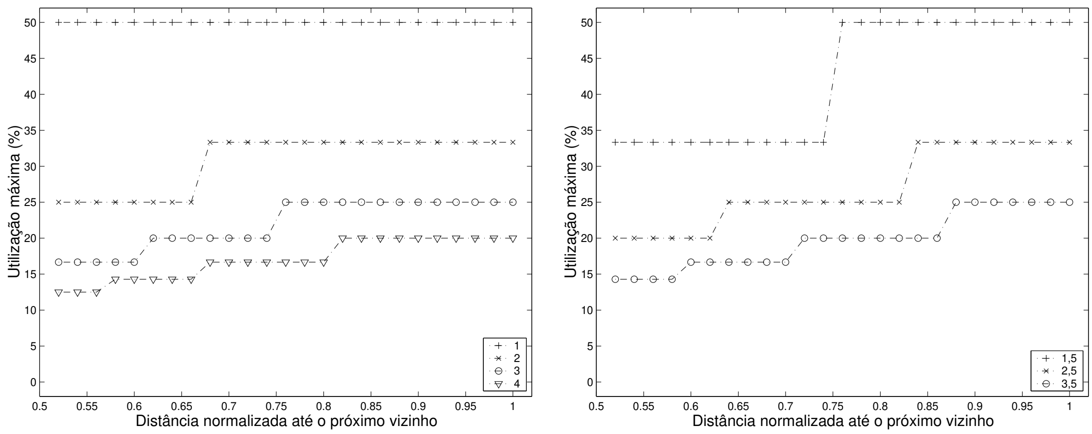
A cadeia de 2 nós em comunicação direta é um caso limite em que os efeitos da interferência e da escuta do meio exercem seu impacto mínimo. A análise que se segue considera uma cadeia de múltiplos saltos suficientemente longa, de forma que estes efeitos estejam exercendo seu impacto máximo sobre a utilização da cadeia. Este é o caso mais relevante, pois maximiza a competição pelo meio mostrando como o processo de encaminhamento de pacotes pode limitar a vazão. Verifica-se que o aumento do número de nós na cadeia não reduz indefinidamente sua utilização. A partir de um certo número de nós na cadeia, a utilização máxima sempre converge, já que tanto os efeitos da interferência como da escuta do meio são limitados, não cobrindo uma área infinita.

4.3.1 Efeito da escuta do meio

Seja R_{CS} o raio de escuta do meio. Tem-se que $R_{CS} \geqslant R_{Tx}$. Logo $R_{CS} = V \times R_{Tx}$, onde $V \geqslant 1$. Seja I o número de nós na cadeia que conseguem detectar uma transmissão da fonte, através do seu mecanismo de escuta do meio. Então $I = \lfloor \frac{V}{L} \rfloor$. Assim, assumindo que a fonte está transmitindo, nenhum dos seus sucessores até P_I poderá transmitir simultaneamente, já que o meio será escutado como ocupado por estes nós. Já o nó P_{I+1} (bem como seus possíveis sucessores na cadeia) não detecta a transmissão da fonte e pode transmitir ao mesmo tempo. Este raciocínio assumiu a existência de $I+2$ nós, isto é, uma fonte e seus $I+1$ sucessores. Logo a Equação 4.3, válida para qualquer cadeia com pelo menos $I+2$ nós, fornece o valor de $U_{max_{CS}}$.

$$U_{max_{CS}} = \frac{1}{I+1} \tag{4.3}$$

Nas Figuras 4.6(a) e 4.6(b), é apresentada a utilização máxima, levando em consideração somente o efeito da escuta do meio, para $V \in \{1; 1,5; 2; 2,5; 3; 3,5; 4\}$. Foram feitos dois gráficos para maior clareza da apresentação. Aumentando-se o alcance da escuta do meio, diminui $U_{max_{CS}}$. Isto era esperado, pois se a fonte está transmitindo, com o aumento do raio de escuta do meio, nós mais distantes na cadeia consideram o meio como ocupado, não podendo transmitir simultaneamente. O valor de $U_{max_{CS}}$ também é reduzido quando os vizinhos na cadeia estão localizados mais próximos, pois neste caso, mais saltos serão necessários para se chegar a um nó que não possua a fonte dentro do seu alcance de escuta do meio. Isto explica as variações em cada curva.



(a) $V \in \{1; 2; 3; 4\}$ (b) $V \in \{1,5; 2,5; 3.5\}$

Figura 4.6: Utilização máxima considerando apenas a escuta do meio.

4.3.2 Efeito da interferência

Seja R_{Int} o raio de interferência e seja K o número de nós que estão no alcance de interferência da fonte. Então $K = \lfloor \frac{R_{Int}}{d} \rfloor = \lfloor \sqrt[4]{SIR_{TH}} \rfloor$. A recepção, por parte de P_1, de um quadro proveniente de P_S sofre interferência da transmissão de todos os sucessores de P_1 até o nó P_{K+1}. Além disso, P_{K+2} e seus possíveis sucessores na cadeia não interferem na transmissão de P_S. Este raciocínio assumiu a existência de $K + 3$ nós, isto é, uma fonte e seus $K + 2$ sucessores. Desta forma, $U_{max_{Int}}$ é fornecido pela Equação 4.4, que é válida para qualquer cadeia com pelo menos $K + 3$ nós.

$$U_{max_{Int}} = \frac{1}{K+2} \tag{4.4}$$

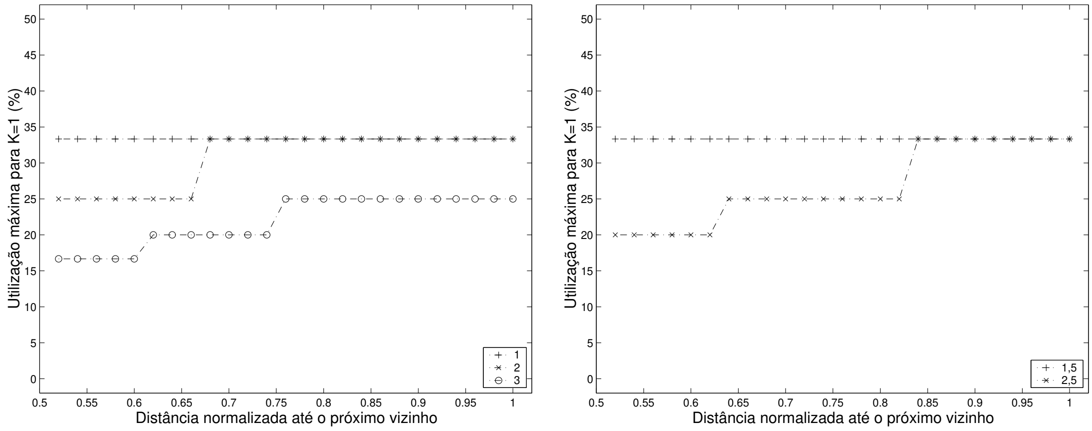
O valor de $U_{max_{Int}}$ depende apenas de K, isto é, depende somente de SIR_{TH}, cujo valor é sabidamente maior que 1. Neste trabalho, são apresentadas equações genéricas, mas serão analisados especialmente os casos em que $K = 1$ ou $K = 2$, restringindo o valor de SIR_{TH} ao intervalo $1 < SIR_{TH} < 81$, o que é um caso de interesse prático. Assim, para $1 < SIR_{TH} < 16$, tem-se que $U_{max_{Int}} = \frac{1}{3}$ e, para $16 \leqslant SIR_{TH} < 81$, tem-se que $U_{max_{Int}} = \frac{1}{4}$. Estes valores são constantes para $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$.

4.3.3 Utilização máxima

Como, na realidade, tanto a escuta do meio quanto a interferência afetam a utilização máxima, faz-se necessário juntar os dois resultados. A utilização máxima é fornecida pela Equação 4.5, na qual U_{max} é dada pelo valor mínimo entre $U_{max_{CS}}$ e $U_{max_{Int}}$. Assim, U_{max} é dada pelo efeito dominante, dependendo de R_{CS}, d e SIR_{TH}. A Equação 4.5 se aplica a qualquer cadeia com pelo menos $max(I + 2, K + 3)$ nós. No caso da Figura 4.5, por exemplo, se aplica a qualquer cadeia de pelo menos 4 nós, isto é, a fonte, o destino e mais 2 nós intermediários.

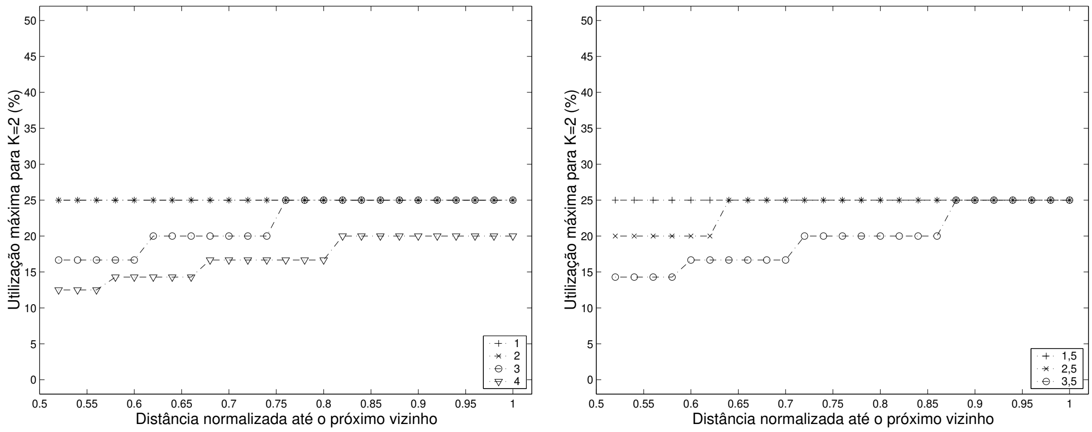
$$U_{max} = min(U_{max_{CS}}, U_{max_{Int}}) \tag{4.5}$$

Nas Figuras 4.7(a) e 4.7(b), apresenta-se a utilização máxima para $1 < SIR_{TH} < 16$ e $V \in \{1; 1,5; 2; 2,5; 3\}$. Novamente, representa-se em dois gráficos para maior clareza da apresentação. Xu *et al.* [13] verificaram que quando $R_{CS} = (1 + \sqrt[4]{SIR_{TH}})R_{Tx}$, o problema do terminal escondido é inteiramente resolvido. Aumentar o valor de R_{CS} além desse valor é desnecessário. Como $SIR_{TH} < 16$, então valores de R_{CS}, tais que $R_{CS} \geqslant 3R_{Tx}$, são desnecessários. Isto explica o valor máximo usado para V, ilustrativo de um caso limite. Nas Figuras 4.8(a) e 4.8(b), é apresentada a utilização máxima para $V \in \{1; 1,5; 2; 2,5; 3; 3,5; 4\}$ e $16 \leqslant SIR_{TH} < 81$. De maneira análoga, $V = 4$, neste caso, é ilustrativo de um caso limite, pois, como $SIR_{TH} < 81$, então valores de R_{CS}, tais que $R_{CS} \geqslant 4R_{Tx}$ são desnecessários.



(a) $V \in \{1; 2; 3\}$ e $K = 1$ (b) $V \in \{1,5; 2,5\}$ e $K = 1$

Figura 4.7: Utilização máxima quando $1 < SIR_{TH} < 16$.



(a) $V \in \{1; 2; 3; 4\}$ e $K = 2$ (b) $V \in \{1,5; 2,5; 3.5\}$ e $K = 2$

Figura 4.8: Utilização máxima quando $16 \leqslant SIR_{TH} < 81$.

Como, uma vez definido o SIR_{TH}, $U_{max_{Int}}$ é uma constante para $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$, a Equação 4.5 procura o mínimo entre um valor variável ($U_{max_{CS}}$) e um valor constante ($U_{max_{Int}}$). Desta forma, $U_{max_{Int}}$ define um limite superior para a utilização máxima, limite este que vale $\frac{1}{3}$ nas Figuras 4.7(a) e 4.7(b) e $\frac{1}{4}$ nas Figuras 4.8(a) e 4.8(b). É relevante ressaltar que a existência deste limite acarreta a sobreposição parcial, ou mesmo total, de algumas curvas nas Figuras 4.7(a) e 4.7(b) e nas Figuras 4.8(a) e 4.8(b) nos intervalos em que $U_{max_{CS}} \geqslant U_{max_{Int}}$. Já nos intervalos em que $U_{max_{CS}}$ é menor que

$U_{max_{Int}}$, a utilização máxima é dada pelo mecanismo de escuta do meio.

Para $V = 1$ e $1,5$ nas Figuras 4.7(a) e 4.7(b), onde $K = 1$, e para $V = 1; 1,5$ e 2 nas Figuras 4.8(a) e 4.8(b), onde $K = 2$, tem-se que $U_{max_{CS}} \geqslant U_{max_{Int}}$ para $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$. Logo a utilização máxima nestes casos fica constante no valor de $U_{max_{Int}}$. Pode-se ainda verificar pelas Equações 4.3 e 4.4 que, com $K = 1$ e $V \geqslant 2$, e, com $K = 2$ e $V \geqslant 3$, tem-se sempre que $U_{max_{CS}} \leqslant U_{max_{Int}}$ para $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$. Neste caso, a utilização máxima acompanha o valor de $U_{max_{CS}}$. Estas observações estão de acordo com os resultados apresentados nas Figuras 4.7(a) e 4.7(b) e nas Figuras 4.8(a) e 4.8(b).

Além disso, de acordo com as Equações 4.3 e 4.4, com $K = 1$ e $V \geqslant 3$, e, com $K = 2$ e $V \geqslant 4$, tem-se que $U_{max_{CS}} < U_{max_{Int}}$ para $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$. Isto implica uma redução da utilização desnecessária, já que conforme explicado anteriormente estes valores de V são exageradamente altos. Neste caso, se impede a transmissão simultânea de nós localizados suficientemente distantes.

Quando $U_{max_{CS}} \leqslant U_{max_{Int}}$, a taxa de envio de quadros fica bem limitada pela escuta do meio. Mesmo com uma carga superior à máxima alcançável pela cadeia, um nó só transmite quando escuta o meio como livre. Desta maneira, ele vai transmitir na taxa referente a $U_{max_{CS}}$, que é igual a U_{max}, e o que não conseguir enviar será descartado.

Já se $U_{max_{Int}} < U_{max_{CS}}$, então o efeito da interferência prevalece. Se P_S está transmitindo um quadro de dados para P_1, então a troca de RTS e CTS consegue impedir a transmissão simultânea de P_2. Se $SIR_{TH} < 16$, caso em que $U_{max_{Int}} = \frac{1}{3}$, então esta troca é bem sucedida, já que P_3 e P_S podem transmitir concomitantemente. Mas se $SIR_{TH} \geqslant 16$, ela não se sai tão bem e quanto maior o valor de K, que é igual a $\lfloor \sqrt[4]{SIR_{TH}} \rfloor$, menos eficaz ela é. Os nós desde P_3 até P_{K+1} não escutam os quadros RTS e CTS enviados por P_S e P_1, respectivamente. Deste modo, se $U_{max_{Int}} < U_{max_{CS}}$, então pelo menos P_{K+1} não é capaz de detectar a transmissão da fonte, ao escutar o meio. Assim, se a taxa de quadros a serem enviados for maior que a taxa máxima da cadeia, haverá colisões (por exemplo, das transmissões simultâneas de P_S e P_{K+1}), que forçarão retransmissões e a implementação de maiores períodos de *backoff*. Isto implicará a redução da utilização e da taxa de entrega. De qualquer forma, U_{max} permanece válido como a utilização ótima, válida para uma cadeia que, de forma comportada, não congestiona o meio e assim o utiliza da melhor maneira possível.

4.4 Análise de configurações específicas de dispositivos

A Tabela 4.3 é apresentada, a fim de exemplificar como utilizar a técnica generalizada para casos particulares de dispositivos. Assim, considera-se que R_{Tx} vale 250 m, permite-se que SIR_{TH} assuma os valores 10 e 20, R_{CS} pode assumir os valores 300 m, 550 m e 800 m e os nós vizinhos na cadeia estão separados por 150 m ou 250 m. Ressalta-se que o valor de R_{CS} igual a 800 m não se aplica ao caso em que SIR_{TH} vale 10, pois configura um raio de escuta do meio já exageradamente alto. São mostrados os valores de $U_{max_{Int}}$ e $U_{max_{CS}}$, que permitem o cálculo de U_{max}. Então são calculadas as vazões máximas para pacotes de tamanho 160 e 2000 *bytes*, a partir do valor de U_{max} e dos valores apresentados na Tabela 4.2, que se aplicam ao caso mais simples, isto é, o caso de uma cadeia de 2 nós em comunicação direta. A Tabela 4.3 considera o caso em que não se implementa a troca de RTS e CTS, caso que propicia valores de vazão máxima mais altos do que quando se usam os quadros RTS e CTS.

Pode-se perceber, pela Tabela 4.3, que o encaminhamento de pacotes através de uma cadeia é capaz de reduzir consideravelmente a vazão máxima. Enquanto no cenário de comunicação direta, a vazão máxima para pacotes de 160 e 2000 *bytes* era de 1,25 e 6,78 Mbps, respectivamente, para o cenário de múltiplos saltos nas configurações exemplificadas na Tabela 4.3, a vazão máxima variou entre 0,42 e 0,21 Mbps e entre 2,26 e 1,13 Mbps para os mesmos tamanhos de pacotes, isto é, 160 e 2000 *bytes*, respectivamente. A taxa de dados efetivos é bastante inferior à taxa máxima da rede IEEE 802.11b usada, que é de 11 Mbps. Para pacotes de 160 *bytes*, a taxa de dados variou entre 3,8% e 1,9% desta taxa máxima, enquanto para pacotes de 2000 *bytes* a taxa de dados variou entre 20,5% e 10,3% deste valor máximo.

Para se compreender o impacto dos quadros RTS e CTS na vazão máxima de dados, apresenta-se a Tabela 4.4, que se baseia nos resultados obtidos na Tabela 4.1 para a comunicação direta. Na Tabela 4.4, não se repetem as linhas nas quais R_{CS} vale 550 m e 800 m, uma vez que para valores de R_{CS} maiores que $2R_{Tx}$ (valores maiores que 500 m

Tabela 4.3: Cálculo da vazão máxima da cadeia quando não se usam RTS e CTS.

						Vazão Máxima (Mbps)	
SIR_{TH}	R_{CS} (m)	d (m)	$U_{max_{Int}}$	$U_{max_{CS}}$	U_{max}	Pacote de 160 *bytes*	Pacote de 2000 *bytes*
10	300	150	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{3}$	0,42	2,26
		250	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{3}$	0,42	2,26
	550	150	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{4}$	0,31	1,70
		250	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{3}$	0,42	2,26
20	300	150	$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{4}$	0,31	1,70
		250	$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{4}$	0,31	1,70
	550	150	$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{4}$	0,31	1,70
		250	$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{4}$	0,31	1,70
	800	150	$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{6}$	$\frac{1}{6}$	0,21	1,13
		250	$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{4}$	0,31	1,70

neste caso), a escuta do meio já é capaz de detectar qualquer transmissão em toda a área de alcance dos quadros RTS e CTS [13]. Além disso, não se repetem as linhas nas quais $d = 150$ m e $R_{CS} = 300$ m. Se P_S está transmitindo para P_1, a implementação da troca de RTS e CTS consegue impedir a transmissão simultânea de apenas um nó na cadeia, o P_2. Com $d = 150$ m e $R_{CS} = 300$ m, o mecanismo de escuta do meio sozinho já é capaz de impedir P_2 de transmitir, logo o uso de RTS e CTS também não é necessário nesta configuração.

Tabela 4.4: Cálculo da vazão máxima da cadeia quando se usam RTS e CTS.

						Vazão Máxima (Mbps)	
SIR_{TH}	R_{CS} (m)	d (m)	$U_{max_{Int}}$	$U_{max_{CS}}$	U_{max}	Pacote de 160 *bytes*	Pacote de 2000 *bytes*
10	300	250	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{3}$	0,25	1,75
20	300	250	$\frac{1}{4}$	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{4}$	0,19	1,32

Nos dois casos apresentados na Tabela 4.4, o uso da troca de RTS e CTS pode ser considerado como forma de impedir a transmissão simultânea dos nós P_S e P_2, bem como de qualquer par de nós P_j e P_{j+2}. Este controle associado a esta troca se aplica principalmente à situação em que a cadeia está bastante sobrecarregada, tentando enviar quadros a uma taxa maior que a vazão máxima da cadeia, uma vez que, conforme explicado na seção anterior, a ocorrência de colisões é capaz de diminuir a vazão, logo tal situação deve ser evitada. Deve-se ressaltar, porém, que este controle apresenta alto grau de sucesso apenas no caso em que $SIR_{TH} = 10$ ($K = 1$), pois, no caso em que $SIR_{TH} = 20$ ($K = 2$), os nós P_S e P_3, bem como P_j e P_{j+3}, deveriam ser igualmente impedidos de transmitir simultaneamente. No entanto, a troca de RTS e CTS não consegue resolver este problema. Desta forma, o caso em que esta troca seria mais útil na Tabela 4.4 seria apenas na configuração em que $SIR_{TH} = 10$ e a cadeia esteja sobrecarregada.

Capítulo 5

Uso de um caminho alternativo

Sejam P_S e P_D novamente a fonte e o destino de um fluxo de pacotes. Conforme mostra a Figura 5.1, será suposta a existência de um segundo caminho (P_S, A_1, A_2, ..., P_D) até o destino, chamado de caminho alternativo. Este caminho é maior, então um protocolo de roteamento, que use um só caminho por destino e execute uma métrica de número mínimo de saltos, continuará usando o caminho P_S, P_1, P_2, ..., P_D, chamado de caminho primário ou simplesmente de menor caminho. Visando aumentar a vazão obtida pelo tráfego, o fluxo pode ser dividido em duas partes, conforme retratado na Figura 5.1, usando dois caminhos diferentes: o caminho primário e o caminho alternativo. A fonte injeta quadros na rede, alternando cada quadro em cada caminho.

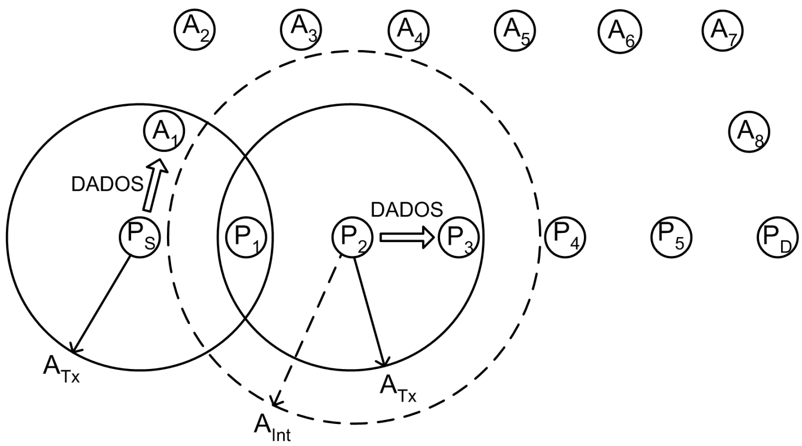


Figura 5.1: Um caminho primário e um caminho alternativo.

Uma vez definido o tamanho do raio de escuta do meio (R_{CS}), se P_S estiver transmitindo, então todo nó separado de P_S por uma distância menor ou igual a R_{CS} fica impossibilitado de transmitir, pois escuta o meio como ocupado. Isto é válido tanto para nós no caminho primário como também para nós em qualquer caminho alternativo que possa existir. É considerado novamente que $R_{CS} = V \times R_{Tx}$, onde $V \geqslant 1$. Definindo-se a utilização máxima com o uso do caminho alternativo considerando apenas a escuta do meio como $Alt_{max_{CS}}$, então $Alt_{max_{CS}}$ é igual a $U_{max_{CS}}$, que é dada pela Equação 4.3. Logo as curvas de $Alt_{max_{CS}}$ para $V \in \{1; 1,5; 2; 2,5; 3; 3,5; 4\}$ são idênticas às de $U_{max_{CS}}$ apresentadas nas Figuras 4.6(a) e 4.6(b).

No entanto, conforme será mostrado, a utilização máxima obtida com o uso do caminho alternativo considerando apenas o efeito da interferência, definida como $Alt_{max_{Int}}$, pode ser aumentada com relação ao valor obtido no caso da análise da cadeia. Posteriormente, tanto o efeito da escuta do meio como o da interferência serão analisados conjuntamente, verificando em que casos o uso do caminho alternativo consegue efetivamente aumentar a utilização máxima, definida agora como Alt_{max}.

5.1 Efeito da interferência

De novo, assume-se que os nós vizinhos em cada caminho estão separados por uma distância d, tal que $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$. A função $dist(P_A, P_B)$ denota a distância entre os nós P_A e P_B. De novo, seja $K = \lfloor \sqrt[4]{SIR_{TH}} \rfloor$, que é o número de nós que estão no alcance de interferência da fonte. Na análise da cadeia considerando apenas o efeito da interferência, foi permitida a transmissão concomitante de P_S e P_{K+2} (ou qualquer um de seus possíveis sucessores), mas foi proibida a transmissão simultânea de P_S e P_{K+1}, já que $dist(P_1, P_{K+1}) \leqslant R_{Int}$. Procurando-se obter um valor de $Alt_{max_{Int}}$ maior que $U_{max_{Int}}$, agora se permite esta transmissão concomitante, se P_S puder enviar o quadro a um vizinho A_1, tal que $dist(A_1, P_{K+1}) > R_{Int}$. Uma condição equivalente deve ser respeitada pelos nós P_1 e A_{K+1}. Um procedimento análogo é recomendado no final do processo, quando os dois caminhos se aproximam. No meio do caminho, uma distância maior que R_{Int} deve ser garantida. Define-se $Proc_{Alt}$ como o procedimento que respeita este conjunto de regras, de forma a se obter um caminho alternativo que procura evitar colisões devido à interferência, a fim de aumentar a vazão. O caminho alternativo na Figura 5.1, na qual está sendo considerado apenas o efeito da interferência, está de acordo com $Proc_{Alt}$. Na Figura 5.1 é mostrado um caso em que $K = 1$, isto é, $1 < SIR_{TH} < 16$. Neste caso, P_S pode transmitir para A_1 ao mesmo tempo em que P_2 transmite para P_3.

De fato, permitir a transmissão simultânea de P_S e P_{K+1} com o uso de $Proc_{Alt}$ é a melhor opção, já que a transmissão simultânea de P_S e P_K implicaria muitas colisões, degradando o desempenho. Como $dist(P_S, P_K) \leqslant R_{Int}$, se os nós não estão sincronizados (e não se pode assumir este sincronismo no mecanismo DCF do IEEE 802.11), então P_S e P_K terão freqüentemente problemas em receber o reconhecimento (ACK) depois de enviar o quadro de dados (ou em receber o CTS em resposta ao RTS). A ausência de ACK é interpretada pelo emissor como uma falha e força a retransmissão do quadro de dados. Se a troca de RTS e CTS é implementada, o não recebimento do CTS força a retransmissão do RTS; além disso, a transmissão do quadro de dados fica impedida até a recepção correta do CTS. Por fim, se fosse permitida a transmissão simultânea de P_S e P_{K-1} ou qualquer outro nó na cadeia entre P_S e P_{K-1}, então seria impossível achar um vizinho de P_S, que não sofresse interferência da transmissão concomitante deste nó distante. Além disso, também P_S está no seu alcance de interferência.

$Proc_{Alt}$ permite que P_S e P_{K+1} (e também P_S e A_{K+1}) transmitam simultaneamente. Então a Equação 5.1 fornece o valor de $Alt_{max_{Int}}$. Como se deseja comparar os resultados obtidos com o uso do caminho alternativo com os obtidos para o caso da cadeia, assume-se que o caminho primário possui pelo menos $K + 3$ nós.

$$Alt_{max_{Int}} = \frac{1}{K+1} \tag{5.1}$$

Na Figura 5.2, é apresentado o começo de um caminho primário e um caminho alternativo. Os dois estão respeitando $Proc_{Alt}$, então eles terminarão de maneira análoga. É assumido que os nós P_S, A_1, ... , A_{K+1} do caminho alternativo estão também alinhados. Seja o ângulo $P_S \angle P_1, A_1$ denotado por α. Os triângulos $\triangle P_S, A_1, P_{K+1}$ e $\triangle P_S, P_1, A_{K+1}$

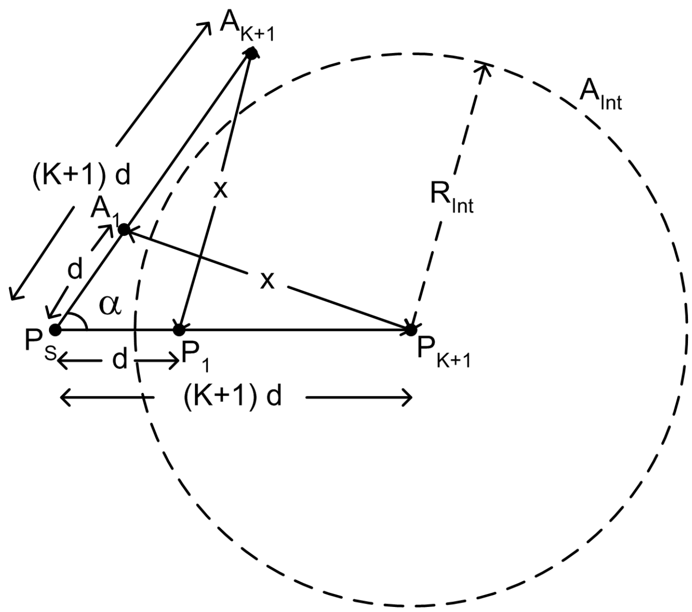


Figura 5.2: Ângulo usado para escolher um caminho alternativo com $Proc_{Alt}$.

são equivalentes porque

$$\begin{aligned} dist(P_S, P_1) = &\quad dist(P_S, A_1) &= d; \\ dist(P_S, P_{K+1}) = &\quad dist(P_S, A_{K+1}) &= (K+1)d; \\ P_S\angle A_1, P_{K+1} = &\quad P_S\angle P_1, A_{K+1} &= \alpha. \end{aligned} \tag{5.2}$$

Então $dist(P_1, A_{K+1}) = dist(A_1, P_{K+1})$, que será definido como x. Seja β o ângulo $P_S\angle A_1, P_{K+1}$ quando $x = R_{Int}$. Então, pela lei dos cossenos, a Equação 5.3 fornece o valor de β. Para aumentar a vazão, evitando colisões devido à interferência, deve-se escolher α, tal que $x > R_{Int}$, então $\beta < \alpha < 360 - \beta$.

$$\begin{gathered} d^2 + (K+1)^2 d^2 - 2d(K+1)d\cos\beta = d^2\sqrt{SIR_{TH}} \\ \beta = \arccos\left(\frac{(K+1)^2 + 1 - \sqrt{SIR_{TH}}}{2(K+1)}\right) \end{gathered} \tag{5.3}$$

A Figura 5.3 apresenta o valor de β, o limite inferior para o ângulo α, quando a relação sinal-interferência necessária para uma recepção correta (SIR_{TH}) é variada. Quanto menor é β, maior é a área correspondente à parte da vizinhança de P_S que não é interferida por P_{K+1}, e também maior é o conjunto de valores que o ângulo α pode assumir. Se os nós são aleatoriamente dispostos na rede, isto é, não são previamente dispostos de

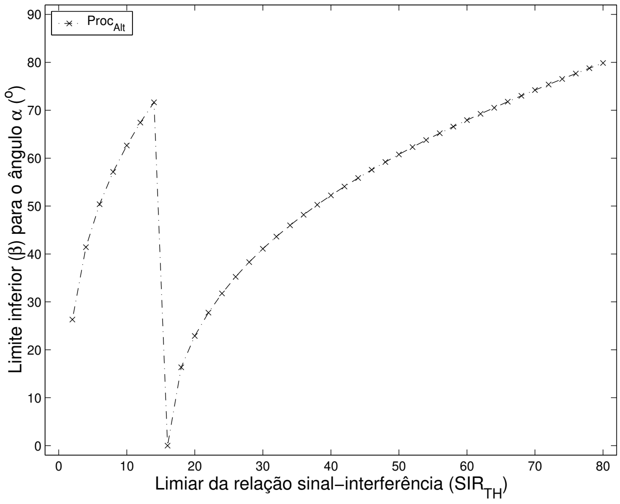


Figura 5.3: Limite inferior (β) para o ângulo α

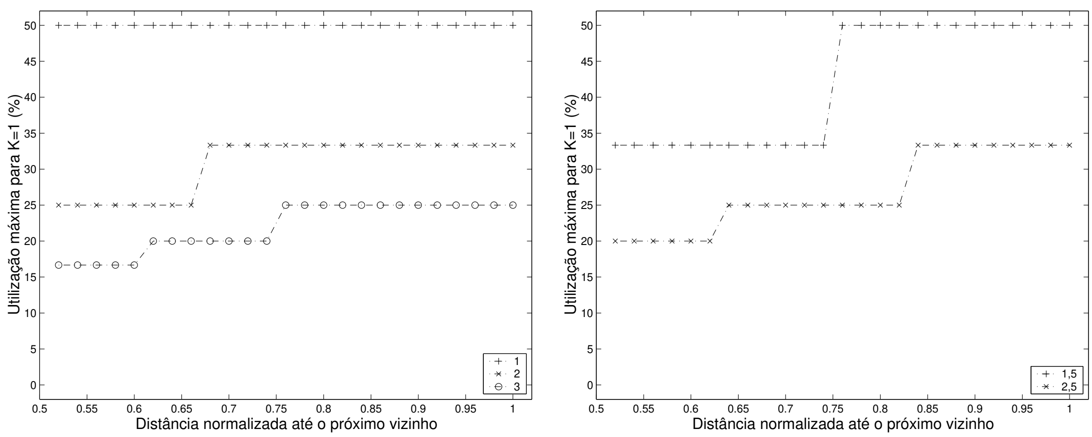
uma maneira conveniente, então é importante ter baixos valores para β (especialmente em redes pouco densas), porque isto resulta em uma maior probabilidade de se achar um caminho alternativo respeitando o procedimento $Proc_{Alt}$. Conforme esperado, em cada intervalo limitado pela quarta potência de dois valores inteiros, o valor de β aumenta junto com o aumento de SIR_{TH}. Logo depois da mudança para o próximo intervalo, o nó P_{K+1}, o qual, com o uso de $Proc_{Alt}$, pode transmitir simultaneamente com P_S, fica um salto mais longe da fonte. Assim, a utilização máxima diminui, mas, neste momento, a área correspondente à parte da vizinhança da fonte que é prejudicada pela interferência causada por uma transmissão de P_{K+1} também é reduzida, o que explica a redução de β. No caso extremo em que SIR_{TH} é igual à quarta potência de um valor inteiro, β fica igual a zero. De forma coerente, P_1 é o único vizinho da fonte, que se encontra no alcance de interferência de P_{K+1}.

5.2 Utilização máxima

De maneira análoga à abordagem feita na Equação 4.5, a utilização máxima com o uso do caminho alternativo no caso real, em que se considera tanto a interferência como a escuta do meio, é dada pela Equação 5.4, isto é, vale o mínimo entre $Alt_{max_{CS}}$ e $Alt_{max_{Int}}$. Para se comparar os resultados alcançados com a estratégia do caminho alternativo com os obtidos para o caso da cadeia, assume-se que o caminho primário tem pelo menos $max(I + 2, K + 3)$ nós. De novo, como $Alt_{max_{Int}}$ é constante para $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$, o valor de $Alt_{max_{Int}}$ representa um limite superior para a utilização máxima. Usando o caminho alternativo, consegue-se aumentar este limite superior em relação ao caso da cadeia.

$$Alt_{max} = min(Alt_{max_{CS}}, Alt_{max_{Int}}) \tag{5.4}$$

Para $1 < SIR_{TH} < 16$, este limite superior, $Alt_{max_{Int}}$, vale $\frac{1}{2}$. Como $V \geqslant 1$, então $Alt_{max_{CS}} \leqslant \frac{1}{2}$. Assim, $min(Alt_{max_{CS}}, Alt_{max_{Int}}) = Alt_{max_{CS}}$ para $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$. Logo Alt_{max} obtido com a implementação do caminho alternativo é igual à utilização máxima obtida quando se considera somente a escuta do meio. As Figuras 5.4(a) e 5.4(b) apresentam a utilização máxima usando o caminho alternativo quando $1 < SIR_{TH} < 16$ e $V \in \{1; 1,5; 2; 2,5; 3\}$.



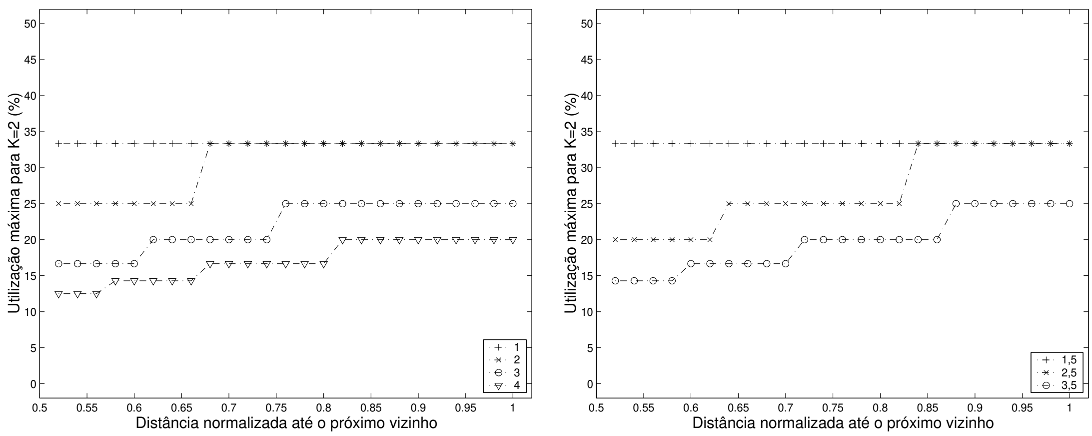
(a) $V \in \{1; 2; 3\}$ e $K = 1$

(b) $V \in \{1,5; 2,5\}$ e $K = 1$

Figura 5.4: Utilização máxima com caminho alternativo quando $1 < SIR_{TH} < 16$.

As Figuras 5.5(a) e 5.5(b) apresentam a utilização máxima com o uso do caminho alternativo, para $V \in \{1; 1,5; 2; 2,5; 3; 3,5; 4\}$ e $16 \leqslant SIR_{TH} < 81$. Neste caso, o limite superior, $Alt_{max_{int}}$, vale $\frac{1}{3}$.

O aumento do limite superior nas Figuras 5.4(a), 5.4(b), 5.5(a) e 5.5(b) em relação às Figuras 4.7(a), 4.7(b), 4.8(a) e 4.8(b) potencializa o aumento de U_{max}. No entanto, o aumento efetivo da utilização máxima depende de V, K e d, isto é, depende de R_{CS}, de



(a) $V \in \{1; 2; 3; 4\}$ e $K = 2$

(b) $V \in \{1,5; 2,5; 3.5\}$ e $K = 2$

Figura 5.5: Utilização máxima com caminho alternativo quando $16 \leqslant SIR_{TH} < 81$.

SIR_{TH} e da distância entre nós vizinhos nos caminhos. Este ganho só acontece quando no caso da cadeia ocorre $U_{max_{CS}} > U_{max_{Int}}$; caso contrário, a escuta do meio define a utilização máxima e o uso do caminho alternativo não consegue alterar seu valor. Assim, tem-se que $Alt_{max} > U_{max}$ apenas quando $\lfloor \frac{V}{L} \rfloor < K + 1$. Sabe-se que $0,5 < L \leqslant 1$. Desta forma, se $\lceil 2V - 1 \rceil < K + 1$, então o uso de um caminho alternativo permite um aumento da vazão para qualquer d, tal que $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$. Em contrapartida, se $\lfloor V \rfloor \geqslant K + 1$, então o uso do caminho alternativo não consegue melhorar a vazão, independente da distância entre vizinhos.

Por exemplo, no caso em que $K = 2$, tem-se que se $1 \leqslant V \leqslant 1,5$, então consegue-se Alt_{max} maior que U_{max} para $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$; se $V \geqslant 3$, então $Alt_{max} = U_{max}$ para $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$, não sendo útil implementar $Proc_{Alt}$; e se $1,5 < V < 3$, então o uso do caminho alternativo é eficiente para determinadas distâncias, isto é, somente quando $L > \frac{V}{3}$. Estas observações estão de acordo com as Figuras 4.8(a), 4.8(b), 5.5(a) e 5.5(b). Quando o uso do caminho alternativo é útil, ele oferece um ganho de 33% para $K = 2$. Este ganho pode ser generalizado como $100 \left(\frac{Alt_{max_{Int}}}{U_{max_{Int}}} - 1 \right) = 100 \left(\frac{K+2}{K+1} - 1 \right)$ em percentagem. Quando $K = 1$, é possível atingir o ganho máximo, que é 50%. Neste caso, tal ganho é alcançável para $V = 1$ e qualquer d, tal que $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$ ou para $1 \leqslant V < 2$ e distâncias d entre vizinhos, tais que $L > \frac{V}{2}$. Estas observações estão coerentes com as Figuras 4.7(a), 4.7(b), 5.4(a) e 5.4(b).

5.3 Análise de configurações específicas de dispositivos

Na Seção 4.4, foram apresentados exemplos de configurações específicas para o caso da cadeia. Baseados nestes mesmos exemplos, na Tabela 5.1, apresentam-se os casos em que a implementação do caminho alternativo permite aumentar a vazão. É considerado que não se usam os quadros RTS e CTS, pois assim se conseguem valores mais altos de vazão máxima. Raciocínio análogo ao efetuado na Seção 4.4 pode ser aplicado para considerar os casos em que se implementa a troca de RTS e CTS. Na Tabela 5.1, são indicados os valores de $Alt_{max_{Int}}$ e $Alt_{max_{CS}}$, que permitem calcular Alt_{max}. São mostradas ainda a máxima vazão alcançável para pacotes de 160 *bytes* e 2000 *bytes*.

Tabela 5.1: Cálculo da vazão máxima com o caminho alternativo sem usar RTS e CTS.

						Vazão Máxima (Mbps)	
SIR_{TH}	R_{CS} (m)	d (m)	$Alt_{max_{Int}}$	$Alt_{max_{CS}}$	Alt_{max}	Pacote de 160 *bytes*	Pacote de 2000 *bytes*
10	300	250	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{2}$	0,63	3,39
20	300	150	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{3}$	0,42	2,26
		250	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{3}$	0,42	2,26
	550	250	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{3}$	$\frac{1}{3}$	0,42	2,26

Na Tabela 5.1, de forma coerente com o que foi comentado anteriormente, conseguiu-se um ganho de 50% para $SIR_{TH} = 10$ e de 33% para $SIR_{TH} = 20$. Com isto, no caso em que $SIR_{TH} = 10$, $R_{CS} = 300$ m e $d = 250$ m conseguiu-se, para pacotes de 2000 *bytes*, aumentar a vazão para uma taxa equivalente a 30,8% da taxa máxima da rede IEEE 802.11b. Para pacotes de 160 *bytes*, a taxa alcançada na mesma configuração corresponde a 5,7% desta taxa máxima de 11 Mbps.

Quando $SIR_{TH} = 10$ e $R_{CS} = 550$ m e quando $SIR_{TH} = 20$ e $R_{CS} = 800$ m, também de forma coerente com o que foi explicado previamente, a estratégia do caminho alternativo não consegue aumentar a vazão para qualquer d, tal que $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$. Em compensação, quando $SIR_{TH} = 20$ e $R_{CS} = 300$ m, o uso de $Proc_{Alt}$ é bem sucedido para qualquer d, tal que $\frac{R_{Tx}}{2} < d \leqslant R_{Tx}$.

Vale ressaltar que houve algumas configurações nas quais, com $d = 150$ m, não foi possível melhorar a vazão. Isto ocorreu pois esta separação entre nós vizinhos corresponde a uma distância pequena. Valores altos de distância entre nós vizinhos favorecem a aplicação com ganho efetivo da estratégia de caminho alternativo. Por exemplo, para o caso em que $SIR_{TH} = 10$ e $R_{CS} = 300$ m, qualquer valor de d maior que 150 m bastaria para ser útil o uso de $Proc_{Alt}$; e para o caso em que $SIR_{TH} = 20$ e $R_{CS} = 550$ m, qualquer valor de d maior que 183,3 m bastaria para o mesmo fim. Tais distâncias podem ser obtidas em redes suficientemente densas. Um bom tratamento sobre a densidade de nós em redes ad hoc pode ser encontrado em [47].

O tratamento que se segue considera configurações, nas quais é interessante usar o caminho alternativo.

5.4 Múltiplos caminhos alternativos

Como $dist(P_S, P_{K+1}) > R_{Int}$ e $dist(P_S, A_{K+1}) > R_{Int}$, β é sempre menor que 90^o. Logo sempre podem ser implementados pelo menos três caminhos alternativos. Um limite superior para o número de caminhos alternativos é dado por $\lceil \frac{360}{\beta} - 1 \rceil - 1$. Assumindo que os caminhos começam e terminam como segmentos alinhados, o ângulo entre cada segmento deve ser maior que β, a fim de se evitar a interferência entre os caminhos. Na Figura 5.6, na qual assume-se que β é menor que 45^o, apresentam-se 4 caminhos alternativos (ALT_1, ALT_2, ALT_3 e ALT_4), usando $Proc_{Alt}$. Todos eles começam e terminam com uma direção deslocada de pelo menos 45^o de cada um dos outros caminhos e do caminho primário, denotado por $PRIM$. E, no meio deles, é garantida uma distância maior que R_{Int} entre todos os caminhos.

O uso de múltiplos caminhos alternativos permite um melhor balanceamento de carga e energia, que são dois recursos escassos em redes sem fio. Com um consumo mais balanceado de energia pelos nós ad hoc, o tempo de vida da rede aumenta. Supondo uma rede com diferentes comunicações ocorrendo ao mesmo tempo, pode acontecer que o fluxo de tráfego esteja concentrado em uma região ou em um grupo de regiões. Então pode ser interessante tomar caminhos alternativos, tentando contornar as regiões sobrecarregadas.

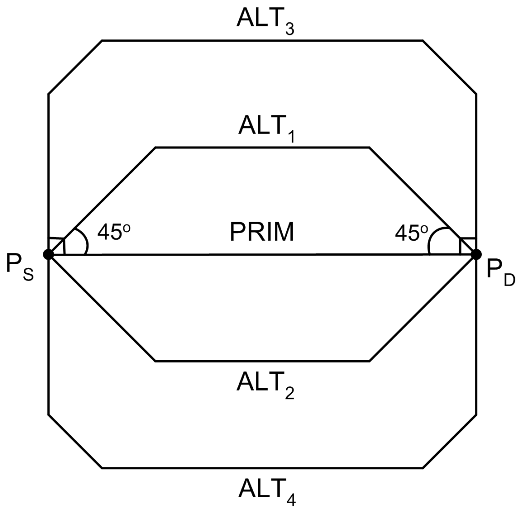


Figura 5.6: Múltiplos caminhos alternativos até o destino.

Entretanto se a área da rede está aproximadamente igualmente carregada, então o uso de apenas um caminho alternativo é suficiente para se maximizar Alt_{max}. Isto ocorre porque o momento em que a fonte pode trocar do primeiro caminho alternativo para um segundo coincide com o instante em que ela pode voltar ao caminho primário, que é atraente, uma vez que utiliza o menor número de nós. Neste trabalho, foi calculada a utilização máxima alcançável pela fonte, quando não há outras fontes de tráfego. Então, neste caso, o balanceamento de carga através do uso de mais de um caminho alternativo não é necessário.

5.5 Implementação do caminho alternativo

A implementação do caminho alternativo de forma a evitar a interferência depende de informação da posição relativa entre os nós. Assim, o uso do paradigma de roteamento geográfico é o mais indicado para se achar uma rota adequada.

Implementar o procedimento descrito por $Proc_{Alt}$, de maneira distribuída, não é trivial. Para redes estáticas, esta tarefa é consideravelmente mais fácil. Por exemplo, em redes ad hoc formadas por dispositivos sobre a cobertura de prédios, usadas quando a infra-estrutura não está funcionando, os nós permanecem parados o tempo todo. Pode-se mesmo assumir que um nó conheça previamente a posição dos outros nós, facilitando todo o processo. Neste caso, uma estratégia de roteamento pela fonte pode ser aplicada,

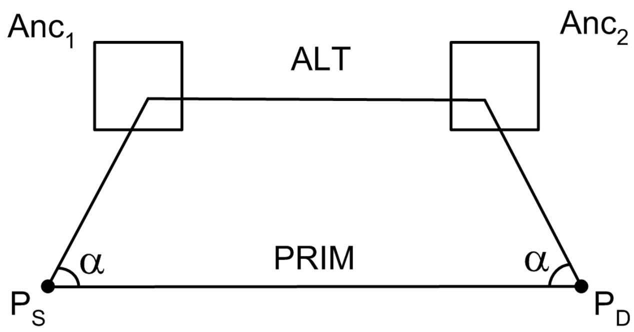


Figura 5.7: Implementação do caminho baseado em âncoras até o destino

na qual a fonte indica em cada pacote todos os nós no caminho até o destino, como é feito pelo protocolo de roteamento DSR [3]. Em uma área urbana, como por exemplo Manhattan, espera-se que seja fácil descobrir um caminho alternativo capaz de aumentar a utilização. Além disso, em redes de sensores, é comum haver uma grande densidade de nós que permanecem a maior parte do tempo (ou mesmo o tempo todo) parados, com movimentação esporádica e lenta. Então o processo de se descobrir um caminho alternativo apropriado também é facilitado.

Pode-se aplicar $Proc_{Alt}$ para nós que se movam de maneira mais freqüente e rápida. Neste caso, este trabalho sugere o uso de um caminho baseado em âncoras, como implementado pelo mecanismo de roteamento do Terminodes [37, 38]. Em vez de listar todos os nós de um caminho até o destino, como é feito pela técnica de roteamento pela fonte, pode-se listar algumas regiões geográficas fixas, chamadas de âncoras, que vão guiar o caminho que um pacote deve seguir até o destino, de forma a evitar a interferência.

Na Figura 5.7, P_S e P_D são a fonte e o destino de um fluxo de pacotes; $PRIM$ e ALT são, respectivamente, o menor caminho e um outro alternativo; e Anc_1 e Anc_2 são duas regiões estrategicamente escolhidas, que funcionam como âncoras. As âncoras são calculadas com base no ângulo α, que é relevante para o começo e o fim do caminho alternativo, e na necessidade de se respeitar uma distância maior que R_{Int} entre os dois caminhos no meio deles. Assim, na Figura 5.7, o caminho alternativo, que passa por Anc_1 e Anc_2 antes de chegar ao destino, está respeitando o procedimento $Proc_{Alt}$.

No cabeçalho de todos os pacotes que devem seguir pelo caminho alternativo, deve ser especificado que estes pacotes devem ir primeiro até um ponto na região Anc_1, em seguida devem ir a um ponto na região Anc_2, e, por fim, devem ir ao destino. Entre cada uma destas regiões, os pacotes devem ser roteados de maneira gulosa, procurando se aproximar da posição desejada o mais rápido possível. No cabeçalho dos pacotes que seguem pelo caminho primário, é especificado somente a posição do destino. Eles encontram seu caminho, de maneira gulosa, sem necessidade de âncoras. Na Figura 5.7, é ilustrado um caso simplificado no qual todos os nós estão convenientemente alinhados. Neste caso, o roteamento guloso é capaz de chegar à posição desejada através de linhas retas.

Quanto mais rápido os nós se movem, mais rápido os enlaces caem. Mas, assumindo o uso de âncoras e que a rede possui uma densidade suficientemente alta de nós bem distribuídos sobre a área total, uma vez que as áreas geográficas não se movem, o caminho será consideravelmente mais estável. Além disso, as âncoras são bastante apropriadas para se implementar o roteamento levando em conta a interferência.

Capítulo 6

Conclusões

A vazão é uma medida fundamental em redes. Um valor demasiadamente baixo de vazão pode determinar a impossibilidade de provisão de um dado serviço. Além disso, a banda é um recurso escasso em redes sem fio, o que incentiva ainda mais uma investigação da vazão. Neste trabalho, procurou-se analisar a vazão máxima verificada por uma fonte de tráfego na comunicação entre dois pontos em uma rede ad hoc de múltiplos saltos.

Devido às características do método de acesso ao meio compartilhado definido pelo padrão IEEE 802.11, a comunicação entre dois nós através de uma cadeia de nós possui sérias restrições de acesso que limitam a vazão máxima. Se a fonte está transmitindo, então os seus próximos dois sucessores na cadeia não podem transmitir concomitantemente. Isto reduz a utilização máxima de uma cadeia a $\frac{1}{3}$ no melhor caso. Esta situação torna-se ainda mais restritiva se a relação sinal-interferência necessária para uma recepção correta (SIR_{TH}) é maior ou igual a 16, devido ao problema do terminal escondido. Na verdade, a presença da interferência fornece um limite superior à utilização máxima. Deve ser ainda considerado o efeito da escuta do meio para se chegar a seu valor exato. Com o aumento do raio de escuta do meio (R_{CS}), a vazão na rede diminui, devido ao problema do terminal exposto. No caso da cadeia, a relação entre o raio de escuta do meio e a distância d entre nós vizinhos na cadeia é um parâmetro relevante. Aumentando-se esta relação, isto é, aumentando R_{CS} ou diminuindo d, o efeito da escuta do meio pode tornar-se preponderante na definição da utilização máxima da cadeia, reduzindo-a ainda mais. Mostrou-se como, uma vez definidos os parâmetros relevantes (R_{CS}, SIR_{TH} e d), se pode calcular rapidamente o limite máximo da vazão de uma configuração específica de dispositivos em cadeia.

Para aumentar a vazão máxima, este trabalho usou uma estratégia de múltiplos caminhos. Se, no caso da cadeia, a redução da capacidade devido à interferência prevalece sobre a redução devido à escuta do meio, foi mostrado então que se pode fazer uso de um caminho alternativo para aumentar a vazão máxima. Para isto, deve-se usar simultaneamente um caminho primário e um caminho alternativo apropriadamente escolhido. Foram especificadas as condições necessárias que o caminho alternativo precisa obedecer para minimizar o problema da interferência e mostrou-se que basta apenas um caminho alternativo para se conseguir a vazão ótima. Com esta estratégia, a utilização máxima é de $\frac{1}{2}$ no melhor caso. Para $1 < SIR_{TH} < 16$, o uso do caminho alternativo possibilita um ganho na utilização máxima em relação ao caso da cadeia de 50%, enquanto que para $16 \leqslant SIR_{TH} < 81$, o ganho permitido é de 33%.

A abordagem usada neste trabalho de caminhos alternativos evitando-se a interferência entre os nós pode ser empregada com sucesso para o balanceamento de carga e de energia, que são dois recursos escassos em redes sem fio. Foi calculado um limite superior para o número de caminhos alternativos que podem ser usados, apresentando as condições que eles devem obedecer.

Como o processo de descoberta de um caminho alternativo apropriado depende de informação de localização, foi sugerido o uso de roteamento geográfico para implementá-lo. Este processo apresenta diferentes níveis de dificuldade dependendo do grau de mobilidade dos nós.

Achar uma rota alternativa adequada torna-se consideravelmente mais fácil para redes estáticas, como por exemplo uma rede sobre a cobertura de prédios, ou mesmo para redes de baixa mobilidade, como é o caso de redes de sensores normalmente. Em uma rede estática, pode-se mesmo prescindir de um protocolo de roteamento geográfico que se adapte dinamicamente, uma vez que, assumindo uma rede suficientemente pequena, a disposição dos nós pode ser previamente conhecida. Assim, neste caso, a fonte é capaz de achar sozinha um caminho adequado e utilizá-lo através de roteamento por fonte. A alta densidade dos nós, também normalmente verificada pelas redes de sensores, é outra característica desejável, que pode ser essencial para a existência de um caminho alternativo apropriado e para se conseguir caminhos com nós vizinhos mais distantes entre si, o que favorece a implementação com sucesso da estratégia do caminho alternativo.

Para redes de maior mobilidade, este trabalho sugeriu o uso do roteamento baseado em âncoras, como é feito pelo roteamento do Terminodes. As âncoras são bastante apropriadas para guiar os pacotes pelo caminho alternativo até o destino, de forma a se minimizar o efeito da interferência. Além disso, o uso de âncoras aumenta a robustez do caminho. O aumento da mobilidade faz aumentar as quedas de enlaces. Mas, assumindo a implementação de âncoras em uma rede suficientemente densa com nós bem distribuídos sobre a área total, como as regiões demarcadas pelas âncoras não se movem, o caminho por elas indicado torna-se mais estável.

Como trabalhos futuros, poderia ser realizada uma análise baseada em simulação do comportamento tanto da cadeia, como da estratégia do caminho alternativo. Seria interessante analisar tanto o caso mais simples de nós estáticos o tempo todo, mas também o caso de nós que se movem com um padrão de mobilidade alto. Outra possibilidade seria experimentar o uso de múltiplos caminhos alternativos e pesquisar sobre os ganhos provenientes do balanceamento de carga e de energia.

Referências Bibliográficas

[1] SCHILLER, J. *Mobile Communications*. Addison-Wesley Wesley Pub Co., 1997.

[2] CORSON, S., E MACKER, J. Routing protocol performance issues and evaluation considerations. *rfc2501.txt* (janeiro de 1999).

[3] MALTZ, D. A., JOHNSON, D. B., HU., Y. C., E JETCHEVA, J. G. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks. *Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-09.txt* (abril de 2003).

[4] PERKINS, C. E., BELDING-ROYER, E. M., E DAS, S. R. Ad hoc on-demand distance vector routing. *RFC 3561, rfc3561.txt* (julho de 2003).

[5] PERKINS, C. E., E ROYER, E. M. Ad-hoc on-demand distance vector routing. *MILCOM'97 panel on Ad Hoc Networks* (novembro de 1997).

[6] CLAUSEN, T., E JACQUET, P. Optimized link state routing protocol. *RFC 3626, rfc3626.txt* (outubro de 2003).

[7] BROCH, J., MALTZ, D. A., JOHNSON, D. B., HU., Y. C., E JETCHEVA, J. A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols. *In Proceedings of the Fourth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking* (outubro de 1998).

[8] DAS, S. R., PERKINS, C. E., E ROYER, E. M. Performance comparison of two on-demand routing protocols for ad hoc networks. *Proceedings of the IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)* (março de 2000), 3–12.

[9] VILLELA, B. A. M., E DUARTE, O. C. M. B. Uma análise de protocolos de roteamento sob demanda de redes ad hoc. In *Simpósio Brasileiro de Telecomunicações - SBT'2003* (outubro de 2003).

[10] LAOUTI, A., MÜHLETHALER, P., NAJID, A., E PLAKOO, E. Simulation results of the OLSR routing protocol for wireless network. *Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop - Med-hoc-Net* (2002).

[11] IEEE. *Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications - Part 11*. IEEE Standard 802.11, 1999.

[12] CROW, B. P., INDRA WIDJAJA, F., KIM, J. G., E SAKAI, P. T. IEEE 802.11 wireless local area networks. *IEEE Communications Magazine 35*, 9 (setembro de 1997), 116–26.

[13] XU, K., GERLA, M., E BAE, S. How effective is the IEEE 802.11 RTS/CTS handshake in ad hoc networks? *In Proc. IEEE Globecom* (novembro de 2002).

[14] XU, S., E SAADAWI, T. Does the IEEE 802.11 MAC protocol work well in multihop wireless ad hoc networks? *IEEE Communications Magazine* (junho de 2001), 130–137.

[15] GUPTA, P., E KUMAR, P. R. The capacity of wireless networks. *IEEE Transactions on Information Theory 46*, 2 (março de 2000).

[16] LI, J., BLAKE, C., DE COUTO, D. S., LEE, H. I., E MORRIS, R. Capacity of ad hoc wireless networks. *Proceedings of the 7th ACM International Conference on Mobile Computing and Networking* (julho de 2001), 61–69.

[17] MAXEMCHUCK, N. F. *Dispersity Routing in Store and Forward Networks*. Tese de Doutorado, University of Pennsylvania, 1975.

[18] BANERJEA, A. Simulation study of the capacity effects of dispersity routing for fault tolerant realtime channels. *ACM SIGCOMM'96* (outubro de 1996).

[19] KRISHNAN, R., E SILVESTER, J. A. Choice of allocation granularity in multipath source routing schemes. *Proceedings of the IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)* (março de 1993), 322–329.

[20] LIANG, Y. J., STEINBACH, E. G., E GIROD, B. Real-time voice communications over the internet using packet path diversity. *Proc. ACM Multimedia* (setembro de 2001).

[21] APOSTOLOPOULOS, J., WONG, T., TAN, W., E WEE, S. On multiple description streaming with content delivery networks. *Proceedings of the IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)* (2002).

[22] APOSTOLOPOULOS, J., TAN, W., WEE, S., E WORNELL, G. W. Modelling path diversity for multiple description video communication. *ICASSP* (maio de 2002).

[23] GOLUBCHIK, L., LUI, J. C., TUNG, T. F., CHOW, A. L., LEE, W. J., FRANCESCHINIS, G., E ANGLANO, C. Multi-path continuous media streaming: What are the benefits? *In Performance Evaluation 49* (setembro de 2002), 429–449.

[24] NASIPURI, A., CASTAÑEDA, R., E DAS, S. R. On-demand multipath routing for mobile ad hoc networks. *in Proceedings of the 8th Int. Conf. on Computer Communications and Networks (IC3N)* (outubro de 1999).

[25] NASIPURI, A., CASTAÑEDA, R., E DAS, S. R. Performance of multipath routing for on-demand protocols in ad hoc networks. *ACM/Kluwer Mobile Networks and Applications (MONET) Journal 6*, 4 (2001), 339–349.

[26] LEE, S., E GERLA, M. AODV-BR: Backup routing in ad hoc networks. In *In Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)* (setembro de 2000).

[27] PEARLMAN, M. R., E HAAS, Z. J. Improving the performance of query-based routing protocols through diversity injection. In *In Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)* (setembro de 1999).

[28] LEE, S., E GERLA, M. Split multipath routing with maximally disjoint paths in ad hoc networks. *In Proceedings of The International Conference on Communications (ICC)* (junho de 2001).

[29] PEARLMAN, M., HAAS, Z. J., SHOLANDER, P., E TABRIZI, S. S. Alternate path routing in mobile ad hoc networks. *In Proceedings of the IEEE Military Communications Conference (MILCOM)* (outubro de 2002).

[30] HAAS, Z. J., E PEARLMAN, M. R. The zone routing protocol (ZRP) for ad hoc networks. *Internet Draft, draft-ietf-manet-zone-zrp-04.txt* (julho de 2002).

[31] WU, K., E HARMS, J. Performance study of a multipath routing method for wireless mobile ad hoc networks. In *Proceedings of IEEE/ACM 9th International Symposium on Modeling, Analysis and Simulation (MASCOTS)* (agosto de 2001).

[32] PAPADIMITRATOS, P., HAAS, Z. J., E SIRER, E. G. Path set selection in mobile ad hoc networks. *In Proceedings of the ACM Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (Mobihoc)* (junho de 2002).

[33] AYANOGLU, E., I, C.-L., GITLIN, R. D., E MAZO, J. E. Diversity coding for transparent self-healing and fault-tolerant communication networks. *IEEE Transactions on Communications 41*, 11 (novembro de 1993).

[34] TSIRIGOS, A., HAAS, Z. J., E TABRIZI, S. S. Multipath routing in mobile ad hoc networks or how to route in the presence of frequent topology changes. *In Proceedings of the IEEE Military Communications Conference (MILCOM)* (outubro de 2001).

[35] VILLELA, B. A. M., E DUARTE, O. C. M. B. Maximum throughput analysis in ad hoc networks. *Lecture Notes in Computer Science - Networking'2004, pp. 223-234, Vol. 3042, ISSN 0302-9743, ISBN 3-540-21959-5* (maio de 2004).

[36] VILLELA, B. A. M., E DUARTE, O. C. M. B. Calculating the maximum throughput in multihop ad hoc networks. *In Proceedings of The International Conference on Telecommunications (ICT), a ser publicado no Lecture Notes in Computer Science* (agosto de 2004).

[37] BLAZEVIC, L., GIORDANO, S., E BOUDEC, J. Y. L. Self organized terminode routing. *In Journal of Cluster Computing 5*, 2 (abril de 2002).

[38] BLAZEVIC, L., GIORDANO, S., E BOUDEC, J. Y. L. Anchored path discovery in terminode routing. *In Proceedings of The Second IFIP-TC6 Networking Conference (Networking 2002)* (maio de 2002).

[39] PAHLAVAN, K., E KRISHNAMURTHY, P. *Principles of Wireless Communications*. Prentice Hall, 2002.

[40] STALLINGS, W. *Wireless Communications and Networks*. Prentice Hall, 2002.

[41] IEEE. *Supplement to part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications*. Standard 802.11a, 1999.

[42] IEEE. *Supplement to part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications*. Standard 802.11b, 1999.

[43] DE OLIVEIRA CUNHA, D. Conservação de energia em redes ad hoc. Tese de Mestrado, Universidade Federal do Rio de Janeiro, maio de 2004.

[44] VELLOSO, P. B. Transmissão de voz em redes ad hoc. Tese de Mestrado, Universidade Federal do Rio de Janeiro, agosto de 2003.

[45] RAPPAPORT, T. *Wireless Communications: Principles and Practice*. Prentice Hall, New Jersey, 1996.

[46] DE O. CUNHA, D., COSTA, L. H. M. K., E DUARTE, O. C. M. B. Uma análise do consumo de energia em redes ad hoc. In *V Workshop de Comunicações sem Fio e Computação Móvel* (outubro de 2003), pp. 115–124.

[47] BETTSTETTER, C. On the minimum node degree and connectivity of a wireless multihop network. *In Proceedings of the ACM Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (Mobihoc)* (junho de 2002).