

Universidade Estadual de Campinas
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação

Estimação da Capacidade de Redes Sem Fio do Tipo *Mesh*

Autor: David Alfonso Muñoz Gallego

Orientador: Prof. Dr. Paulo Cardieri

Dissertação de Mestrado apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação como parte dos requisitos para obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica. Área de concentração: **Departamento de Comunicações**

Banca Examinadora

Prof. Dr. Paulo Cardieri,.....DECOM/FEEC/Unicamp
Prof. Dr. Amauri Lopes.....DECOM/FEEC/Unicamp
Dr. José Antonio MartinsFundação CPqD
Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub,DECOM/FEEC/Unicamp

Campinas, 30 de novembro de 2005

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA E ARQUITETURA - BAE - UNICAMP

M926e Muñoz Gallego, David Alfonso
Estimação da capacidade de redes sem fio do tipo Mesh /
David Alfonso Muñoz Gallego. --Campinas, SP: [s.n.], 2005.

Orientador: Paulo Cardieri
Dissertação (Mestrado) - Universidade Estadual de
Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de
Computação.

1. Rádio – Transmissores e transmissão. 2. Sistema de
comunicação sem fio. 3. IEEE 802.11. 4. Redes não
estruturadas. 5. Redes sem fio em malha. I. Cardieri, Paulo.
II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de
Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Título em Inglês: Capacity estimation of wireless mesh networks
Palavras-chave em Inglês: Radio – Transmitters and transmission, Wireless
communication systems, Ad hoc networks, Wireless mesh
networks
Área de concentração: Telecomunicações e Telemática
Titulação: Mestre em Engenharia Elétrica
Banca examinadora: Amauri Lopes, José Antonio Martins e Michel Daoud Yacoub
Data da defesa: 30/11/2005

Resumo

Este trabalho apresenta uma estimaco da capacidade das redes sem fio tipo *Mesh*. As redes deste tipo tm topologias e padres de trfego nicos que as diferenciam das redes sem fio convencionais. Nas redes sem fio tipo *mesh* os ns atuam como clientes e como servidores e o trfego e encaminhado para uma ou vrias *gateways* em um modo multi-salto. A estimaco da capacidade  baseada em estudos da Camada Fsica e MAC. Efeitos da propagao do canal so avaliados.

Abstract

This work addresses the capacity of wireless mesh networks (WMN). This kind of networks has unique topologies and traffic patterns that differentiate them from conventional wireless networks. In WMN, the nodes act as clients and hosts and the traffic is forwarded to one or more gateways in a multihop fashion. The capacity estimation presented in this work is based on the physical and link layer investigation, using computer simulation.

Agradecimentos

A Deus porque sempre tem me dado força para seguir adiante.

Aos meus Pais, porque a educação sempre foi prioridade para seus filhos, e com muito amor e dedicação, souberam nos conduzir pelo caminho certo.

À minha esposa; Vanessa, por seu amor e apoio constante.

Ao meu filho; Matheo, porque chegou durante este trabalho para me dar felicidade e inspiração.

Ao meu orientador; Prof. Paulo Cardieri e ao Prof. Michel Daoud Yacoub, sou grato pela orientação.

Ao meu tio Ramón Alfonso pelo apoio e confiança.

Ao meu colega Álvaro Madeiros pela sua grande colaboração neste trabalho.

Aos demais colegas de pós-graduação, pelas críticas e sugestões.

À CAPES, pelo apoio financeiro, e à Fundação CPqD pelo apoio técnico.

Agradecimientos

A Dios porque siempre me ha dado fuerza para seguir adelante.

A mis Padres, porque la educación siempre fue prioridad para sus hijos, y con mucho amor y dedicación, supieron conducirnos por el camino correcto.

A mi esposa; Vanessa, por su amor y apoyo constante.

A mi hijo; Matheo, porque llegó durante este trabajo para darme felicidad y inspiración.

A mi orientador; Prof. Paulo Cardieri y al Profesor Michel Daoud Yacoub, agradezco por su orientación.

A mi tío Ramón Alfonso por su apoyo y confianza.

A mi compañero Álvaro Medeiros por su colaboración en este trabajo.

A mis demás compañeros de postgrado, por las críticas y sugerencias.

A la CAPES, por su apoyo financiero y al CPqD por su apoyo técnico.

*Aos meus Pais, irmãos, esposa e
filho.*

Sumário

| | | |
|-------|---|----|
| 1 | INTRODUÇÃO | 1 |
| 2 | REDES AD HOC SEM FIO | 4 |
| 3 | CAPACIDADE DAS REDES AD HOC | 9 |
| 3.1 | Limites da capacidade | 9 |
| 3.2 | Outras estratégias para o análise da capacidade | 15 |
| 3.2.1 | Proposta de Xie e Kumar | 15 |
| 3.2.2 | Estudos de Behzad – Rubin e ElBatt | 17 |
| 3.2.3 | Proposta de Grossglausser e Tse | 19 |
| 3.2.4 | Outras Propostas | 20 |
| 3.2.5 | Redes híbridas | 20 |
| 3.2.6 | Estimativas da capacidade baseadas em simulação | 21 |
| 3.3 | CAPACIDADE DAS REDES MESH SEM FIO | 22 |
| 3.3.1 | Cálculo da vazão teórica máxima | 23 |
| 3.3.2 | Eqüidade | 24 |
| 3.3.3 | Cálculo da capacidade | 26 |
| 4 | EXTENÇÃO DA ESTIMATIÇÃO DA CAPACIDADE DAS REDES MESH SEM FIO DO TIPO MESH | 31 |
| 4.1 | Modelos de simulação | 31 |
| 4.2 | Resultados de simulação | 33 |
| 4.2.1 | Tráfego CBR | 34 |
| 4.2.2 | Tráfego FTP | 43 |
| 4.2.3 | Tráfego WWW | 46 |
| 4.3 | Conclusões | 47 |
| 5 | CAPACIDADE DAS WMN EM AMBIENTES COM DESVANECIMENTO | 48 |
| 5.1 | Revisão dos Modelos de Propagação | 48 |
| 5.1.1 | Espaço Livre | 48 |
| 5.1.2 | Perdas de percurso em terra plana | 49 |

| | | |
|-------|---|----|
| 5.1.3 | Perdas por difração | 50 |
| 5.1.4 | Desvanecimento | 52 |
| 5.1.5 | Efeito Doppler | 55 |
| 5.1.6 | Parâmetros que caracterizam o canal rádio-móvel | 56 |
| 5.2 | Influência do desvanecimento de pequena e grande escala na capacidade | 57 |
| 5.2.1 | Modelos de Propagação | 58 |
| 5.2.2 | Cenários de Simulação | 58 |
| 5.2.3 | Resultados | 59 |
| 5.2.4 | Conclusões | 72 |
| 6 | CONCLUSÕES | 73 |
| 7 | BIBLIOGRAFIA | 75 |

Lista de Figuras

- 2-1 Problema de Terminal Exposto e Terminal Escondido
- 3-1 Nós filhos e pais em uma rede com múltiplos saltos
- 4-1 Topologia em cadeia com 10 nós e um gateway.
- 4-2 Topologia em grade com 24 nós e um gateway.
- 4-3 Variação da vazão com relação à carga oferecida para uma rede em cadeia com frequência de 400MHz.
- 4-4 Variação da vazão com relação à carga oferecida para uma rede em cadeia com frequência de 2,4GHz.
- 4-5 Vazões para diferentes frequências em uma rede com topologia de cadeia.
- 4-6 Variação da vazão com relação à carga oferecida para uma rede em malha com frequência de 400MHz.
- 4-7 Variação da vazão com relação à carga oferecida para uma rede em malha com frequência de 2400MHz.
- 4-8 Vazões para diferentes frequências em uma rede com topologia de malha.
- 4-9 Atraso em função da carga oferecida para uma rede em cadeia com frequência de 400MHz.
- 4-10 Atraso em função da carga oferecida para uma rede em cadeia com frequência de 900MHz.
- 4-11 Atraso em função da carga oferecida para uma rede em malha com frequência de 400MHz
- 4-12 Atraso em função da carga oferecida para uma rede em malha com frequência de 2,4GHz.
- 4-13 Porcentagem média de perda de pacotes em função da carga oferecida para a rede em cadeia com frequências de 400MHz, 900MHz e 2,4GHz.
- 4-14 Porcentagem média de perda de pacotes em função da carga oferecida para a rede em malha com frequências de 400MHz, 900MHz e 2,4GHz.
- 4-15 Vazões do tráfego FTP em função dos diferentes tamanhos da cadeia para a frequência de 400MHz.
- 4-16 Vazões do tráfego FTP em função dos diferentes tamanhos da cadeia para a frequência de 2,4GHz.
- 4-17 Vazões média, máxima e mínima para tráfego FTP, em função da frequência para uma rede em malha.

- 4-18 Vazões médias para o tráfego WWW.
- 5-1 Reflexão sobre Terra Plana
- 5-2 Modelo de Gume de Faca
- 5-3 Cenário de multipercurso: Rayleigh (esquerda) e Rice (direita).
- 5-4 Distribuição de Rice.
- 5-5 Efeito Doppler
- 5-6 Vazão máxima, média, mínima e de equilíbrio para topologia em cadeia em um ambiente com sombreamento.
- 5-7 Vazão máxima, média, mínima e de equilíbrio para topologia em grade em ambiente com sombreamento.
- 5-8 Vazão máxima, média, mínima e de equilíbrio para topologia em cadeia em um ambiente com sombreamento.
- 5-9 Potência recebida para vários valores de K em ambiente Rice.
- 5-10 Porcentagem de recepções com potência acima da abscissa.
- 5-11 Vazão média em função do parâmetro de Rice K para topologia em cadeia com 11 nós e frequência de 2400MHz.
- 5-12 Vazão máxima em função do parâmetro de Rice K para topologia em cadeia e freq. de 2400MHz.
- 5-13 Diferenciação do grupo de nós dependente do parâmetro de Rice K .
- 5-14 Vazão máxima, média e mínima em função do parâmetro de Rice K .
- 5-15 Vazão média em função da carga oferecida para vários valores de K para uma topologia em cadeia de 11 nós em ambiente com desvanecimento Rice.

Lista de Tabelas

- 3-1 Limitantes de capacidade para Redes Arbitrárias e Aleatórias.
- 3-2 Vazão por nó para 10% de perda de pacotes e diferentes tipos de redes
- 3-3 Parâmetros para cálculo do TMT para diferentes esquemas de acesso ao meio e de espalhamento espectral.
- 5-1 Parâmetros da simulação
- 5-2 Vazões máxima, média, mínima e de equilíbrio para topologia em cadeia em um ambiente com sombreamento.
- 5-3 Alcance máximo em metros e número de saltos para diferentes k . Um salto vale 29 metros.
- 5-4 Vazão média em função do fator K .
- 5-5 Alcance máximo em metros e em número de saltos horizontais - verticais e diagonais para diferentes valores de K , na topologia grade com 25 nós.
- 5-6 Vazão media em kbps para os terminais nos diferentes grupos da Figura 5-13, em função do valor de K .

Capítulo 1

Introdução

Uma rede ad hoc é uma rede sem fio que é estabelecida sem a necessidade de infra-estrutura ou administração centralizada. É formada por um grupo de terminais (ou nós) sem fio, e a comunicação é levada a cabo por meio de mecanismos de armazenar e encaminhar. Um terminal que deseja enviar uma mensagem, acessa o meio e transmite a sua informação a um terminal vizinho. Caso a informação não seja destinada a este terminal vizinho, o mesmo armazena a informação recebida, até encontrar um momento apropriado para encaminhá-la a outro terminal, no caminho em direção ao destino da informação, formando um enlace com múltiplos saltos entre a fonte e o destino. Os serviços de rede, como, por exemplo, roteamento, controle de acesso ao meio e segurança, são realizados em uma rede ad hoc de forma distribuída por todos os membros da rede.

As primeiras aplicações envolvendo o conceito de redes ad hoc se iniciam com o projeto DARPA-PRNet (Rede de Pacotes via Radio) em 1972 [36]. Este projeto se baseava numa arquitetura distribuída que consistia em redes de rádios com capacidade de *broadcasting*, com um controle centralizado mínimo. Utilizava uma combinação de CSMA e ALOHA como mecanismos de acesso ao meio para suportar o compartilhamento dinâmico do canal de rádio. A meta do projeto era eliminar o problema de cobertura encontrado nas redes sem fio convencionais e, através do uso de técnicas de roteamento de *store-and-forward* (armazene e encaminhe), se habilitaria uma comunicação entre múltiplos usuário em uma área geográfica extensa.

Durante os anos 80s, e o começo dos 90s, o crescimento da infra-estrutura da Internet e a revolução dos micro-computadores fizeram as idéias das redes PRNet [36] mais realizáveis. Em 1994, é criado nos EUA o programa GloMo com o objetivo de levar conectividade Internet a qualquer momento e em qualquer lugar através de dispositivos sem fio. Foram explorados vários projetos de rede, dentre eles o WINGs (*Gateways* de Internet sem fio) na Universidade da Califórnia – Santa Cruz, que desenvolveu uma arquitetura de rede plana *peer-to-peer*, e o projeto MMWM (Rede Móvel Multimídia Sem Fio) de GTE, que usava redes com hierarquia baseada em *clusters*.

A maior implementação física de uma rede de pacotes via rádio foi feita pelas Forças Armadas dos Estados Unidos em 1997 [36]. A rede, chamada *Internet Tática*, usava rádios DSSS (*Direct Sequence Spread Spectrum*) e TDMA (*Time Division Multiple Access*), além de protocolos comerciais de Internet modificados para a comunicação entre os nós. Este estudo reforçou a conclusão de que os protocolos comerciais não lidavam bem com mudanças rápidas de topologia de rede e com enlaces com altas taxas de erro de bit.

Na metade dos 90s, com a chegada do padrão de rede local sem fio IEEE 802.11 [33], equipamentos comerciais com tecnologias de rádio capazes de implementar redes ad hoc começaram a aparecer no mercado, o que dissipou a idéia de que este tipo de redes só era viável em aplicações militares, abrindo caminho para um grande número de estudos em todas as áreas das redes ad hoc.

Um tipo particular de redes ad hoc conhecido como *mesh* está ganhando importância significativa nos últimos anos como uma alternativa para prover acesso sem fio a Internet e a outros serviços de telecomunicações. Neste tipo de redes o tráfego é direcionado para um ou várias *gateways* conectadas a outras redes.

Devido à natureza das redes ad hoc em geral e, em particular, das do tipo *mesh*, o dimensionamento destas redes se torna muito crítico e ao mesmo tempo complexo. Estimar quesitos, como a vazão máxima e o número de usuários, é de grande interesse e depende de muitas variáveis relacionadas à rede, ao ambiente de propagação e ao comportamento dos usuários geradores de tráfego.

Isto motiva o estudo de estimação da capacidade de redes sem fio do tipo *mesh*, que é o objetivo deste trabalho de pesquisa.

O restante desta tese está assim organizado. No Capítulo 2 são revistos e discutidos alguns aspectos e características importantes das redes ad hoc. No Capítulo 3 se faz uma revisão dos principais estudos em capacidade das redes ad hoc encontrados na literatura, finalizando o capítulo com os estudos relacionados às redes sem fio do tipo *mesh*. No Capítulo 4 mostra-se uma estimativa da capacidade das redes ad hoc, envolvendo parâmetros relacionados à qualidade de serviço, como vazão, atraso e número de pacotes perdidos. Este estudo é realizado para diversas topologias e frequências de transmissão. No Capítulo 5 se analisa a influência dos efeitos da propagação rádio na capacidade das redes sem fio do tipo *mesh*. Este capítulo começa com uma revisão dos modelos de propagação, seguida da análise da capacidade em ambientes com desvanecimento de larga e pequena escalas.

Capítulo 2

Tópicos em Redes Ad-Hoc sem fio

As redes ad hoc encontraram a sua primeira aplicação em comunicações militares. A natureza dinâmica das operações militares faz com que não seja possível usar uma rede de comunicações com infra-estrutura pré-estabelecida. No entanto, as características intrínsecas das redes ad hoc, como a inexistência de um controle central e a auto-configuração, fizeram com que as redes ad hoc encontrassem aplicações em diversas outras áreas, incluindo comunicação pessoal, segurança patrimonial, redes de sensores, automação predial e serviços de emergência. Este aumento do interesse pelas redes ad hoc encontrou suporte na evolução de áreas tecnológicas como microeletrônica, protocolos de redes e sistemas de comunicação.

Como uma rede ad hoc se forma em tempo real, sem a necessidade de administração central, ela deve ser auto-organizável e adaptativa. Por ter o canal rádio como meio de transmissão, a rede ad hoc herda vários problemas das redes sem fio, como escassez de espectro de frequência, interferência entre canais, baixa confiabilidade do enlace e dificuldade de manutenção da qualidade de transmissão. Adicionalmente, a natureza de múltiplos saltos dos enlaces e a ausência de infra-estrutura fixa adicionam complexidade específica das redes ad hoc:

- O gerenciamento da rede deve ser distribuído, realizado por todos ou por um conjunto dos terminais.
- A topologia da rede pode mudar dinamicamente com a possível mobilidade dos terminais ou com as variações das condições de propagação.

- Variação nas capacidades dos enlaces devido às variações das condições de propagação.
- Limitações de energia disponível nos terminais, geralmente alimentados por baterias.

Estas limitações características das redes ad hoc afetam todas as camadas de comunicação, o que motivou grandes esforços de pesquisas voltados para diferentes camadas. A seguir são discutidas como estas limitações afetam particularmente as camadas de controle de acesso ao meio (subcamada da camada de enlace) e a camada de rede, que é responsável pelo roteamento.

Camada de Controle de Acesso ao meio

A camada de controle de acesso ao meio (MAC – *Medium Access Control*) para redes ad hoc tem recebido muita atenção nos últimos anos. As características da rede, a grande variedade de tecnologias de camada física disponíveis, e o número de serviços a serem prestados tornam difícil o projeto de um mecanismo que discipline o acesso a um meio compartilhado de forma eficiente, justa, com baixo consumo de energia e com baixo atraso. Diferentes itens distinguem os protocolos de camada MAC daqueles usados nas redes convencionais [32], como mostrado a seguir.

Operação Half-Duplex: Devido à interferência própria (isto é, potência do transmissor que é captada pelo receptor do próprio terminal), existe dificuldade de construir terminais sem fio capazes de receberem dados enquanto estão transmitindo. Portanto, os rádios em redes ad hoc geralmente operam no modo *half-duplex*. Como consequência, a detecção de colisões enquanto os dados são enviados não é possível, de forma que os mecanismos MAC em redes ad hoc empregam a estratégia baseada na tentativa de evitar a colisão (*Collision Avoidance*). Além disso, colisões são detectadas apenas ao final da transmissão, o que pode levar a desperdício do canal.

Canal variante no tempo: Em canais com desvanecimento de multipercurso, o sinal recebido é a soma de cópias atenuadas e atrasadas em tempo do sinal transmitido. Com mudanças nas características do canal e na posição relativa dos terminais, o envelope do sinal recebido varia com o tempo,

apresentando desvanecimento que pode ser severo (o desvanecimento e outros efeitos do canal serão tratados com mais detalhes no Capítulo 5). Portanto, o mecanismo de controle de acesso deve ter a habilidade de lidar com as conseqüências tais variações do sinal recebido.

Carrier Sensing e os problemas do terminal escondido e do terminal exposto: Devido a ausência de uma entidade central para controlar o acesso ao meio, os terminais ouvem o canal (técnica chamada *carrier sensing* [34]) antes de iniciarem as suas transmissões, com o objetivo de verificar se vizinhos estão utilizando o canal. Caso o canal esteja desocupado ao seu redor, o terminal inicia a sua transmissão. Esta estratégia diminui a chance de ocorrer uma colisão, mas leva aos problemas de terminal escondido e exposto, como mostrado a continuação:

- **Terminal Escondido.** A Figura 2-1 mostra um caso típico de comunicação em redes ad hoc, onde estão representados os alcances de transmissão de cada terminal, definido com a distância máxima entre transmissor e receptor para recepção correta.

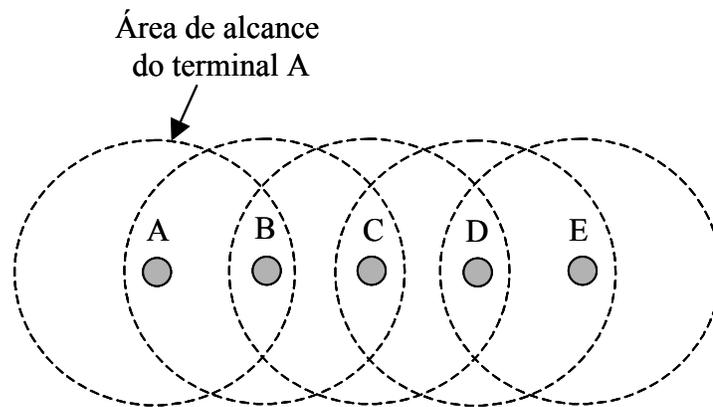


Figura 2-1 Problema de Terminal Exposto e Terminal Escondido

No exemplo da figura, B está no alcance de A e C, mas A está fora do alcance de C e vice-versa. Se o terminal A está transmitindo para B e o nó C desejar transmitir, deverá antes ouvir o canal ao seu redor. Portanto, o terminal C concluirá, de forma equivocada, que o canal se encontra livre, pois C está fora do alcance de A. Se C começar transmitir, interferirá na recepção de B, provocando colisões, o que representa desperdício do canal e exigirá

retransmissões. Neste caso C é chamado de *terminal escondido* de A. O problema do terminal escondido pode ser minimizado com o uso de um mecanismo baseado na troca de mensagens RTS (*Request To Send*) e CTS (*Clear To Send*), empregado, por exemplo, no padrão IEEE 802.11 [33]. As mensagens RTS e CTS, enviadas pelos terminais transmissor e receptor, respectivamente, alertam os terminais vizinhos a respeito da intenção daqueles terminais em estabelecer um enlace. Desta forma, os terminais vizinhos permanecem em silêncio até que a transmissão se encerre.

- **Terminal Exposto:** Um terminal exposto é aquele que se encontra ao alcance do transmissor, mas fora do alcance do correspondente receptor. Na Figura 2-1, se o terminal B está transmitindo para A e o terminal C escuta o canal antes de iniciar a sua transmissão, perceberá este como ocupado e postergará a sua transmissão. Porém, dado que C está fora do alcance do terminal A, não haverá interferência de C na recepção de este A. Então, C poderia utilizar o canal para estabelecer um enlace paralelo com outro terminal que esteja fora do alcance de B (por exemplo, o terminal D). Neste caso C é chamado de terminal exposto.

A discussão acima mostra que o projeto de um protocolo MAC para redes ad hoc requer a consideração de um conjunto de situações não encontradas nos sistemas com fio. Entre os protocolos mais usados para redes ad hoc estão os dos padrões IEEE 802.11 [22], HiperLAN e Bluetooth [37].

Camada de Roteamento

Os algoritmos de roteamento para redes ad hoc devem ser projetados para trabalhar em situações com limitação de recursos e de forma distribuída. Devem ser robustos para funcionar no severo ambiente sem fio e, ao mesmo tempo, flexíveis para se adaptar às condições da rede que podem variar com o tempo, como tamanho, conectividade, distribuição de tráfego e mobilidade.

Com o interesse crescente nas redes ad hoc, uma variedade de algoritmos de roteamento têm sido propostos na literatura. Eles usualmente se classificam em três categorias: *proativos*, *reativos*, e

híbridos [36, 37], que combinam algumas das características dos dois anteriores. Os protocolos proativos exigem que os nós armazenem tabelas com a informação de roteamento. As atualizações ocorrem periodicamente ou assim que são percebidas mudanças na topologia da rede. Os diversos algoritmos proativos diferem basicamente no tipo de informação que é armazenada nas tabelas, e no procedimento de atualização. Por outro lado, os algoritmos reativos criam rotas sob demanda. Isto é conseguido por meio de um processo de descobrimento de rota, que ocorre através da distribuição por toda a rede de pacotes de requerimento de rota entre dois nós. Depois de estabelecer uma rota, esta é mantida por um procedimento de manutenção de rota. Os protocolos híbridos combinam algumas características dos protocolos proativos e reativos. Exemplos de protocolos populares em implementações ou estudos de redes ad hoc são DSDV (proativo) e AODV, DSR e TORA (reativos) [36].

Capítulo 3

Capacidade das redes ad-hoc

Um dos grandes problemas referentes à rede ad hoc está no seu dimensionamento. As características deste tipo de rede que garantem a sua flexibilidade tornam o dimensionamento uma tarefa complexa e de difícil tratamento analítico. Quesitos como número de nós e quantidade de informação a ser transmitida devem ser levados em consideração nas etapas de planejamento, implementação e otimização de uma rede ad hoc. O estudo da capacidade de redes ad hoc visa analisar estes aspectos, com o intuito de encontrar o limite de quanto é possível transmitir atendendo aos requisitos de qualidade de serviço, e qual o modo ótimo de operação da rede no qual este limite pode ser atingido.

O estudo da capacidade de redes ad hoc envolve uma grande quantidade de variáveis, possibilitando enfoques diferentes e análises sob ângulos distintos. Este capítulo tem o objetivo de apresentar as diversas propostas mais recentes de estudo da capacidade disponíveis na literatura. Na Seção 3.1, serão mostrados alguns trabalhos que empregam uma análise teórica em busca dos limites da capacidade; na Seção 3.2, outras estratégias para o cálculo da capacidade serão discutidas e, por último, na Seção 3.3 são apresentados os trabalhos relacionados ao estudo da capacidade das *Redes Sem Fio Mesh* (WMN – *Wireless Mesh Network*).

3.1 Limites da capacidade

Uma análise simples da capacidade de redes ad hoc, mostrada em [1], dá uma noção intuitiva das relações de compromisso em tais redes: quanto maior o número de nós na rede, menor é a taxa de transmissão possível. Considere que cada nó possui taxa de transmissão de λ bits por segundo (b/s) e alcance de transmissão de r metros. Seja \bar{L} a distância média percorrida pelos pacotes entre o nó fonte e o nó destino. O número médio de saltos (*hops*) por pacote deve ser, portanto, maior que \bar{L}/r . Então, cada nó gera pelo menos $\lambda \bar{L}/r$ b/s para os outros nós, devido ao encaminhamento. Todos os n nós compartilham uma banda de transmissão de W b/s, tal que $W > n\lambda \bar{L}/r$. Portanto, a capacidade disponível para cada nó é

$$\lambda < \frac{W/n}{\bar{L}/r} \quad (3-1)$$

A Equação (3-1) mostra que a vazão de cada nó será menor à medida que o número de nós cresce. A vazão também decresce com o aumento da distância média entre os nós origem e destino. Assim, para aumentar a capacidade de cada nó, deve-se diminuir o número de nós ou restringir o tráfego aos nós mais próximos do nó fonte.

Porém, os mecanismos que regem os limites da capacidade de redes ad hoc exigem uma análise mais complexa que aquela delineada em (3-1). Outros fatores devem ser levados em consideração, como, por exemplo, as limitações de operação da rede devido à concorrência pela banda de transmissão W e a disputa entre tráfego gerado e repassado, entre outros. Por exemplo, examinando (3-1) pode-se concluir que a taxa λ cresce linearmente com o aumento do alcance de transmissão r , o que pode não ser verdade. A análise que resultou em (3-1) não contempla o fato de que o aumento de r implica em aumento de potência de transmissão e, conseqüentemente, em aumento da interferência e do tempo de contenção dos nós que têm pacotes para transmitir [2].

Uma primeira tentativa de se calcular os limites de transmissão em redes ad hoc sem fio foi por Gupta e Kumar. Em [2] eles propõem um modelo teórico para encontrar os limites da capacidade das redes ad hoc sem fio, baseado no seguinte cenário. Suponha n nós localizados em uma região de área de 1 m^2 , que compartilham uma banda de transmissão de W b/s através de um canal rádio. Os pacotes podem ser enviados de nó a nó até atingirem os respectivos destinos, podendo ser armazenados em nós intermediários enquanto esperam pela transmissão. Devido à separação espacial, mais de um nó pode transmitir simultaneamente sem causar interferência significativa entre eles.

Dois tipos de redes são definidos em [2]: as *Redes Arbitrárias*, onde as posições dos nós, os destinos do tráfego de cada nó, as potências e taxas de transmissão são todos arbitrários; e as *Redes Aleatórias*, cujos nós têm posições e destinos de tráfego escolhidos aleatoriamente, de forma uniforme e independente, e possuem mesma potência e taxa de transmissão.

Também são definidos dois modelos de recepção para as comunicações entre os nós transmissor e receptor:

- *Modelo de Protocolo*, onde a transmissão do nó i para o nó j , separados por uma distância d_{ij} , é realizada com sucesso se $d_{kj} \geq (1 + \Delta)d_{ij}$, para qualquer nó k transmitindo no mesmo canal. A quantidade $\Delta > 0$ especifica uma zona de guarda definida pelo protocolo, para evitar que um nó vizinho transmita simultaneamente no mesmo canal.
- *Modelo Físico*, onde, para um subconjunto τ de nós transmissores simultâneos, a transmissão do nó $i \in \tau$ é recebida com sucesso pelo nó j se

$$\frac{P_i / d_{ij}^\alpha}{N_0 + \sum_{\substack{k \in \tau \\ k \neq i}} P_k / d_{kj}^\alpha} \geq \beta \quad (3-2)$$

onde β indica a razão sinal-interferência-mais-ruído (SINR - *Signal to Interference plus Noise Ratio*) mínima para garantir recepção com sucesso, N_0 é a potência do ruído aditivo, P_i é a

potência de transmissão do nó i , e α é o expoente de perda de percurso determinística.

A análise da capacidade para Redes Arbitrárias é feita utilizando-se o conceito de *capacidade de transporte*. A capacidade de transporte da rede é definida como a soma dos produtos das quantidades de bits transmitidos pelas distâncias por eles percorridas. Se, por exemplo, a rede leva um segundo (1 s) para transportar um bit por uma distância de um metro (1 m), esta rede possui uma capacidade de 1 bit-metro/segundo (bm/s). Então, para uma rede de n nós, taxa de transmissão λ para cada nó e distância média \bar{L} a ser percorrida pelo pacote entre fonte e destino, a capacidade de transporte será dada por $\lambda n \bar{L}$. Para as Redes Arbitrárias, foram obtidos os seguintes limites [3]:

- Para o Modelo de Protocolo

$$\lambda n \bar{L} \leq \sqrt{\frac{8}{\pi}} \frac{W}{\Delta} \sqrt{n} \quad \text{bm/s} \quad (3-3)$$

- Para o Modelo Físico

$$\lambda n \bar{L} \leq \left(\frac{2\beta + 2}{\beta} \right)^{1/\alpha} \frac{W}{\sqrt{\pi}} n^{\frac{\alpha-1}{\alpha}} \quad \text{bm/s} \quad (3-4)$$

- Caso a razão P_{\max}/P_{\min} entre as potências máxima e mínima que os transmissores podem utilizar tenha β como limite superior, temos como limite para o Modelo Físico

$$\lambda n \bar{L} \leq \sqrt{\frac{8}{\pi}} \frac{W}{\left(\frac{\beta P_{\min}}{P_{\max}} \right)^{1/\alpha} - 1} \sqrt{n} \quad \text{bm/s} \quad (3-5)$$

Já para Redes Aleatórias, a análise da capacidade é feita utilizando-se o conceito usual de vazão, definida como a média temporal do número de bits por segundo que podem ser transmitidos por cada nó. A vazão de λ b/s para cada nó é factível se existe um esquema temporal e espacial de escalonamento das transmissões, de modo que, com a rede operando de modo de múltiplos saltos (*multihop*), cada nó possa enviar λ b/s em média ao seu destino. Ao analisar a factibilidade das taxas

de transmissão, Gupta e Kumar tentam delimitar a capacidade para as Redes Aleatórias, indicando quando λ é factível ou não a medida que $n \rightarrow \infty$. Os limites encontrados para estas redes são:

- Para o Modelo de Protocolo, a taxa

$$\lambda = \frac{c'W}{\Delta^2 \sqrt{n \log n}} \text{ b/s} \quad (3-6)$$

é factível, porém a taxa

$$\lambda = \frac{c'W}{(1+\Delta)^2 \sqrt{n \log n}} \text{ b/s} \quad (3-7)$$

é infactível. As constantes c' e c'' são determinísticas e independentes de n , W ou Δ .

- Para o Modelo Físico

$$\lambda = \frac{c'W}{\left(2\left(c''\beta\left(3+\frac{1}{\alpha+1}+\frac{2}{\alpha-2}\right)\right)^{\frac{1}{\alpha}}-1\right)^2 \sqrt{n \log n}} \text{ b/s} \quad (3-8)$$

é factível, porém a taxa

$$\lambda = \sqrt{\frac{8}{\pi}} \frac{W}{L\left(\beta^{\frac{1}{\alpha}}-1\right)} \frac{1+\varepsilon(n)}{\sqrt{n}} \text{ b/s} \quad (3-9)$$

é infactível. Aqui também as constantes c' e c'' são determinísticas e independentes de n , N_0 , α , β ou W , e $\varepsilon(n) \rightarrow 0$.

Um resumo dos limitantes superiores e inferiores obtidos por Gupta e Kumar pode ser encontrado na Tabela 3-1¹. Estes resultados mostram que, para Redes Arbitrárias, se a capacidade de

¹ Pela notação de Knuth: $f(n) = O(g(n))$ se existirem números reais n_0 e c_0 para os quais $0 \leq f(n) \leq c_0 g(n)$ para todo $n \geq n_0$. Da mesma forma, $f(n) = \Omega(g(n))$ se existirem números reais n_1 e c_1 para os quais $0 \leq c_1 g(n) \leq f(n)$ para todo $n \geq n_1$. Finalmente, $f(n) = \Theta(g(n))$ denota que $f(n) = O(g(n))$, bem como $f(n) = \Omega(g(n))$. Assim, a função $O(\cdot)$ está relacionada a limitantes superiores, a função $\Omega(\cdot)$ está relacionada a limitantes inferiores, e a função $\Theta(\cdot)$ está relacionada a

transporte for dividida igualmente entre os nós, a vazão por nó será $\Theta(W/\sqrt{n})$ b/s para o Modelo de Protocolo e $\Theta(W/n^{1/\alpha})$ para o Modelo Físico. Este último resultado indica que a vazão por nó aumenta com o aumento do expoente de perda de percurso α , isto é, quanto mais rápido o sinal decai com a distância, maior será a capacidade de transporte da rede.

Os resultados mostrados em [2] foram obtidos para uma rede estática utilizando um algoritmo de escalonamento ideal, que sabe as posições de todos os nós e todas as demandas de tráfego, e que coordena temporal e espacialmente as transmissões, a fim de evitar colisões. Sem estas considerações, a capacidade pode ser ainda menor. O fato de a taxa de transmissão decrescer com o aumento do número de usuários pode implicar que redes ad hoc viáveis são apenas aquelas que suportam um número reduzido de usuários ou aquelas que possuem uma distribuição de tráfego local, isto é, os nós (fonte) enviam seus pacotes, na maior parte do tempo, àqueles nós (destino) localizados na suas vizinhanças.

| | Modelo de Protocolo | Modelo Físico |
|---|--|--|
| Redes Arbitrárias (capacidade de transporte em bm/s) | $\Theta(W\sqrt{n})$ | $\Omega(W\sqrt{n})$ $O\left(Wn^{\left(\frac{\alpha-1}{\alpha}\right)}\right)$ |
| Redes Aleatórias (vazão por nó em b/s) | $\Theta\left(\frac{W}{\sqrt{n \log n}}\right)$ | $\Omega(W/\sqrt{n \log n})$ $O(W/\sqrt{n})$ |

Tabela 3-1: Limitantes de capacidade para Redes Arbitrárias e Aleatórias.

Baseado no estudo de Gupta e Kumar, Toupis e Goldsmith [3] estendem a análise para Redes Aleatórias tridimensionais com nós uniformemente distribuídos em um cubo de 1 m^3 de volume e incorporam a capacidade de Shannon no modelo, chegando a um limite inferior e a outro superior para a capacidade total da rede. O modelo utilizado é idêntico àquele mostrado para o Modelo Físico de estimativas da capacidade de transporte.

Redes Aleatórias adotado em [2], com n nós idênticos com potência de transmissão P e taxa λ b/s. A potência recebida é dada por $K P/d^2$, onde K é uma constante e d é distância entre o transmissor e o receptor. A SINR mínima β está relacionada com a taxa λ através da fórmula de capacidade de Shannon $\lambda = W \log(1 + \beta)$. A capacidade da rede $C(n)$ é definida como o supremo das taxas uniformemente atingíveis por todos os nós, multiplicado por n .

Toumpis e Goldsmith encontram um limitante inferior para a capacidade dado por

$$C(n) \geq k_1 \frac{n^{1/3}}{\log n} \quad (3-10)$$

com $k_1 = W/(27 \times 2000^2)$.

Para o limite superior, os autores mostram que

$$C(n) \leq k_2 \sqrt{n} \log n \quad (3-11)$$

com $k_2 = W(20\sqrt{2}/\log 2)$.

Nota-se em (3-11) que, à medida que o número de nós na rede aumenta, a capacidade total da rede também aumenta, mas a taxa disponível por usuário diminui com $O(\log n/\sqrt{n})$, o que limita o crescimento de uma rede na qual é necessária uma taxa mínima por usuário.

3.2 Outras estratégias para a análise da capacidade

3.2.1 Proposta de Xie e Kumar

Em [7] os autores fazem um estudo analítico mais aprofundado da capacidade de Redes Arbitrárias bidimensionais (planas) com nós estáticos que possuem uma separação mínima d_{\min} . No tempo t , cada nó j recebe o sinal $Y_j(t)$ dado por

$$Y_j(t) = \sum_{i \neq j} \frac{\exp(-\gamma d_{ij}) X_i(t)}{d_{ij}^\alpha} + Z_j(t) \quad (3-12)$$

onde $X_i(t)$ é o sinal enviado pelo nó i , $Z_j(t)$ são variáveis Gaussianas independentes e identicamente distribuídas de média zero e variância σ^2 para cada receptor j , $\alpha > 0$ é o expoente de perda de percurso, $\gamma \geq 0$ é a constante de absorção, e d_{ij} é a distância entre os nós i e j .

Sendo $P_i \geq 0$ a potência de transmissão do usuário i , duas restrições são consideradas:

- restrição na potência total $P_{total} : \sum_i^n P_i \leq P_{total}$;
- restrição na potência individual $P_{ind} : P_i \leq P_{ind}$ para $i = 1, 2, \dots, n$.

A análise é feita para a capacidade de transporte C_T definida como em [2]. Através de métodos analíticos, Xie e Kumar obtêm os seguintes resultados:

- Para Redes Arbitrárias planas e $\gamma > 0$ ou $\alpha > 3$

$$C_T \leq \frac{c_1}{\sigma^2} P_{total} \quad (3-13)$$

e

$$C_T \leq \frac{c_1 P_{ind}}{\sigma^2} n \quad (3-14)$$

onde c_1 é uma constante dependente de γ , α e d_{min} .

- Para Redes Arbitrárias planas, $\gamma > 0$ ou $\alpha > 1$, e com restrição individual de potência P_{ind} , tem-se

$$C_T \leq S\left(\frac{e^{-2\gamma} P_{ind}}{c_2 P_{ind} + \sigma^2}\right) n \quad (3-15)$$

onde c_2 é uma constante dependente de γ e α , e $S(\cdot)$ denota a função de Shannon

$$S(x) = \frac{1}{2} \log(1+x).$$

- Para Redes Arbitrárias planas, $\gamma > 0$ ou $\alpha > 1$, e com restrição individual de potência P_{ind}

$$C_T = \Omega\left(\frac{n}{\sqrt{\log n}}\right) \quad (3-16)$$

- Para Redes Arbitrárias planas, $\gamma = 0$ e $\alpha < 3/2$, com restrição de potência total P_{total} e usando cancelamento de interferência, uma capacidade de transporte arbitrariamente grande é possível, para um dado número de nós n grande o bastante.
- Para Redes Arbitrárias planas, com $\gamma = 0$ e $\alpha < 1$, restrição de potência total P_{total} e cancelamento de interferência, uma taxa fixa $\lambda_{min} > 0$ entre o nó origem e o nó destino é possível, independente da distância entre eles.

A Equação (3-13) mostra que, para uma atenuação relativamente alta ($\gamma > 0$ ou $\alpha > 3$), a capacidade de transporte é limitada por uma constante relacionada com a soma das potências de todos os nós (P_{total}). Isso significa que existe um limitante inferior para a energia necessária por bit-metro de informação transportada ($P_{total}/C_T \geq cte$), o que pode ser importante para aplicações em que há limitações na potência de transmissão (por exemplo, redes de sensores). Já para ambientes de baixa atenuação ($\gamma = 0$ e $\alpha < 3/2$), uma capacidade de transporte ilimitada para uma potência total fixa é possível, o que possibilita comunicações com baixo consumo de energia. Os resultados indicam também que, em tais ambientes, esquemas de cooperação de transmissão em salto único e cancelamento de interferência mostram um melhor desempenho que a transmissão em múltiplos saltos, diferentemente de ambientes de alta atenuação, onde a transmissão em múltiplos saltos contribui para a economia de energia.

3.2.2 Estudos de Behzad – Rubin e ElBatt

Com relação à potência de transmissão, Gupta e Kumar [2] estabelecem que o aumento da potência de transmissão dos nós não implica em um aumento da capacidade da rede, visto que os nós próximos ao receptor devem esperar para transmitir, a fim de evitar colisões e perdas de pacotes. Gupta e Kumar

afirmam que a perda com o aumento da potência e conseqüente aumento do alcance de transmissão r , é quadrática, devido ao conflito espacial. Deve-se, então, reduzir r o máximo possível, de modo a aumentar a capacidade, levando porém em consideração a manutenção da conectividade. A potência de transmissão deve ser limitada pelo alcance mínimo r_{\min} que garanta a conectividade entre os nós, que é dado por

$$r_{\min} = \sqrt{\frac{\log n}{\pi n}} \quad (3-17)$$

Em [11], Behzad e Rubin, em contraste, mostram que, independentemente da distribuição dos nós na rede e do padrão de tráfego, a capacidade de uma rede ad hoc é maximizada incrementando-se a potência de transmissão. Para o caso específico no qual a potência de transmissão pode ser arbitrariamente grande, os autores provam que uma topologia na qual cada nó da rede pode comunicar-se com qualquer outro diretamente é sempre uma topologia ótima. Isso acontece, principalmente, devido ao fato de que uma alta potência de transmissão propicia uma diversidade maior, isto é, um maior grau de liberdade em termos de otimização do esquema de escalonamento espaço-temporal. A escolha do vetor ótimo de potências dos nós propicia também, além da maximização da capacidade, um alto nível de robustez à mobilidade dos nós. Porém, o estudo não leva em consideração o consumo de energia, questão crucial para a implementação de redes ad hoc.

O aspecto do consumo de energia é considerado por ElBatt *et al* em [12], onde é introduzido o conceito de gerenciamento de potência em redes ad hoc. Este gerenciamento deve encontrar um nível de potência ótimo para cada nó, de forma que a vazão da rede seja máxima, tendo, ao mesmo tempo, um consumo de potência razoável. Ao considerar potências de transmissão diferentes, os resultados são válidos para redes com pouca mobilidade, visto que, para uma maior mobilidade dos nós, o algoritmo encarregado do gerenciamento dos níveis de potência pode falhar ao tentar acompanhar as rápidas mudanças das condições de interferência e desvanecimento.

Assim, supõe-se que cada nó transmite com um nível de potência mínimo, tal que só um

número fixo de vizinhos N , também chamado de grau do terminal (*node degree*), possuam um enlace direto a este nó, com $2 \leq N \leq n-1$. O grupo formado por estes N nós é chamado de *cluster*. Dentro do *cluster*, são possíveis duas abordagens: i) não há controle de potência, ou seja, a potência é fixada no mínimo valor tal que o sinal consiga alcançar o nó mais distante no *cluster* e tal potência não é modificada, mesmo quando se deseja transmitir aos nós mais próximos; ii) há controle de potência, onde esta é constantemente variada, de forma que a transmissão só alcance, no máximo, o nó ao qual se deseja transmitir. Os autores analisam através de simulação utilizando o programa OPNET, e concluem que existe um N correspondente a uma potência intermédia entre P_{\min} e P_{\max} , tal que a capacidade da rede é máxima. Eles concluem também que a segunda proposta, na qual se conta com uma adaptação de potência dentro do *cluster*, aumenta consideravelmente a capacidade da rede, devido a diminuição da interferência entre os nós dentro do *cluster*.

É interessante notar que a abordagem de ElBatt *et al* se apresenta como um meio termo entre [2] e [11], nos quais se propõe uma potência de transmissão mínima e máxima, respectivamente, para alcançar um máximo na capacidade.

3.2.3 Proposta de Grossglausser e Tse

As variações provocadas pela mobilidade de terminais em parâmetros como conectividade, interferência, roteamento e vazão podem inviabilizar a implementação de uma rede ad hoc móvel. A variação da potência recebida ao longo do tempo, devido principalmente ao desvanecimento, é acentuada com a mobilidade. Um meio importante para combater tal variação é o uso de diversidade.

Grossglausser e Tse [9] utilizam a idéia de diversidade multi-usuário para uma rede ad hoc de múltiplos saltos, cuja topologia muda significativamente no tempo devido à mobilidade dos seus nós. A diversidade multi-usuário define uma estratégia ótima para o agendamento das transmissões dos usuários, alocando, a qualquer tempo, os recursos de canal ao usuário em melhores condições de

transmissão. Evidentemente, tal estratégia não é apropriada para aplicações que exigem um atraso de transmissão pequeno. O trabalho de Grossglausser e Tse parte dos resultados obtidos em [2] para redes ad hoc fixas.

O resultado principal de [9] mostra que a vazão média dos pares origem-destino a longo prazo pode ser mantida constante, ainda que o número de nós por unidade de área (n/A) cresça. Os autores propõem que os pacotes sejam enviados para tantos nós quanto possível. Aproveitando a mobilidade, a probabilidade de que pelo menos um desses nós passe perto do destino em um intervalo de tempo relativamente curto é alta. O número de saltos é reduzido de forma acentuada e, por conseqüência, a capacidade da rede aumenta. Em contraste, o atraso de transmissão que os pacotes percebem seria da ordem de minutos e até horas, fazendo com que aplicações que exigem um pequeno atraso, como aplicações em tempo real, sejam inviáveis por meio deste esquema.

3.2.4 Outras Propostas

Uma forma de se aumentar a capacidade das redes ad hoc, tanto estáticas como com mobilidade, que vem sendo amplamente estudada por vários autores, é por meio do uso de antenas direcionais. É sábio que o uso de antenas direcionais ajuda a reduzir os níveis de interferência tanto na transmissão quanto na recepção. Por outro lado, o uso de antenas direcionais adiciona o problema de encontrar a direção correta de transmissão ou recepção. Este fator torna-se especialmente crítico nas redes ad hoc, devido ao fato de serem totalmente descentralizadas e onde os nós têm limitações de tamanho e energia.

Em [13], propõe-se o uso de GPS (*Global Positioning System*) instalados em cada nó, a fim de se conhecer a posição dos nós desejados. Por outro lado, em [14], propõe-se um protocolo MAC para redes compostas de nós equipados com antenas direcionais, onde estes não precisam de nenhuma informação de localização. O protocolo proposto por Nasipuri *et al* em [14] utiliza sinais dos pacotes de controle similares aos pacotes RTS/CTS (*Request To Send/ Clear To Send*) do protocolo IEEE

802.11, com a inclusão de um esquema para encontrar a direção de transmissão ou recepção desejada. No esquema sugerido, os nós estão equipados com antenas direcionais com M feixes, e têm a habilidade de selecionar um dos feixes com base na potência do sinal recebido. Os resultados das simulações mostram que se consegue um ganho na vazão média da rede de duas a três vezes com relação ao caso de antenas omnidirecionais.

3.2.5 Redes híbridas

Um dos principais fatores que limitam a capacidade da rede ad hoc é o elevado número de transmissões que deve ser feito por cada nó, devido a sua função de roteador dos pacotes de outros nós. Assim, a quantidade de pacotes próprios enviados por um nó na rede é pequena, quando comparada com a quantidade total de pacotes encaminhados por ele.

Em [17], com o intuito de melhorar a conectividade da rede, Dousse *et al* propõem uma rede híbrida constituída de uma rede ad hoc servida por uma rede de estações rádio-bases (ERBs) ligadas por cabos. Neste tipo de rede, as comunicações são feitas utilizando encaminhamento de múltiplos saltos ou a infraestrutura da rede fixa. De forma intuitiva, a inclusão de infraestrutura na rede ajuda a diminuir o número de transmissões, resultando em uma menor interferência e numa maior capacidade. Por outro lado, ao carregar as ERBs com muito tráfego, estas podem se tornar gargalos do sistema, o que reduz a capacidade da rede.

Em [18], analisa-se como a capacidade total da rede aumenta à medida que o número de ERBs cresce. Os autores consideram uma rede híbrida com m ERBs e n nós, cada um capaz de transmitir a W b/s. Os autores concluem que se o número de ERBs cresce mais lentamente do que o número de nós, a capacidade é dominada pela contribuição das transmissões ad hoc. Portanto, o benefício de se acrescentar infra-estrutura é mínimo, e o seu custo inviabiliza sua implementação. Se o número de ERBs cresce mais rapidamente, a capacidade contribuída pela infra-estrutura domina a capacidade total. Neste caso, a capacidade total da rede cresce linearmente com o aumento no número de ERB,

mostrando um desempenho muito melhor do que aquele das redes ad hoc convencionais.

3.2.6 Estimativas da capacidade baseadas em simulação

O problema do dimensionamento da capacidade é também abordado através de simulações computacionais e implementações físicas. Um exemplo dessa abordagem é mostrado por Li *et al* em [1]. Este trabalho baseia-se na avaliação do protocolo do padrão IEEE 802.11 com o esquema RTS/CTS, através de simulações utilizando o programa *NS-2* e testes de equipamentos. Os resultados da análise mostram a ineficiência do protocolo do padrão IEEE 802.11 em encontrar um escalonamento ótimo para as transmissões em uma topologia em cadeia. Na rede com topologia de cadeia, um dos nós extremos da rede gera pacotes para o outro nó extremo, enquanto que os nós intermediários apenas repassam pacotes. Para os alcances de transmissão e de interferência adotados, a capacidade ideal desta rede seria 1/4 da capacidade do enlace de salto único, em virtude das contenções empregadas pelo protocolo MAC para evitar colisões. Porém, devido à ineficiência citada, os resultados de simulação mostram uma capacidade de apenas 1/7 da capacidade de salto único. Também são realizados testes físicos para redes em cadeia, obtendo resultados semelhantes àqueles gerados na simulação.

O dimensionamento de redes ad hoc IEEE 802.11 através da simulação é mostrado em [5]. Neste artigo, as simulações, baseadas na ferramenta de simulação OPNET, foram feitas para a obtenção de valores da vazão por nó com um máximo de 10% de perda de pacotes, com ou sem uso de esquema RTS/CTS para redução de colisões de pacotes, e em redes com topologia em cadeia e malha. As leis que regem a capacidade em função do número n de nós na rede, obtidas para $n > 8$, estão resumidas na Tabela 3-2. Observa-se que o uso do mecanismo RTS/CTS faz com que a capacidade caia mais lentamente com o aumento do número de nós na rede.

| Tipo de rede | Vazão por nó (em Mb/s) |
|--------------------|------------------------|
| Cadeia sem RTS/CTS | $1181/n^{4,98}$ |
| Cadeia com RTS/CTS | $14,845/n^{3,43}$ |
| Malha sem RTS/CTS | $2,627/n^{1,744}$ |
| Malha com RTS/CTS | $0,404/n^{0,988}$ |

Tabela 3-2: Vazão por nó para 10% de perda de pacotes e diferentes tipos de redes.

3.3 Capacidade das Redes Sem fio do Tipo *Mesh*

Nesta seção, serão mostrados modelos que serão utilizados em parte da análise da capacidade apresentada nesta tese. Tais modelos partem dos trabalhos de Jun e Sichitiu sobre redes sem fio do tipo *mesh* (WMN – Wireless Mesh Networks) [22, 23, 24, 28]. Vários trabalhos encontrados na literatura não tinham aplicação no estudo desenvolvido neste projeto, devido à natureza teórica dos mesmos, como é o caso dos trabalhos que buscam encontrar limitantes para a capacidade, ou devido à aplicabilidade restrita. O trabalho de Jun e Sichitiu faz uma análise da camada de acesso ao meio e sua influência na capacidade, utilizando a simulação para verificar os resultados.

3.3.1 Cálculo da Vazão Teórica Máxima

Através de um estudo das camadas física e de acesso ao meio (MAC) do padrão IEEE 802.11, Jun e Sichitiu derivam uma expressão para o cálculo da vazão teórica máxima (TMT - *Theoretical Maximum Throughput*) para as diversas configurações para as redes IEEE 802.11 [22]. O TMT é definido como a máxima quantidade de unidades de dados da camada MAC (MSDUs – *MAC Service Data Units*) que podem ser transmitidas em uma unidade de tempo, ou seja, considerando todas as transmissões. A expressão para o TMT é [22]

$$TMT(x) = \frac{8x}{ax + b} x 10^6 \text{ bps} \quad (3-1)$$

onde x é o tamanho do MSDU em *bytes* e a e b são parâmetros relativos ao tempo de atraso na

transmissão do MSDU para os diferentes esquemas de acesso ao meio e de espalhamento espectral. Os esquemas de acesso ao meio, definidos no padrão IEEE 802.11, são de dois tipos: CSMA/CA (*Carrier Sense Medium Access/ Collision Avoidance*) e CSMA/CA com RTS/CTS (*Request To Send/ Clear To Send*). Já com relação às tecnologias de espalhamento espectral, quatro tipos são definidos: FHSS (*Frequency Hopping Spread Spectrum*), DSSS (*Direct Sequence Spread Spectrum*), HR-DSSS (*High Rate DSSS*) e OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*). Os valores para os parâmetros a e b calculados por Jun e Sichitiu são apresentados na Tabela 3-3.

A equação 3-1 foi obtida considerando-se um único transmissor. Devido ao esquema de equidade por meio de tempos de *backoff* definido no padrão IEEE 802.11 [24], o valor do TMT pode ser maior para o caso em que múltiplos terminais desejam transmitir, já que o tempo perdido com o *backoff* é reduzido neste caso². Assim, para o caso de múltiplos transmissores, o tempo de *backoff* não é computado no cálculo do parâmetro b , razão pela qual tal parâmetro apresenta um valor menor, conforme mostrado na Tabela 3-3. Contudo, à medida que o número de nós transmissores aumenta, o TMT diminui devido ao aumento de colisões e ao crescimento exponencial da janela de contenção (*CW – Contention Window*). O valor obtido através de (3-1) para múltiplos transmissores é um limitante superior teórico, supondo que não há colisões e que os nós não desperdiçam tempo em procedimentos de *backoff*. Assim, para cada nó transmissor da rede temos que a taxa média por nó é limitada por

$$r_{tx} \leq \frac{TMT}{n} \quad (3-2)$$

Esta expressão considera que todos os nós transmitem, em média, a uma mesma vazão, o que só pode ser garantido se uma equidade de transmissão for forçada para todos os nós.

² O tempo perdido com *backoff* é menor com múltiplos transmissores pois aqueles transmissores que não conseguem transmitir, deverão aguardar apenas o tempo que restou dos seus tempos de *backoff* originais [24].

| Esquema de acesso ao meio | Esquema de espalhamento espectral | Taxa (Mbps) | Parâmetro a | Parâmetro b para um transmissor | Parâmetro b para múltiplos transmissores |
|---------------------------|-----------------------------------|-------------|---------------|-----------------------------------|--|
| CSMA/CD | FHSS | 1 | 8.25 | 1179.5 | 804.5 |
| | | 2 | 4.125 | 1039.25 | 664.25 |
| | DSSS | 1 | 8 | 1138 | 828 |
| | | 2 | 4 | 1002 | 692 |
| | HR-DSSS | 5.5 | 1.45455 | 915.45 | 605.45 |
| | | 11 | 0.72727 | 890.73 | 580.73 |
| | OFDM | 6 | 1.33333 | 223.5 | 675 |
| | | 12 | 1.45455 | 187 | -488 |
| | | 24 | 0.72727 | 170.75 | -504.25 |
| | | 54 | 0.14815 | 159.94 | -515.06 |
| RTS/CTS | FHSS | 1 | 8.25 | 1763.5 | 1388.5 |
| | | 2 | 4.125 | 1623.25 | 1248.25 |
| | DSSS | 1 | 8 | 1814 | 1504 |
| | | 2 | 4 | 1678 | 1368 |
| | HR-DSSS | 5.5 | 1.45455 | 1591.45 | 1281.45 |
| | | 11 | 0.72727 | 1566.73 | 1256.73 |
| | OFDM | 6 | 1.33333 | 337.5 | -337.5 |
| | | 12 | 0.66667 | 273 | -402 |
| | | 24 | 0.33333 | 244.75 | -430.25 |
| | | 54 | 0.14815 | 225.94 | -449.06 |

Tabela 3-3: Parâmetros para cálculo do TMT para diferentes esquemas de acesso ao meio e de espalhamento espectral.

3.3.2 Eqüidade

A eqüidade define o quanto a capacidade total máxima da rede é igualmente dividida entre os nós transmissores. A eqüidade está diretamente ligada à capacidade da rede e à qualidade de serviço proporcionada a cada usuário, e deve ser forçada para garantir uma taxa de transmissão mínima para cada usuário. A questão da eqüidade nas redes sem fio do tipo *mesh* é vista de forma diferente em relação às redes sem fio tradicionais, devido à natureza *multihop* de transmissão. Assim, a vazão máxima que cada nó pode atingir depende da sua posição física relativa na rede, isto é, se o nó sofrerá mais interferência ou se terá de repassar mais tráfego externo.

A equidade pode ser garantida no nível de enlace (local), que é controlado na camada MAC, ou no nível de fluxo (fim-a-fim), que é controlado na camada de rede. O algoritmo de *backoff* exponencial binário (BEB – *Binary Exponential Backoff*) do padrão IEEE 802.11 visa garantir uma boa equidade na camada MAC. A equidade no sentido estrito é a equidade fim-a-fim, aquela que garante uma melhor qualidade de serviço. Esta equidade torna-se mais crítica nas redes do tipo mesh, visto que ela dependerá da posição do nó e da carga de tráfego oferecida pelos outros nós.

A equidade em redes do tipo *mesh* pode ser classificada em *horizontal* e *vertical*. A equidade horizontal é definida entre nós filhos pertencentes ao mesmo nó pai. Definindo *tier* como a distância do *gateway* medida em número de *saltos*, os nós filhos estão em um *tier* maior que o nó pai (ver Figura 3-1).

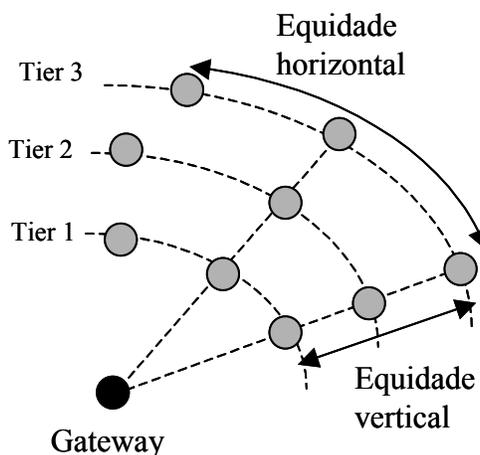


Figura 3-1: Nós filhos e pais em uma rede com múltiplos saltos

A equidade vertical é definida entre os nós localizados na mesma cadeia, mas em *tiers* diferentes. Ambas as equidades horizontal e vertical referem-se à equidade de fluxo. O padrão IEEE 802.11 garante equidade horizontal, mas não vertical. Esta já é mais difícil de ser atingida, visto que os nós próximos ao *gateway* devem transmitir mais tráfego que os seus nós filhos. Sem considerar a interferência entre as múltiplas cadeias, as redes do tipo *mesh* podem ser vistas como um conjunto de cadeias com um nó final em comum (o *gateway*). Portanto, o estudo da rede em cadeia é um bom ponto de partida para o estudo das redes do tipo *mesh*.

Através de simulações de redes com topologia em cadeia, Jun e Sichitiu [24] mostram que o padrão IEEE 802.11 com o protocolo IP na camada superior não provê uma equidade vertical. Isto ocorre devido ao fato de que os nós sofrem interferência em intensidades diferentes, causando um desperdício de banda. Assim, os nós que sofrem menos interferência injetam mais tráfego na rede que seus vizinhos possam repassar (problema de *over-injection*). Outra causa é a contenção entre fluxos de tráfego diferentes em um nó, privilegiando o tráfego local ao tráfego repassado.

Jun e Sichitiu mostram que a equidade em uma rede com topologia em cadeia só é garantida quando a carga oferecida efetiva (EOL – *Effective Offered Load*) é menor que o TMT. A EOL é definida como a soma de todas as cargas oferecidas em todos os enlaces. Por exemplo, para uma cadeia de dois nós mais um *gateway* tem-se $EOL = OL_1 + 2OL_2$, onde OL_1 é a carga oferecida pelo nó 1, mais próximo ao *gateway*, e OL_2 é carga oferecida pelo nó 2, mais afastado do *gateway*. Como a carga do nó 2 deverá ser repassado pelo nó 1, OL_2 é computado duas vezes.

3.3.3 Cálculo da capacidade

Em [24], Jun e Sichitiu apresentam uma ferramenta para o cálculo da capacidade das redes sem fio do tipo mesh baseada principalmente na análise da topologia. Vários parâmetros da topologia podem influenciar a capacidade:

- Número total de nós da rede: como todos os fluxos de dados convergem para o *gateway*, a soma da vazão por nó não deve exceder a capacidade do *gateway*.
- Interferência: os resultados analíticos podem variar consideravelmente dependendo do modelo de alcance de interferência utilizado.
- Densidade de nós e sua variação ao longo da rede
- Profundidade vertical (quantidade de *tiers*) e largura horizontal (número de nós por *tier*).
- Localização e quantidade de *gateways*: este parâmetro está relacionado com a escalabilidade da rede.

O raio de interferência determina o grau de interferência dentro do fluxo (uma cadeia de nós), que por sua vez, determina o fator de utilização do canal de uma dada cadeia. O fator de utilização da cadeia μ é definido como a razão entre o número máximo de enlaces ativos em um dado instante e o número total de enlaces, isto é,

$$\begin{aligned} \mu &= \frac{1}{R_{\text{int}_f} + 2}, \text{ para } D \geq R_{\text{int}_f} + 2 \\ \mu &= \frac{1}{D}, \text{ para } D < R_{\text{int}_f} + 2 \end{aligned} \quad (3-3)$$

onde R_{int_f} é o raio de interferência em número de saltos, e D é o comprimento da cadeia, também em número de saltos. Para o caso ideal, em que o raio de transmissão é igual ao raio de interferência, $\mu = 1/3$, mas na prática, $\mu = 1/4$ é um valor típico. Para uma rede em cadeia, com apenas uma fonte de tráfego no seu extremo, sua capacidade é $\mu \times TMT$.

Jun e Sichitiu apresentam os conceitos de meio virtual (VM – *Virtual Medium*) e meio virtual limitante (BVM – *Bottleneck Virtual Medium*). O VM é definido como um meio lógico compartilhado por múltiplos nós em contenção. É o conjunto composto por um enlace transmissor e os enlaces que devem permanecer em espera para que este enlace possa transmitir. Uma rede sem fio do tipo *mesh* possui vários VMs. Aquele de maior carga efetiva oferecida, (EOL), será considerado o meio virtual limitante (BVM). Assim,

$$EOL(VM_j) = \sum_{i=1}^{m(VM_j)} r_i(VM_j) \quad (3-4)$$

onde $EOL(VM_j)$ é a carga efetiva oferecida do j -ésimo meio virtual, $r_i(VM_j)$ é a taxa de transmissão média do i -ésimo nó pertencente ao j -ésimo VM, e $m(VM_j)$ é número total de fluxos de tráfego do j -ésimo VM. Para que a vazão seja igual à carga oferecida, deve-se ter

$$EOL(VM_j) \leq TMT \quad \forall j \quad (3-5)$$

$$EOL(BVM) \geq EOL(VM_j) \quad \forall j \quad (3-6)$$

$$r_{tx} \leq \frac{TMT}{m(BVM)} \quad (3-7)$$

onde r_{tx} é a vazão alcançável por nó, e $m(BVM)$ é o número de fluxos do meio virtual limitante. O BVM é facilmente identificável em uma rede sem fio do tipo *mesh*. Normalmente é o VM relacionado ao enlace mais próximo ao *gateway*, que deve escoar maior tráfego. Assim, $m(BVM)$ é dado por

$$m(BVM) = \sum_{i=1}^{n_{BVM}} k_i \quad (3-8)$$

onde n_{BVM} é o número de nós no BVM e k_i é o coeficiente que representa a intensidade de tráfego que cada i -ésimo nó deve transmitir.

A partir das equações (3-4), (3-5), (3-6), (3-7) e (3-8), Jun e Sichitiu derivam fórmulas específicas para cálculos da capacidade nas topologias de cadeia, malha, arbitrária e concêntrica.

Topologia em malha

Na topologia em malha, tem-se um *gateway* localizado no centro da malha com os nós ao seu redor seguindo as leis:

$$\begin{aligned} n_{tier}(d) &= 4d \\ n(D) &= 2D(D-1) \end{aligned} \quad (3-9)$$

onde n_{tier} é o número de nó em um *tier*, d é a distância do *tier* para o *gateway* em número de saltos, n é o número total de nós e D é o raio da rede em número de saltos.

Os autores apresentam expressões para o cálculo da taxa de transmissão por nó r , que variam de acordo com a utilização de cadeia μ e com o raio da rede D . Por exemplo, para $\mu = 1/4$ e $D > 3$, tem-se

$$r \leq \frac{4TMT}{55D(D+1) - 212} \quad (3-10)$$

Topologia arbitrária

Já para uma topologia arbitrária, os autores mostram que

$$m(BVM) = \sum_i 2(C_i + 1) \quad (3-11)$$

onde C_i é número de nós filhos do i -ésimo nó com $i \in BVM$. O termo $C_i + 1$ representa a quantidade total de tráfego gerado em cada nó: a quantidade C_i se refere ao tráfego externo e um é adicionado para incluir o tráfego originado no nó i . Assim, tem-se que

$$r \leq \frac{TMT}{\sum_i 2(C_i + 1)} \quad (3-12)$$

Utilizando as equações (3-5), (3-6), (3-7) e (3-11), os autores apresentam um algoritmo para cálculo da capacidade em redes arbitrárias.

Topologia concêntrica

Na topologia concêntrica, como na malha, o *gateway* se localiza no centro e os nós estão dispostos em círculos concêntricos seguindo as leis

$$\begin{aligned} n_{tier}(d) &= aq^{d-1} \\ n(D) &= \frac{a(q^D - 1)}{q - 1} \end{aligned} \quad (3-13)$$

onde a é o número de nós no primeiro *tier* e q é a taxa de crescimento da rede, isto é, o número de nós filhos para cada nó pai. O parâmetro q indica a variação da densidade de nós da rede. Se $q < 1$, a rede é de centro denso, isto é, quanto maior a distância do *gateway*, menor o número de nós por *tier*. Já para $q > 1$, a rede é de centro esparsa, isto é, quanto maior a distância do *gateway*, maior o número de nós por *tier*. Os autores apresentam fórmulas para o cálculo da taxa de transmissão por nó r , que variam com a utilização de cadeia μ . Por exemplo, para $\mu = 1/3$, tem-se que:

$$r \leq \frac{TMT(q-1)}{2[(2a+1)q^D - q^2 - a(q+1)]} \quad (3-14)$$

Posicionamento do *gateway*

A análise das redes de topologia concêntrica é também utilizada pelos autores para apresentar o problema de posicionamento do *gateway*. Em situações típicas, as redes reais podem ser consideradas como conjuntos de várias redes concêntricas de centro denso e esparso. Com um número limitado de *gateways*, a questão é determinar quais os melhores centros de rede para posicioná-los.

Analisando a equação (3-14), nota-se que a taxa de transmissão por nó decai segundo a proporção $1/q^{D-1}$, indicando que a taxa de transmissão por nó será maior para redes de centro denso ($q < 1$) que para redes de centro esparso ($q > 1$). Portanto, para atingir uma maior capacidade da rede, o posicionamento do *gateway* em centros densos é a melhor opção. Isso mostra o impacto do tráfego repassado na capacidade da rede. Segundo Jun e Sichitiu, um pacote pertencente a um nó a dez saltos do *gateway* é equivalente a dez pacotes pertencentes aos nós próximos ao *gateway*.

Capítulo 4

Extensão da Estimação da Capacidade das Redes Sem Fio do tipo *Mesh*

4.1 Modelos de simulação

Os modelos de simulação empregados na análise deste capítulo têm como ponto de partida os modelos usados nos trabalhos de Jun e Sichitiu [22, 23, 24, 28], com a inclusão de diversas novas características. É importante ressaltar que um dos pontos que divergem substancialmente do trabalho de Jun e Sichitiu é a inclusão de diversos tipos de tráfego (em Jun e Sichitiu apenas tráfego do tipo CBR foi utilizado), topologias, frequências de propagação e outros. As simulações foram implementadas no programa NS-2 (*Network Simulator – 2*). O modelo aqui utilizado contempla as seguintes características básicas:

- Camada MAC:
 - Protocolo: IEEE 802.11b com RTS/CTS
 - Taxa de transmissão nominal: 11 Mbps
 - Janela de contenção (CW): mínima de 63 e máxima de 1023 bytes
 - Duração do *slot* de tempo: 20 μ s
 - Intervalo SIFS do protocolo IEEE 802.11: 10 μ s
 - Intervalo DIFS do protocolo IEEE 802.11: 50 μ s

- Taxa de transmissão básica (para sinais de controle): 1 Mbps
- Camada física:
 - Espalhamento espectral : HR-DSSS
 - Modelo de propagação: Dois raios
 - Potência de transmissão: 0,2818W
 - Expoente de perda de percurso: 2
 - Sensibilidade do receptor: $3,652 \times 10^{-10} \text{W}$
 - Altura das antenas: 1,5m
 - Distância entre terminais: 100m
- Protocolo de roteamento: DSR
- Tamanho da fila do receptor: 20 pacotes
- Tamanho do pacote: 1500 bytes

Foram desenvolvidos três modelos de tráfego para este cenário básico:

- Tráfego de taxa constante (CBR – *Constant Bit Rate*) – utilizado com o intuito de simular um tráfego de voz ou *streaming*. O fluxo de dados se dá dos nós em direção ao *gateway*. Como já ressaltado, este tipo de tráfego é o único utilizado por Jun e Sichitiu em seus trabalhos.
- Tráfego de transferência de arquivos (FTP – *File Transfer Protocol*) – utilizado com o intuito de simular um tráfego Internet de protocolo FTP. O fluxo de dados ocorre da *gateway* em direção aos nós, correspondendo à transferência de arquivos de uma servidora para clientes.
- Tráfego de WWW (*World Wide Web*) – utilizado com o intuito de simular um tráfego Internet de protocolo HTTP. O fluxo de dados se dá na direção da *gateway* para os nós, correspondendo à transferência de arquivo de páginas da Web.

Além disso, os modelos utilizam três frequências de propagação: 400 MHz, 900 MHz e 2,4 GHz. Os raios de transmissão e interferência são dependentes da frequência. Para as frequências de 400

MHz, 900 MHz e 2,4 GHz, o raio de transmissão é de 550 m, 420 m e 140 m, respectivamente. A sensibilidade de interferência, usada no protocolo CSMA/CA, foi ajustada tal que o raio de interferência seja o dobro do raio de transmissão.

A partir deste modelo inicial, foram implementadas as seguintes topologias de rede:

- Cadeia com 11 nós (10 clientes e um *gateway*) – Os nós estão dispostos em linha reta, igualmente espaçados de 100 m, como mostra a Figura 4-1.

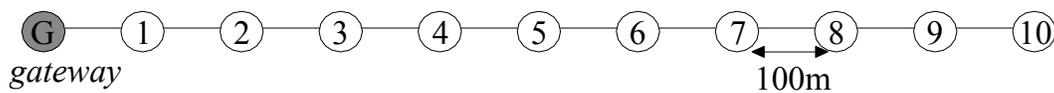


Figura 4-1. Topologia em cadeia com 10 nós e um *gateway*.

- Malha ou grade com 25 nós (24 usuários e um *gateway*) – Os nós estão dispostos em um quadrado de 400m por 400m, com o *gateway* no nó central da rede, como mostra a Figura 4-2.

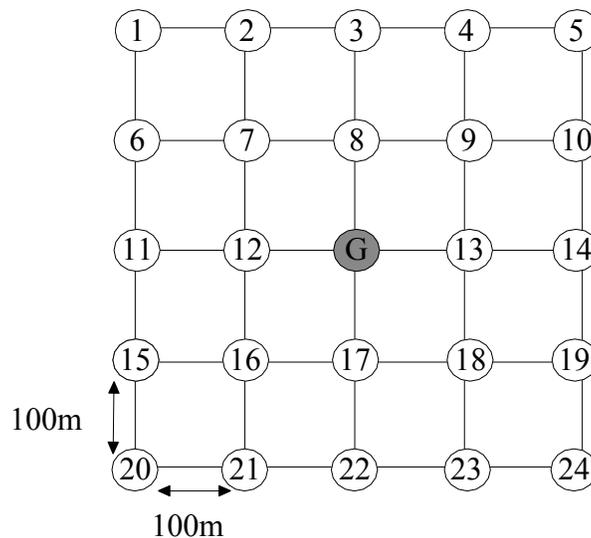


Figura 4-2. Topologia em grade com 24 nós e um *gateway*.

4.2 Resultados de simulação

A partir dos dados do modelo de simulação proposto, o valor do TMT pode ser calculado. Neste caso, utilizando (3-1) e a Tabela 3-3, o TMT tem valor igual a 5,11 Mbps. Este é o valor máximo

teórico da taxa que deverá ser compartilhada por todos os nós. A seguir, os três tipos de tráfego (CBR, FTP e WWW) serão investigados nos dois tipos de topologias (cadeia e malha).

4.2.1 Tráfego CBR

Neste caso, foram analisados vazão, atraso e perda de pacotes. Deve-se notar que, para este tipo de tráfego, todos os terminais geram pacotes endereçados à *gateway*.

Vazão

Para analisar o comportamento da vazão perante o aumento do tráfego gerado por cada nó (carga oferecida), foram executadas simulações variando-se a topologia e a frequência. Foram feitas cinco realizações para cada cenário, cada uma com um tempo de 300s simulado, com a carga oferecida por terminal partindo de 10kbps, e incremento de 10kbps.

A Figura 4-3 mostra a variação da vazão com o aumento da carga oferecida por terminal para a topologia em cadeia com frequência de 400MHz. Os resultados mostrados são para vazão máxima, relativa ao nó mais próximo do *gateway*, vazão mínima, relativa ao nó mais distante do *gateway*, e vazão média entre todos os nós. A Figura 4-4 mostra as mesmas curvas para a topologia em cadeia, agora para frequência 2,4GHz. Para as duas figuras se apresentam os resultados médios entre as cinco realizações (pontos nos gráfico), juntamente com uma curva ajustada (linhas contínuas) para melhor visualização da tendência.

Analisando a Figura 4-3, nota-se que para valores de carga oferecida inferiores a 250 kbps, todos os terminais possuem a mesma vazão, igual à carga oferecida, indicando que a rede opera com equidade. A partir deste ponto, não existe mais equidade para a rede, o que acarreta em um aumento da contenção para os nós mais distantes do *gateway* e esgotando os *buffers* dos nós mais próximos. À medida que a carga aumenta, a vazão para os nós mais distantes diminui ainda mais, e a vazão para os nós mais próximos aumenta, mantendo assim uma vazão média praticamente constante. O enlace mais

próximo do *gateway* esgota toda a capacidade, visto que ele deve repassar mais tráfego. Os resultados para a frequência 900 MHz são próximos daqueles para 400 MHz e, por isso, o gráfico correspondente foi omitido.

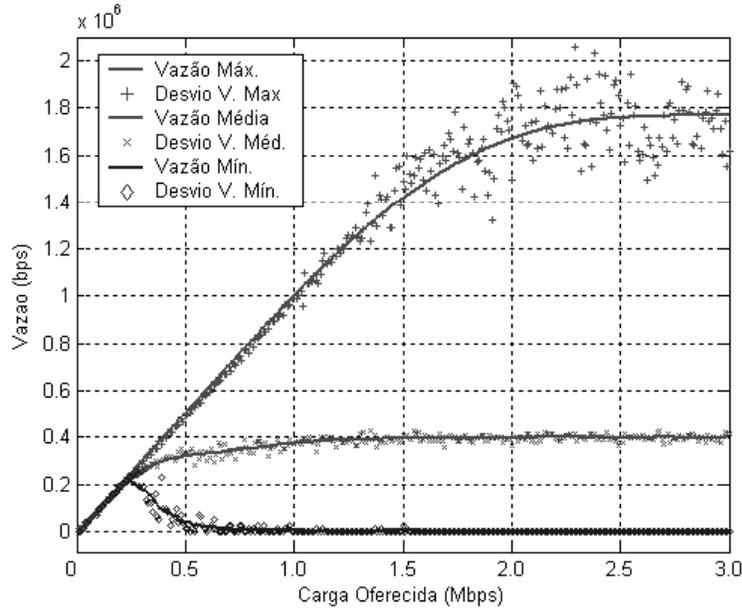


Figura 4-3: Variação da vazão com relação à carga oferecida para uma rede em cadeia com frequência de 400MHz.

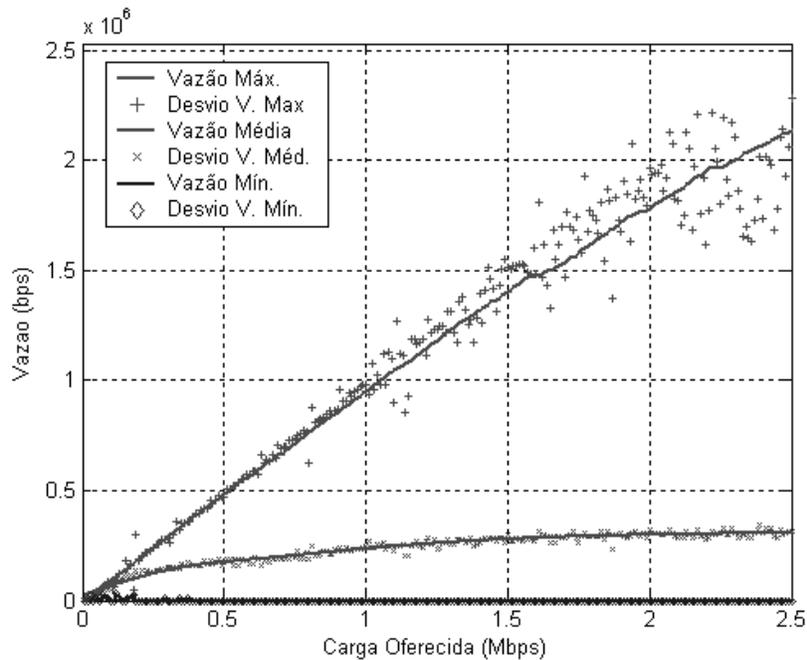


Figura 4-4: Variação da vazão com relação à carga oferecida para uma rede em cadeia com frequência de 2,4GHz.

Com o aumento da frequência de propagação de 400 MHz para 2,4 GHz, observa-se uma vazão máxima final ainda maior, mas com uma vazão mínima menor (próxima de zero), causando um decréscimo na vazão média máxima (para carga oferecida de 2,5 Mbps). Como se sabe, o alcance de um sinal diminui com o aumento da frequência de transmissão. Assim, o aumento da frequência melhora na qualidade do sinal recebido, devido à diminuição do nível de interferência recebido, aumentando assim a vazão dos enlaces mais próximos do *gateway*. Observa-se também uma redução no valor de carga oferecida em que ocorre a perda de equidade, à medida que a frequência aumenta. Estes valores passaram de 250 kbps para 191kbps, e para 48kbps, quando a frequência passa de 400 MHz para 900MHz, e para 2,4GHz, respectivamente. Uma síntese da variação das vazões com relação à frequência é mostrada na Figura 4-5, onde a vazão equilíbrio é definida como a vazão máxima antes da perda de equidade. As vazões máxima, média e mínima correspondem ao valor máximo de tráfego oferecido.

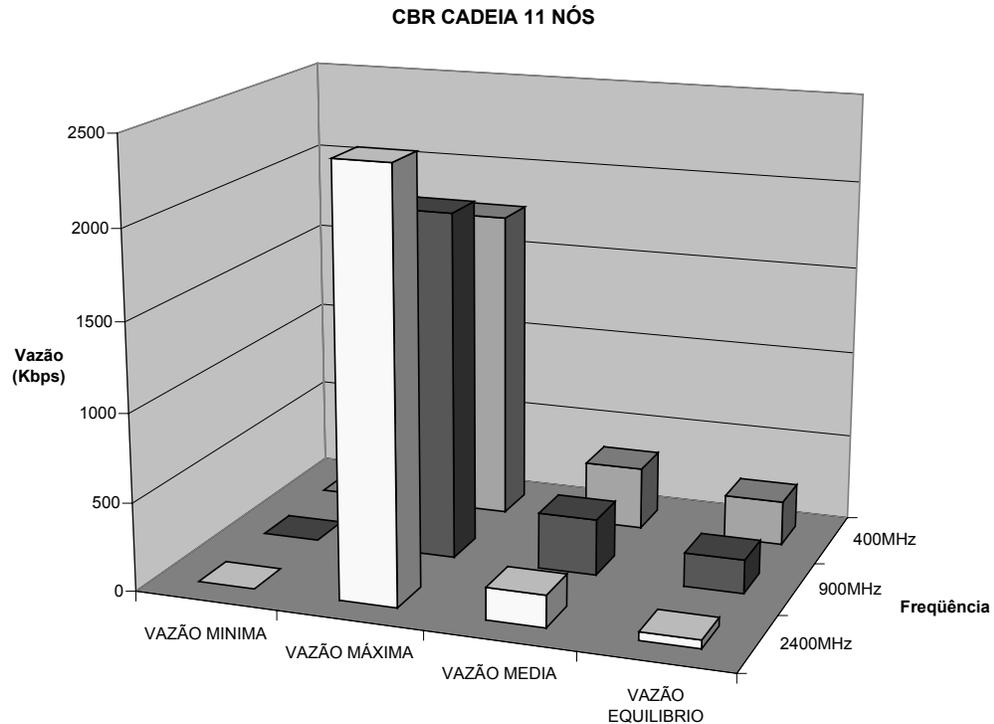


Figura 4-5: Vazões para diferentes frequências em uma rede com topologia de cadeia.

As Figuras 4-6 e 4-7 apresentam a evolução da vazão dos nós mais próximos, mais distantes, e a vazão média da rede, em relação ao aumento da carga para redes com topologia em malha utilizando frequências de propagação de 400MHz e 2,4GHz, respectivamente. Os resultados para a frequência 900MHz foram novamente omitidos, devido a semelhança com os resultados para 400 MHz.

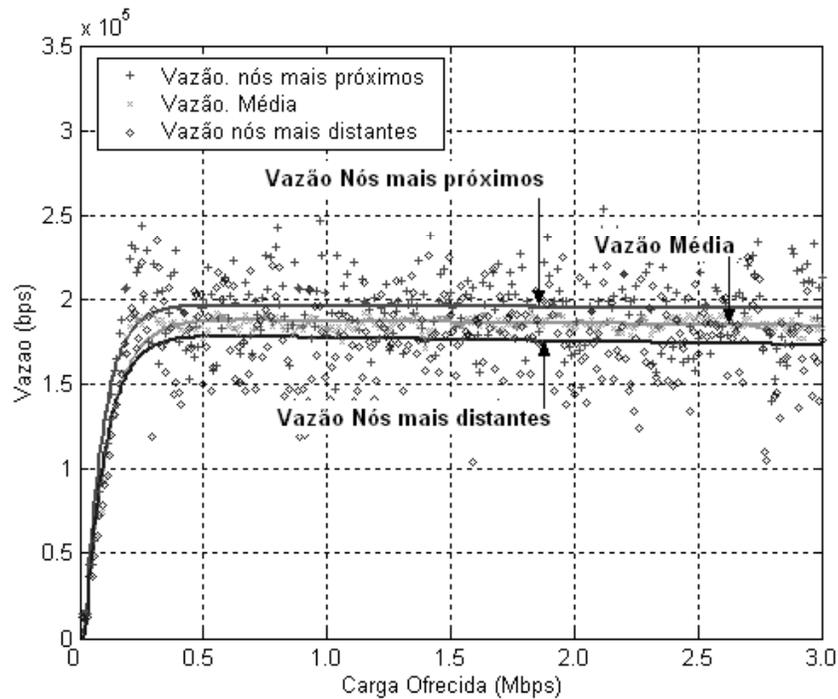


Figura 4-6: Variação da vazão com relação à carga oferecida para uma rede em malha com frequência de 400MHz.

Nota-se que para a frequência 400MHz (e também para 900MHz, não mostrado aqui) não há muita discrepância entre as vazões máxima, mínima e média. Isso ocorre uma vez que o raio de interferência para estes dois casos é grande em relação às dimensões da rede. Assim, uma boa parte dos nós sofre interferência quando qualquer nó deseja transmitir, colocando grande parte dos nós em contenção. Já para a frequência de 2,4GHz, o comportamento é bem parecido com aquele obtido nas Figuras 4-3 e 4-4 (mas com valores menores para as vazões máxima, média e mínima). Isto se deve ao fato de que para frequência de 2,4 GHz, o raio de interferência é bem menor que as dimensões da rede, fazendo com que não haja uma única área de contenção.

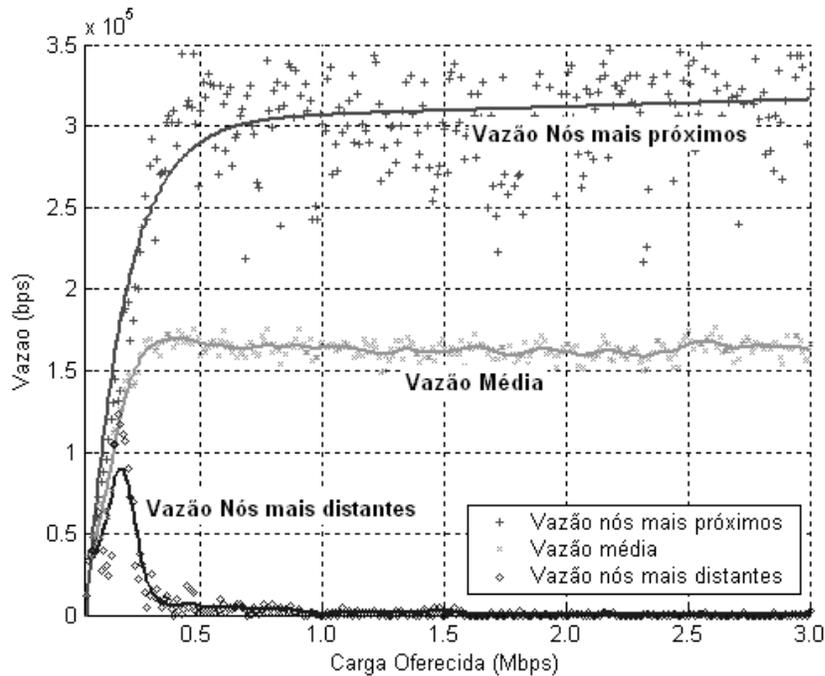


Figura 4-7: Variação da vazão com relação à carga oferecida para uma rede em malha com frequência de 2400MHz.

Assim, terminais mais próximos da *gateway* são beneficiados, pois seus pacotes enfrentarão menor contenção para chegar até seus destinos (a *gateway*). Um resumo da variação das vazões com relação à frequência é mostrado na Figura 4-8. As vazões máxima, média e mínima correspondem ao valor máximo de tráfego oferecido.

Atraso

O atraso de transmissão de um pacote desde o seu nó fonte até o seu nó destino é um fator de grande importância para a garantia da qualidade de serviço, principalmente em serviços como *voz* e *streaming*. Em redes ad hoc com múltiplos saltos, o atraso é uma questão crítica, visto que a entrega de um pacote ao seu nó destino dependerá do encaminhamento do pacote pelos nós intermediários e, por conseguinte, da quantidade de tráfego gerado na rede.

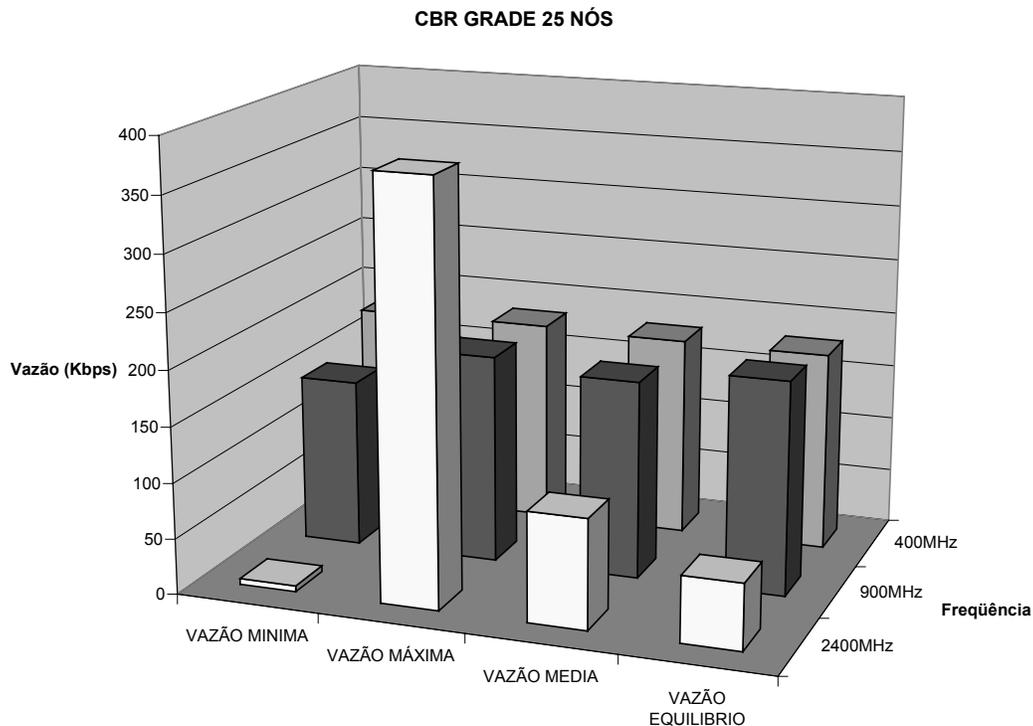


Figura 4-8: Vazões para diferentes frequências em uma rede com topologia de malha.

Para a análise do atraso na rede, foram feitas simulações no mesmo formato daquelas feitas para a análise da vazão. Inicialmente foram feitas simulações para um intervalo de tempo de 300s, com a carga oferecida partindo de 10 kbps e com incrementos de 100 kbps, para as diferentes topologias e frequências. Em todos os casos, foi observado um rápido aumento no atraso para valores de carga oferecida maiores que o ponto de perda de equidade (vazão de equilíbrio), atingindo valores inadequados para aplicações em tempo real. Em virtude deste fato, decidiu-se concentrar a análise do atraso para o caso em que o valor observado é aceitável em aplicações em tempo real. Assim, as simulações foram refeitas com uma resolução maior (10 kbps) e até uma carga oferecida máxima de 300 kbps, permitindo assim uma melhor observação do comportamento do atraso na região de interesse. O atraso é calculado como a média do tempo entre o momento de geração até o instante que o pacote chega à *gateway*. O valor do atraso é calculado por nó, como no caso da vazão.

A Figura 4-9 mostra os atrasos máximo, médio e mínimo em função do aumento da carga

oferecida por terminal para 400 MHz.

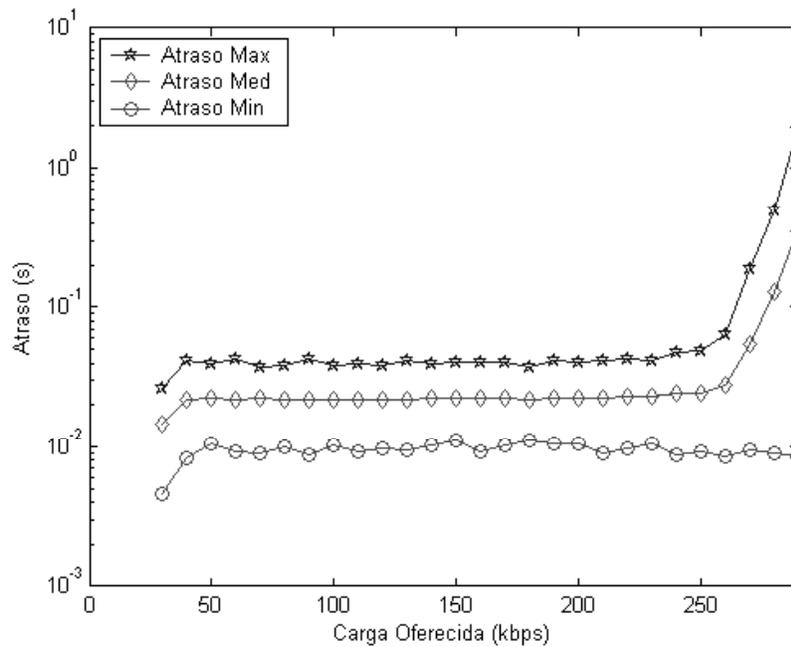


Figura 4-9: Atraso em função da carga oferecida para uma rede em cadeia com frequência de 400MHz.

A Figura 4-10 apresenta os resultados para a frequência 2,4 GHz. Os resultados para 900 MHz são bastante próximos daqueles para 400 MHz e, por isso, foram omitidos.

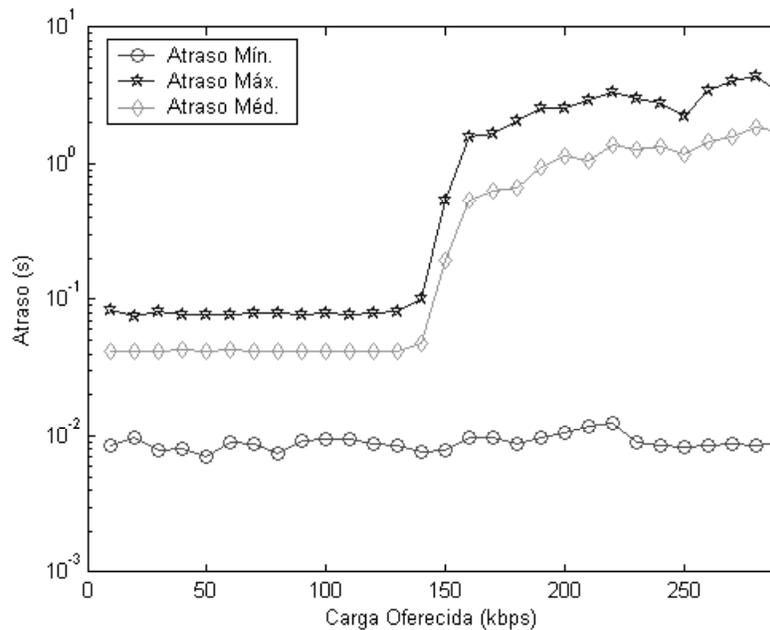


Figura 4-10: Atraso em função da carga oferecida para uma rede em cadeia com frequência de 2400MHz.

Nota-se uma região de estabilidade do atraso para cargas menores que a vazão de equilíbrio (250 kbps e 140 kbps para 900 MHz e 2,4 GHz, respectivamente). A partir de então, os valores máximo e médio do atraso começam a crescer rapidamente. Observa-se também que, para vazão menor que a de equilíbrio, os atrasos máximo e médio aumentam com o aumento da frequência, uma vez que um maior número de saltos é necessário.

Os resultados para a topologia em malha são mostradas nas Figuras 4-11 e 4-12, para as frequências 400 MHz e 2,4 GHz, respectivamente. Da mesma forma que em cadeia, o atraso mantendo-se estável até a perda da equidade. Para o caso de 400 MHz, não são observadas diferenças consideráveis entre os atrasos máximo e mínimo para vazões menores que a de equilíbrio, em virtude de o raio de interferência ser maior que as dimensões da rede. Para a frequência 2,4GHz, a maior diferença entre os atrasos mínimo e máximo indica uma perda da equidade e um grau de qualidade de serviço diferente para cada nó, mesmo para baixas taxas.

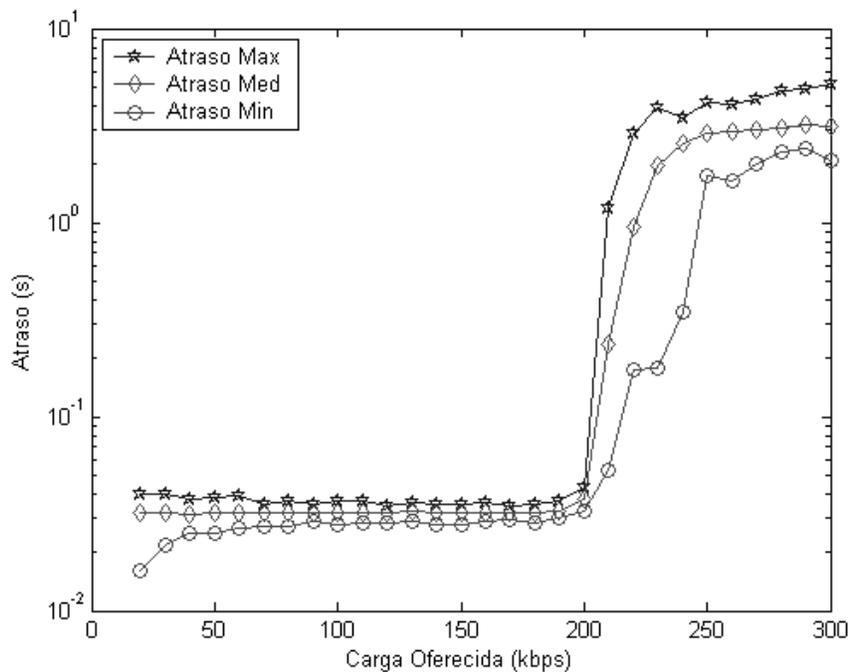


Figura 4-11: Atraso em função da carga oferecida para uma rede em malha com frequência de 400MHz.

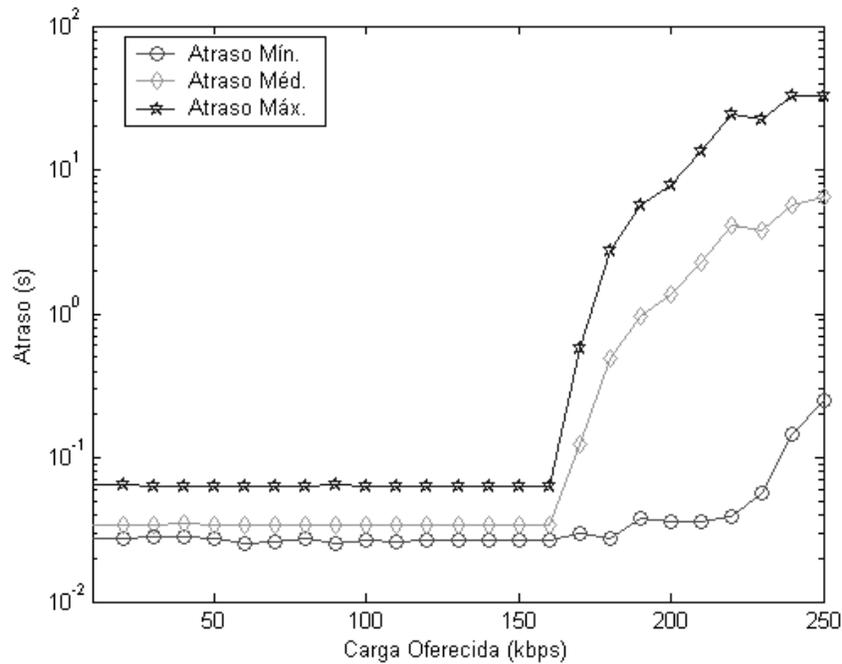


Figura 4-12: Atraso em função da carga oferecida para uma rede em malha com frequência de 2,4GHz.

Perdas de pacotes

Outro fator determinante na qualidade de serviço e no desempenho de uma rede é a porcentagem de perdas de pacotes. Quanto maior for esta perda, maior o número de retransmissões, degradando a capacidade e gerando mais atrasos na rede.

Para a análise da porcentagem de pacotes perdidos na rede, foram feitas simulações com o mesmo formato daquelas para a análise do atraso para o tráfego CBR, ou seja, restritas a faixa de carga oferecida na qual a perda de pacote é aceitável. As simulações foram feitas para um tempo de 300s com a carga oferecida até 300kbps, com passos de 10kbps, para as diferentes topologias e frequências.

A Figura 4-13 mostra a porcentagem média de pacotes perdidos para a topologia em cadeia para as frequências de 400MHz, 900MHz e 2,4GHz.

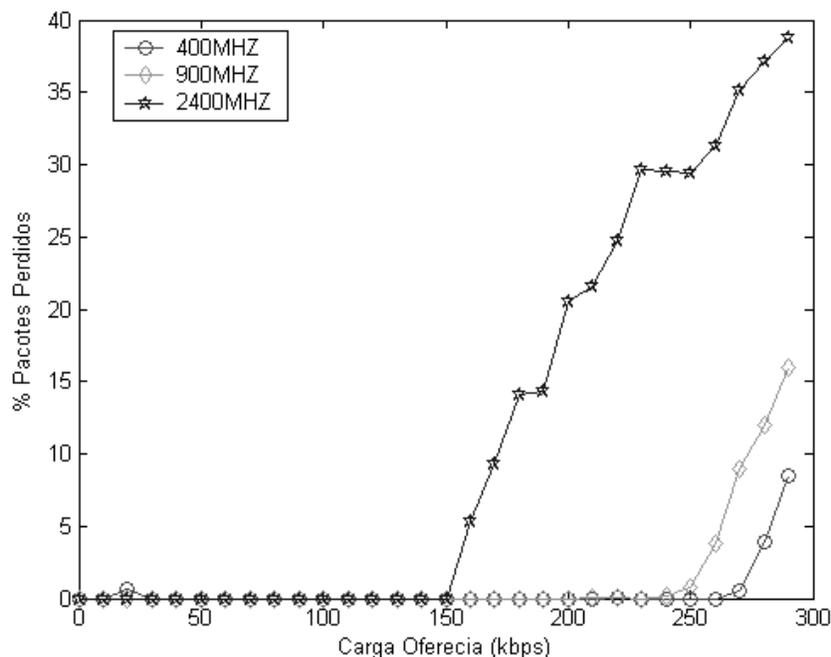


Figura 4-13: Porcentagem média de perda de pacotes em função da carga oferecida para a rede em cadeia com frequências de 400MHz, 900MHz e 2,4GHz.

O comportamento já apresentado para o atraso se repete para a perda de pacotes. A rede operando na frequência de 400MHz apresenta um melhor desempenho por ter um ponto de perda de equidade maior. A partir deste ponto, a perda de pacotes aumenta rapidamente. O mesmo acontece para a topologia em malha, cujos resultados são mostrados na Figura 4-14. Observa-se que os pontos de equidade para as diferentes frequências são próximos, especialmente os para as frequências 400 MHz e 900 MHz.

4.2.2 Tráfego FTP

O tráfego FTP foi simulado para as duas topologias e três frequências no sentido do *gateway* para os nós, ressaltando que todos os nós são destino de pacotes transferidos do *gateway*. Foi utilizada uma variável aleatória exponencial para controlar o início das transmissões, de distribuição uniforme entre 0 e cinco segundos. As simulações foram feitas para duração de 50 segundos.

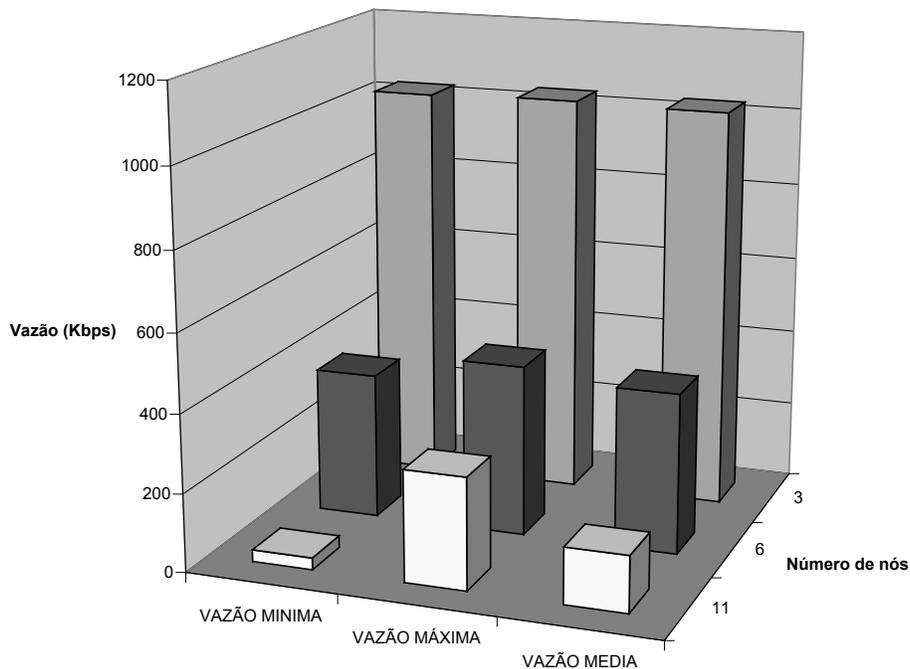


Figura 4-15: Vazões do tráfego FTP em função dos diferentes tamanhos da cadeia para a frequência de 400MHz.

Para a frequência de 2,4 GHz, não há equidade nem para a rede de três nós, onde a vazão média é de 859,8 kbps, como mostra a Figura 4-16. Ao aumentar o número de nós para seis, a vazão média cai para 258,2 kbps, e depois para 120,7 kbps, quando se tem 11 nós.

Na configuração de malha com 25 terminais, ocorre o mesmo fenômeno observado para o tráfego CBR, como mostra a Figura 4-17. Para a frequência de 400MHz, temos todos nós com vazões similares devido ao raio de interferência ser maior que as dimensões da rede. Porém, já na frequência de 900MHz, começam a aparecer sinais de perda de equidade. O aumento da frequência para 2,4GHz acarreta uma diminuição dos raios de interferência e de transmissão, provocando o aparecimento de áreas de contenção, e conseqüentemente perda de equidade e diminuição da vazão dos nós.

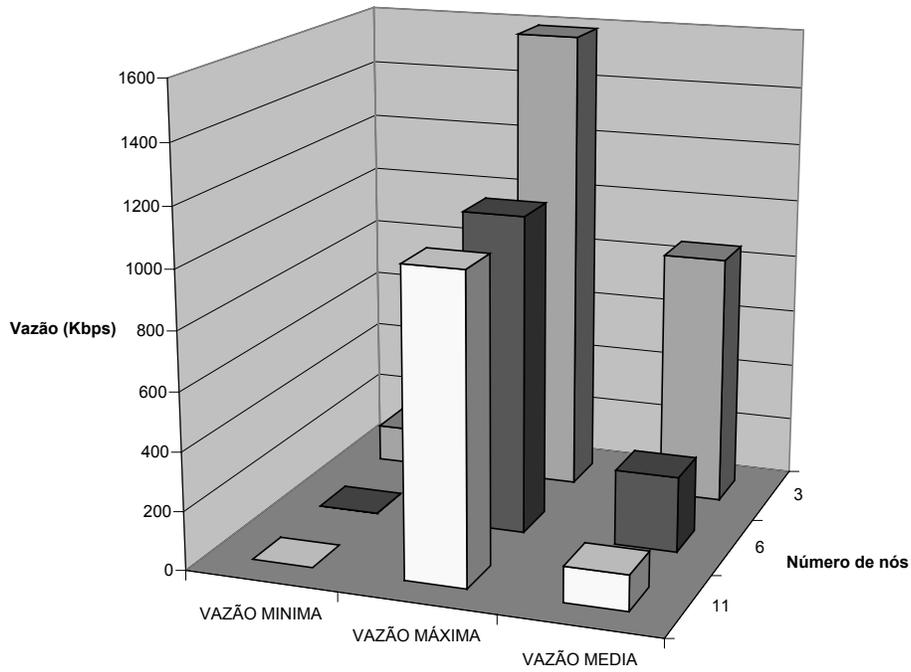


Figura 4-16: Vazões do tráfego FTP em função dos diferentes tamanhos da cadeia para a frequência de 2,4GHz.

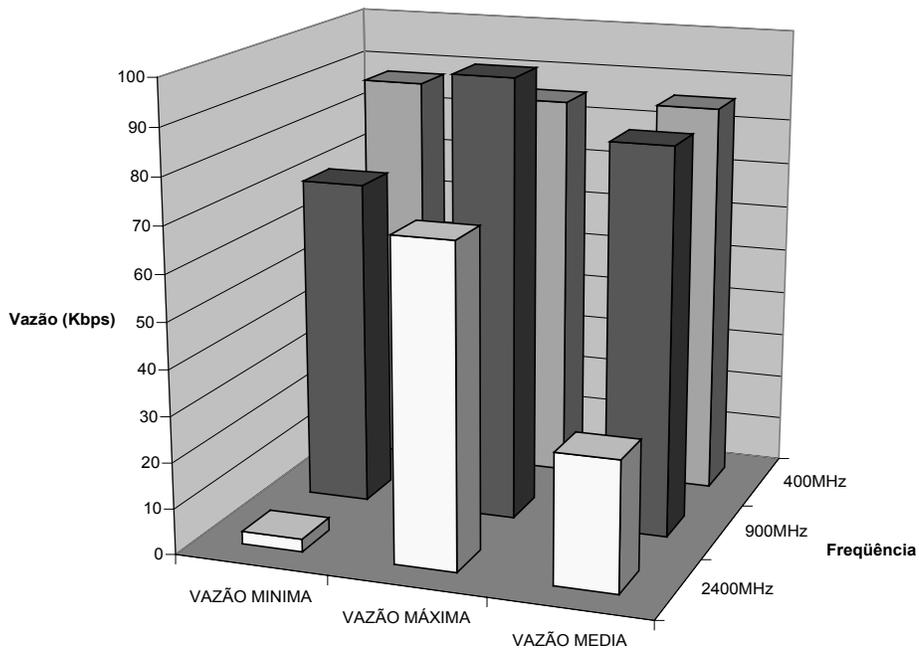


Figura 4-17: Vazões média, máxima e mínima para tráfego FTP, em função da frequência para uma rede em malha.

4.2.3 Tráfego WWW

O tráfego WWW foi simulado para as duas topologias e três frequências no sentido do *gateway* para os nós. As simulações têm duração de 50 segundos, e os arquivos correspondentes às páginas http têm tamanhos constantes iguais a 1024 bits. A duração média de leitura de cada página e o intervalo de requisição das páginas são definidos por variáveis exponenciais de média igual a cinco segundos. O sistema é composto por um servidor, um *cache* e os clientes.

Para a simulação do protocolo HTTP no NS-2, é necessária a utilização de pelo menos um servidor, um nó funcionando como *cache* e um ou mais clientes. Então, para uma cadeia de 11 nós, tem-se um servidor, um *cache* e nove clientes, tendo sido selecionado o nó 10 com o gateway e o nó 11 como o nó *cache*.

A Figura 4-18 apresenta os valores da vazão média por nó para as duas topologias e para as três frequências.

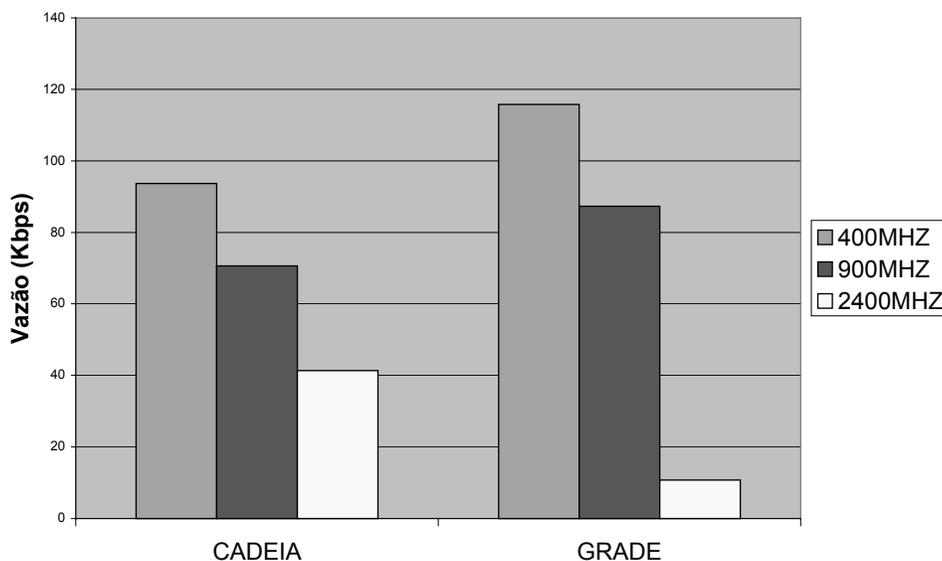


Figura 4-18: Vazões médias para o tráfego WWW.

A diminuição do raio de transmissão com o aumento da frequência, acentuada na frequência de 2,4GHz, implica em possível perda de conectividade e conseqüente diminuição na vazão média. Esta perda na vazão com o aumento da frequência é mais acentuada na topologia em malha. Nas frequências

de 400MHz e 900MHz para a topologia em malha, a conexão com os nós de *cache* e servidor podem ser feitas diretamente, sem necessidade do repasse de pacotes, garantindo uma taxa média por nó mais alta que na rede em cadeia.

4.3 Conclusões

A análise da capacidade das redes ad hoc através de simulações computacionais apresentada nesse capítulo possibilitou um entendimento do seu comportamento perante a variação de determinados parâmetros como topologia, frequência de propagação e intensidade e tipo de tráfego.

Comprovou-se a equidade de transmissão para todos os nós da rede para um tráfego gerado por nó abaixo de um determinado limiar, chamado de vazão de equilíbrio. A partir deste limiar, os nós mais próximos do *gateway* vão esgotando toda a capacidade à medida que a carga oferecida por nó aumenta. Com o aumento da frequência, a tendência é a diminuição do valor deste limiar.

Ao analisar alguns quesitos de qualidade de serviço, como atraso e perdas de pacotes, observou-se que estes só estão realmente garantidos para um tráfego por nó menor que o ponto de perda de equidade. Acima dele, a qualidade só será garantida para os nós próximos ao *gateway*.

Capítulo 5

Capacidade das Redes Sem Fio do Tipo Mesh em Ambientes com Desvanecimento

O objetivo deste capítulo é avaliar como os mecanismos de propagação em ambientes com desvanecimento afetam o desempenho das redes sem fio do tipo *mesh*. Na primeira parte deste capítulo será feita uma breve revisão aos modelos de propagação, começando pelos modelos mais simples, como espaço livre e terreno plano, e chegando a modelos estatísticos nos quais se tem em conta o desvanecimento. Em seguida são mostrados os resultados de análise da capacidade das redes sem fio do tipo *mesh* em ambientes com desvanecimento.

5.1 Revisão dos Modelos de Propagação

5.1.1 Espaço Livre

É a situação básica da propagação, que se caracteriza pela inexistência de obstruções entre o transmissor e o receptor. A propagação em espaço livre é uma situação bastante particular, mas serve como base para o desenvolvimento de expressões mais completas que caracterizam melhor a propagação em diferentes ambientes.

A atenuação na propagação em espaço livre é determinada pela relação entre a potência recebida e a potência transmitida, dada pela fórmula de Friis:

$$\frac{P_r}{P_t} = \left(\frac{\lambda}{4\pi d} \right)^2 G_t G_r \quad (5-1)$$

onde G_t e G_r são os ganhos das antenas transmissora e receptora, d é a distância entre o transmissor e o receptor e λ é o comprimento de onda. Em decibéis, a equação (5-1) é equivalente a:

$$L_{fs} [dB] = 92.44 + 20 \log(d[km]) + 20 \log(f[GHz]) - G_t[dBi] - G_r[dBi] \quad (5-2)$$

onde os ganhos das antenas são dados em relação ao ganho da antena isotrópica (unitário).

5.1.2 Perdas de percurso em terra plana

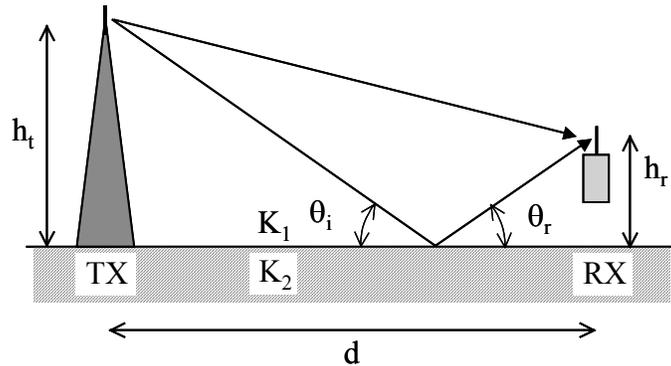


Figura 5-1 Reflexão sobre Terra Plana

Um modelo um pouco mais completo é o modelo de reflexão em terra plana. Segundo este modelo, chegam três ondas ao receptor (ver Figura 5-1): onda do raio direto, onda do raio refletido na Terra Plana e a onda de superfície. A relação entre a potência recebida e transmitida é:

$$\frac{P_r}{P_t} \cong \left(\frac{\lambda}{4\pi d} \right)^2 G_t G_r \left| 1 + \rho e^{j\Delta\varphi} + (1 - \rho) F(w) e^{j\Delta\varphi} \right|^2 \quad (5-3)$$

O primeiro termo da expressão acima é referente ao raio direto, correspondendo à fórmula de Friis. O segundo termo é referente ao sinal refletido no terreno plano (dado também pela expressão de Friis, mas com uma defasagem $\Delta\varphi$). O coeficiente de reflexão ρ é dependente do ângulo de incidência θ_i e da relação entre os índices de refração do ar e do solo K_1 e K_2 , respectivamente. O terceiro termo

representa a onda de superfície. A função $F(w)$ representa a atenuação da onda de superfície. Essa função diminui de intensidade com o aumento da frequência e com o afastamento entre o transmissor e receptor. Na faixa de frequências de interesse neste capítulo (400MHz – 2400MHz) e para os ângulos de incidência pequenos ($\theta_i < 1^\circ$), o efeito da onda de superfície pode ser desprezado. A defasagem da onda refletida depende das alturas das antenas, da distância e da frequência de transmissão, segundo a expressão $\Delta\varphi \cong \frac{4\pi h_t h_r}{\lambda d}$. Assim, para ângulos de incidência pequenos e frequências altas, a potência recebida na propagação em Terra Plana pode ser aproximada para ([32]):

$$P_r \cong P_t G_t G_r \left(\frac{h_t h_r}{d^2} \right)^2, [W] \quad (5-4)$$

Demonstra-se que a distância d entre transmissor e receptor a partir da qual é válida a aplicação de

$$(5-4) \text{ é } d = \frac{4h_t h_r}{\lambda}.$$

O que é interessante de se observar na expressão de atenuação em Terra Plana é a sua independência com a frequência, e a dependência com a distância através do expoente $\alpha = 4$, em contraste com a dependência através de um expoente $\alpha = 2$ para a propagação em espaço livre.

A análise da reflexão em Terra Plana mostrada acima considera a superfície refletora (solo) como sendo lisa. Caso isso não seja verdade, a onda refletida não possuirá direção única, provocando espalhamento da energia incidente em várias direções, causado pela irregularidade da superfície refletora.

5.1.3 Perdas por difração

Uma onda de radio transmitida pode ser interceptada por obstáculos como montanhas, prédios, árvores e outros [32], de forma que o sinal é recebido como um raio difratado. Existem vários modelos teóricos para as perdas por difração, sendo o do Gume de Faca (*Knife Edge*) o modelo mais básico. Este modelo considera um só obstáculo entre o transmissor e o receptor, como ilustrado na Figura 5-2 .

As perdas de atenuação devidas à difração são calculadas através da equação seguinte:

$$E = E_0 F e^{j\Delta\varphi} \quad (5-5)$$

onde E_0 é o campo elétrico radiado, E é o campo elétrico do raio difratado, F é o coeficiente de difração e $\Delta\varphi$ é a diferença de fase entre os caminhos direto e indireto.

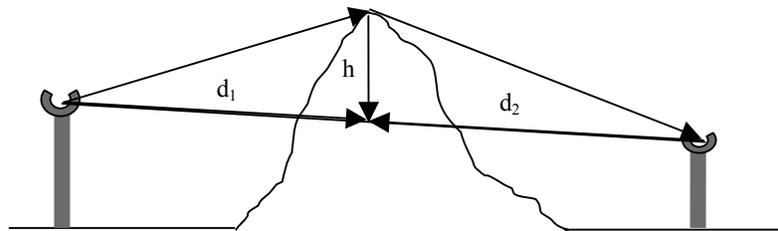


Figura 5-2 Modelo de Gume de Faca

Tanto F como $\Delta\varphi$ são calculados através das integrais de Fresnel $S(x)$ e $C(x)$, onde x é dado por: [32]

$$x = -h \sqrt{\frac{2}{\lambda} \left(\frac{d_1 + d_2}{d_1 d_2} \right)} \quad (5-6)$$

Cabe anotar que a altura h (ver Figura 5-2) pode ser tanto positiva (por exemplo, uma montanha), como negativa (por exemplo, um vale). Altura h positiva corresponde ao caso em que o receptor está em uma região sombreada (criada pelo obstáculo), não existindo visada direta entre o transmissor e o receptor. Por outro lado, altura h negativa correspondendo ao caso em que há visada direta entre o transmissor e o receptor, além do caminho da onda difratada.

Além do modelo Gume de Faca para a análise do sinal difratado, existem outros modelos que consideram um ou vários obstáculos, como os modelos de *Bullington*, *Epstein*, *Deygout's* [32].

A partir dos modelos teóricos de propagação, alguns autores têm criado modelos de predição empíricos, modificados por parâmetros obtidos em medidas de campo. Os modelos levam em conta a topografia, morfologia, ondulação e demais características do terreno, e tem servido de base para o desenvolvimento dos programas de predição de cobertura. Entre os modelos mais conhecidos e utilizados estão Okumura-Hata, Longley-Rice e Egli [32]. As análises e simulações feitas nesta

dissertação levam em conta apenas modelos teóricos de propagação e por esse motivo não se aprofunda na descrição destes modelos.

5.1.4 Desvanecimento

Em um sinal de comunicações móveis típico é possível distinguir dois comportamentos distintos: flutuações rápidas, que são denominadas *desvanecimento de pequena escala*, associadas ao multipercurso, e variações mais suaves e lentas, que se denominam *desvanecimento de larga escala* e são associadas ao sombreamento por obstáculos. Além destes dois comportamentos do sinal há, naturalmente, a tendência de queda do nível do sinal com o aumento da distância entre as antenas transmissora e receptora, segundo algum expoente de perda de percurso. Serão agora apresentados os modelos estatísticos para os desvanecimentos em larga e pequena escala que foram utilizados nas simulações.

5.1.4.1 Desvanecimento de larga escala

O desvanecimento de larga escala está relacionado a características de propagação que manifestam seus efeitos na média do sinal e ao longo de grandes distâncias, comparadas com o comprimento de onda. Mesmo sem movimentação do receptor, o desvanecimento de larga escala pode ocorrer devido a alterações significativas no ambiente como, por exemplo, variações temporais no índice de refração da atmosfera.

Esse tipo de desvanecimento é também conhecido por sombreamento, pois ele está mais relacionado a obstruções naturais (relevo e vegetação) e a construções, como casas e edifícios, que fazem com que o terminal móvel fique em uma região de sombra eletromagnética quando há obstrução. Quando é obstruído, o sinal chega ao receptor basicamente através de difração e espalhamento, e a potência do sinal assim recebido segue uma função de densidade de probabilidade log-normal ou

Gaussiana, se a potência for expressa em decibéis. Portanto, a diferença entre as potências recebidas às distâncias d e d_1 , denotadas $P_r(d)$ e $P_r(d_1)$, respectivamente, em decibéis é dada por [32]:

$$P_r(d) - P_r(d_1) = -10\alpha \log\left(\frac{d}{d_1}\right) + X \quad (5-7)$$

onde X é uma variável aleatória com distribuição normal de média nula e desvio padrão σ . Este modelo assume que a propagação do sinal ocorre por meio de uma onda plana, e d_1 é geralmente a menor distância entre o transmissor e o receptor tal que esta consideração é válida. O desvio padrão da distribuição Gaussiana depende do ambiente considerado e está tipicamente entre 3 dB e 9 dB, sendo uma medida da intensidade do desvanecimento.

5.1.4.2 Desvanecimento de pequena escala

O desvanecimento de pequena escala é causado pelo comportamento aleatório das componentes que chegam ao receptor através de múltiplos percursos. Os campos elétricos destas componentes se somam vetorialmente, produzindo um campo resultante que oscila dependendo da combinação das diversas componentes. Os vários raios refletidos no ambiente urbano e suburbanos são os principais causadores do multipercurso e, conseqüentemente, de desvanecimentos rápidos e profundos que ocorrem em intervalos de meio comprimento de onda aproximadamente.

Quando o sinal que chega ao receptor é resultante só de componentes de multipercurso, ou seja, não há visada direta entre o transmissor e o receptor, a função densidade de probabilidade que usualmente descreve a amplitude r do sinal para o desvanecimento de pequena escala é a distribuição de Rayleigh:

$$p(r) = \frac{r}{\sigma^2} \exp\left(-\frac{r^2}{2\sigma^2}\right) \quad (5-8)$$

onde σ^2 é a potência média do sinal. A distribuição de Rayleigh é interessante pelo seu fácil tratamento matemático, uma vez que envolve um só parâmetro.

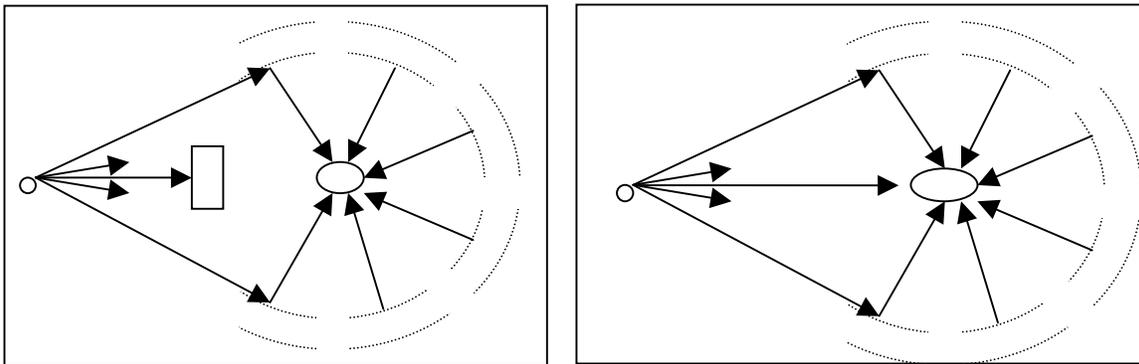


Figura 5-3 Cenário de multipercurso: Rayleigh (esquerda) e Rice (direita).

No caso em que a componente que chega ao receptor através de um caminho direto se faz presente e é dominante, a distribuição de Rice é mais adequada para a modelagem da amplitude do sinal recebido. A distribuição de Rice tem a seguinte expressão:

$$p_r(r) = \frac{r}{\sigma^2} \exp\left(-\frac{r^2 + r_s^2}{2\sigma^2}\right) I_0\left(\frac{rr_s}{\sigma^2}\right) \quad (5-9)$$

onde $I_0(.)$ é a função de Bessel modificada de ordem zero, r_s é a amplitude da componente direta dominante, e σ é o desvio padrão das componentes do sinal devido ao multipercurso.

Um importante parâmetro nos ambientes com caminho direto e modelados pela distribuição de Rice é o fator que relaciona a potência da componente dominante e a potência das componentes de multipercurso. Este fator, denominado fator de Rice, é dado por

$$K = 10 \log \frac{r_s^2}{2\sigma^2} [dB]. \quad (5-10)$$

Deve-se notar que com $K = 0$ (não há visada direta) obtém-se a distribuição de Rayleigh, enquanto que se K for muito grande (as componentes de multipercurso são desprezíveis), a distribuição de Rice degenera para uma distribuição normal. Este comportamento da distribuição de Rice está ilustrado na Figura 5-4.

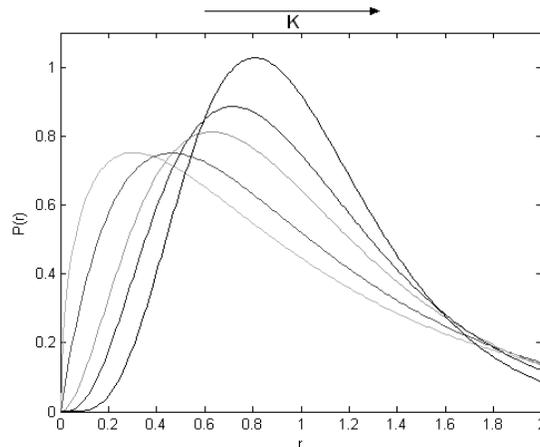


Figura 5-4 Distribuição de Rice.

5.1.5 Efeito Doppler

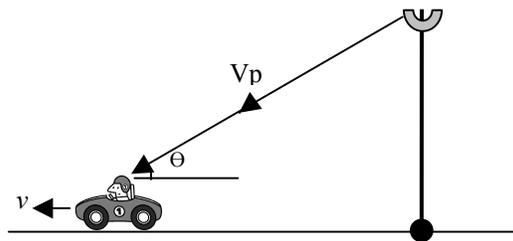


Figura 5-5 Efeito Doppler

O efeito Doppler é um deslocamento aparente na frequência da portadora experimentado por um agente se movimentando [32]. Considerando um veículo que se movimenta a uma velocidade v e um sinal que chega ao móvel com um ângulo de incidência θ (ver Figura 5-5), a velocidade do móvel

imporá uma velocidade de fase aparente na onda, da forma $v_p' = v_p - v \cos \theta$, originando um deslocamento na frequência percebida pelo móvel. Tal deslocamento é dado por, denominado desvio Doppler:

$$f_D = \frac{v}{\lambda} \cos \theta. \quad (5-11)$$

Caso o móvel se aproxime da fonte, a frequência aparente recebida aumentará com relação à frequência do sinal transmitido. Caso contrário, a frequência diminuirá.

Para o caso do multipercurso, o efeito Doppler pode ser presenciado inclusive em cenários nos quais não existe movimento relativo entre o nó transmissor e o receptor, mas é causado pelo movimento relativo dos obstáculos que causam o multipercurso.

5.1.6 Parâmetros que caracterizam o canal de comunicação móvel

Para finalizar, serão discutidos alguns parâmetros que caracterizam o comportamento de um canal de comunicação móvel.

A *Taxa de Cruzamento de Nível* N_R mostra quantas vezes por unidade de tempo o nível do sinal recebido cruza um determinado limiar estabelecido, em um dos sentidos (nível de sinal crescente ou decrescente). Para a distribuição de Rayleigh, a taxa de cruzamento para o nível limiar R é dada por [32]:

$$N_R = \sqrt{\frac{\pi}{\sigma^2}} R f_m \exp\left(-\frac{R^2}{2\sigma^2}\right) \quad (5-12)$$

onde $f_m = v/\lambda$ é o máximo desvio Doppler.

Demonstra-se, a partir de (5-12) que a taxa máxima de cruzamento, para determinado f_m , ocorre para $R = \sigma$. Isto é, a taxa máxima de cruzamento ocorre quando o limiar escolhido está 3 dB abaixo do valor RMS do envelope.

A *Duração Média de Desvanecimentos* τ_R abaixo de um limiar R é outro parâmetro que caracteriza o canal, e é dada pela razão entre o tempo total que um sinal desvanecido de amplitude r fica abaixo do limiar R e o número total de desvanecimentos em um dado intervalo de tempo. Para a distribuição de Rayleigh, a Duração Média dos Desvanecimentos está dada por [32]:

$$\tau_R = \frac{1}{\sqrt{2\pi} f_m \rho} \left[e^{\rho^2} - 1 \right]. \quad (5-13)$$

A Duração Média dos Desvanecimentos e a Taxa de Máxima de Cruzamento de Nível são parâmetros úteis para definir de forma apropriada várias características do sistema de comunicação, como taxa de transmissão de bits e tipo de codificação.

Outro parâmetro importante é a Banda de Coerência, definida como a largura da faixa de frequência na qual o canal atua de forma muito próxima de um canal de resposta em frequência plana, ou seja, todas as componentes espectrais do sinal transmitido atravessam o canal sofrendo o mesmo ganho e com variação de fase linear. Assim, quaisquer duas componentes de frequência do sinal transmitido situadas na banda de coerência terão uma alta correlação. Segundo uma estimativa empírica, para correlação maior que 0,9 a Banda de Coerência é dada por $B_c \cong \frac{1}{50\sigma_\tau}$, enquanto que para correlação maior que 0,5 a Banda de Coerência é maior e vale $B_c \cong \frac{1}{5\sigma_\tau}$, onde σ_τ é a raiz quadrada do valor médio quadrático do espalhamento temporal *rms* [32].

Quando a faixa do sinal a ser transmitido é menor que a banda de coerência do canal, o sistema é denominado *de faixa estreita*, é o sinal será pouco afetado pela seletividade do canal devido ao multipercurso. Por outro lado, se a faixa do sinal é maior que a banda de coerência do canal, o sistema é chamado *de faixa larga*, e o sinal será muito afetado pela seletividade do canal.

5.2 Influência do Desvanecimento de Pequena e Larga

Escala na Capacidade

Os modelos de canal de propagação de espaço livre e de dois raios representam aproximações simples para o comportamento do canal que podem levar a conclusões imprecisas na análise do desempenho de sistemas de comunicação operando em ambientes de propagação mais complexos. Nesta seção, o desempenho de redes sem fio do tipo *mesh* será analisado levando-se em conta características do canal de rádio mais realistas, considerando o sombreamento, que causa o desvanecimento de larga escala, e o multipercurso, que provoca o desvanecimento de pequena escala. A análise descrita a seguir será restrita à vazão da rede.

5.2.1 Modelos de Propagação

Para o desvanecimento de larga escala, as perdas serão modeladas segundo uma distribuição log-normal, ou normal quando expressas em decibéis, como indicado na Expressão (5-7). Para os resultados mostrados neste capítulo, adotou-se um desvio padrão do desvanecimento $\sigma = 4$ dB, e uma distância de referência $d_1 = 12$ m.

Para o desvanecimento de pequena escala, será utilizada a distribuição de Rice para modelar a envoltória do sinal recebido, como descrito na Equação (5-9). O fator K será variado nas simulações de forma a avaliar sua influência no desempenho da rede.

Além do efeito do desvanecimento, será considera também a perda de percurso, com expoente

$\alpha = 2$.

Para que o sinal transmitido seja recebido corretamente, é necessário que a potência recebida seja maior que um dado valor limiar, que, por sua vez, depende das características do sistema de transmissão. Devido à aleatoriedade do sinal recebido em ambientes com desvanecimento, o sucesso das transmissões é agora um evento aleatório, cuja probabilidade de ocorrência depende da probabilidade que a potência do sinal recebido esteja acima deste limiar.

5.2.2 Cenários de Simulação

Os cenários de simulação são basicamente os mesmos de Capítulo 4. As diferenças existentes, e que refletem o principal objetivo deste capítulo, estão no modelo de propagação utilizado, como destacado na seção anterior. A Tabela 5-1 apresenta os parâmetros de simulação adotados.

| Camada PHY | |
|--|----------------------------------|
| Espalhamento espectral | HR-DSSS |
| Potência de transmissão | 0,2818W |
| Expoente de perda de percurso (α) | 2 |
| Desvio padrão do sombreamento (σ) | 4 |
| Sensibilidade do receptor | $1,58 \cdot 10^{-8}$ W (-78 dBW) |
| Altura das antenas | 1,5m |

| Camada MAC | |
|-------------------------------------|-------------------|
| Protocolo | 802.11b RTS/CTS |
| Taxa de transmissão nominal | 11Mbps |
| Tamanho da janela de contenção (CW) | min 63 / max 1023 |
| Duração do slot | 20 μ s |
| Intervalo SIFS: | 10 μ s |
| Intervalo SIFS | 50 μ s |
| Taxa básica (para sinais controle) | 1Mbps |

| | |
|--------------------------------|------------|
| Protocolo de roteamento | DSR |
| Tamanho do buffer de recepção | 20 pacotes |
| Tamanho de pacote para CBR | 1500 bytes |

Tabela 5-1: Parâmetros da simulação

5.2.3 Resultados

A. Influência do Desvanecimento de Larga Escala

A vazão foi analisada para as topologias cadeia e grade. Os parâmetros destas topologias são os mesmos daqueles empregados no Capítulo 4, exceto quando indicado o contrário. Três frequências de transmissão foram avaliadas (400, 900 e 2400MHz), e o tráfego simulado foi do tipo CBR, dos nós para o *gateway*. Como na Seção 4.2, a vazão foi analisada para diferentes cargas oferecidas por cada nó da rede.

A Figura 5-6 mostra o resumo das simulações realizadas para a topologia em cadeia. Como no caso do modelo de canal de dois raios, observou-se que existe uma região de cargas oferecidas para as quais a vazão máxima, correspondente ao nó mais próximo do *gateway*, a vazão média e a vazão mínima, correspondente aos nós mais distantes do *gateway*, têm o mesmo valor, que por sua vez é igual ao valor da carga oferecida configurada. Esta região se conhece como *região de equidade* e o valor máximo da vazão por nó em que a equidade ocorre é denominada *vazão de equilíbrio*. A equidade indica que o protocolo de acesso ao meio (neste caso, o do padrão *IEEE 802.11 RTS/CTS*) está se permitindo um compartilhamento justo do meio entre os terminais. Isto basicamente é devido ao fato que a soma das intensidades de tráfego na zona de gargalho (próxima do *gateway*) não supera o valor do *TMT* (*vazão teórica máxima*). Para o caso particular da cadeia simulada, esta carga total vale:

$$\sum_{i=1}^{\lceil AI/d \rceil} i \cdot OL_i \leq TMT \quad (5-14)$$

onde *AI* é o alcance de interferência (que depende da frequência de transmissão), *d* é a separação média entre os nós, e *OL_i* é a carga oferecida pelo nó *i*. Para o caso do sombreamento, a potência recebida segue uma distribuição log-normal e, portanto, *AI* não tem um valor determinístico, e dependerá da intensidade do desvanecimento na rede.

Por exemplo, para uma frequência de 900 MHz, tomando o valor médio do *AI* de 420 m, a carga

oferecida máxima para conservar a equidade seria:

$$OL \leq \frac{TMT}{10}$$

Como se viu no Capítulo 3, o *TMT* depende de diversos parâmetros da camada MAC e, para o caso particular dos parâmetros simulados, o seu valor estimado foi de 5.5Mbps. Assim, a carga oferecida máxima para manter a equidade seria de 550 kbps. Como é visto na Figura 5-6, o valor da vazão de equilíbrio para a frequência de 900 MHz é de aproximadamente 200 kbps, inferior ao calculado. Esta perda na vazão de equidade da rede pode ser atribuída ao sombreamento, uma vez que devido à aleatoriedade do sinal, os nós constantemente experimentam perdas de conectividade e erros de transmissão, que causam retransmissões, o que equivale a uma queda no valor estimado do *TMT*.

Na Figura 5-6 também são resumidos os valores das vazões máxima e mínima para cada uma das frequências. Nota-se que a vazão mínima, que corresponde aos nós mais distantes do *gateway*, tem valor nulo para todas as frequências. Isso indica que, uma vez que se perde a equidade, os nós mais próximos ao *gateway* não conseguem mais encaminhar os pacotes provenientes dos nós mais afastados, e dão prevalência aos pacotes próprios. Também é importante observar que a vazão média cai com o aumento da frequência devido a que o alcance de transmissão se faz menor e uma maior injustiça é refletida na rede. Isto é comprovado ao ver que a vazão máxima aumenta com o aumento na frequência, logrando uma maior equidade para a frequência de 400 MHz.

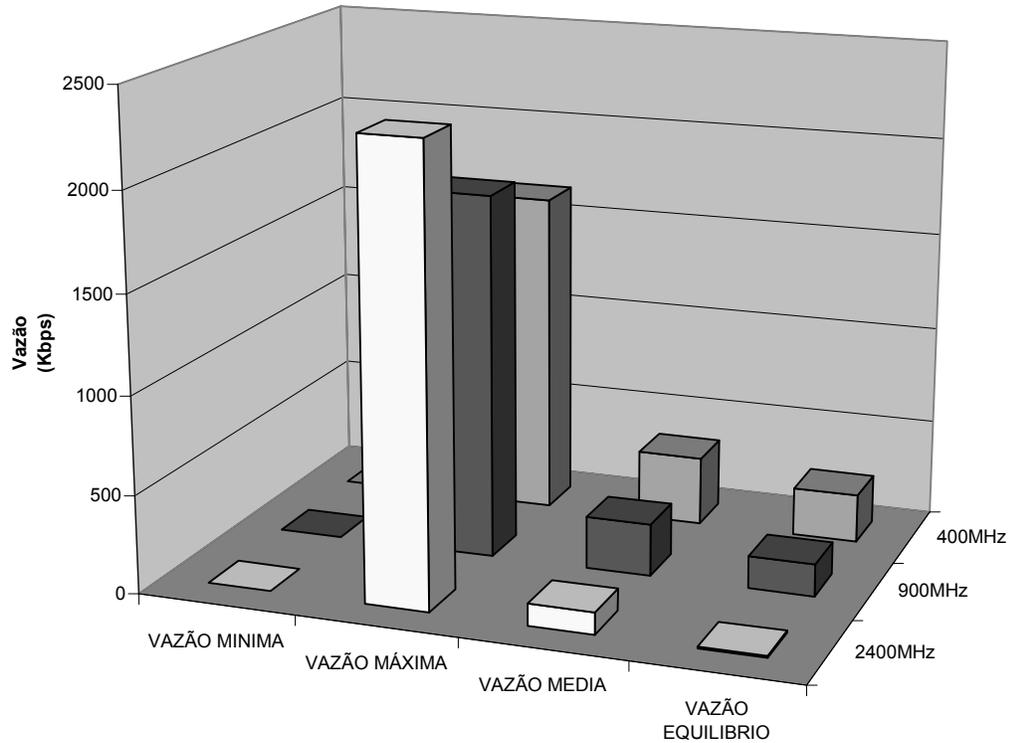


Figura 5-6 Vazão máxima, média, mínima e de equilíbrio para topologia em cadeia em um ambiente com sombreamento.

A Tabela 5-2 apresenta um resumo dos resultados discutidos.

| Freqüência (MHz) | Vazão de equilíbrio (kbps) | Vazão máxima (kbps) | Vazão média (kbps) | Vazão mínima (kbps) |
|-------------------------|-----------------------------------|----------------------------|---------------------------|----------------------------|
| 400 | 252.3 | 1768.2 | 355.7 | 0 |
| 900 | 191.7 | 1964.8 | 318.8 | 0 |
| 2.400 | 48.1 | 2395.2 | 180.9 | 0 |

Tabela 5-2 Vazões máxima, média, mínima e de equilíbrio para topologia em cadeia em um ambiente com sombreamento.

Na Figura 5-7 é mostrado o resumo de vazões para a topologia em grade. Note-se que, em contraste com o caso da cadeia, na topologia em grade se tem uma equidade muito maior, devido a que, apesar de que o número de nós ser mais do que o dobro que na cadeia, a distância máxima à qual se encontram os nós até o *gateway* é menor, originando uma contenção e interferência muito maior, mas diminuindo o número de saltos para chegar ao destino. Para a freqüência de 400MHz, por exemplo, o comportamento é praticamente plano, isto é, as vazões máxima, de equidade, média e mínima são próximas. Além disso, os nós mais distantes do *gateway* alcançam o mesmo com um só salto, apesar do

desvanecimento experimentado pelo sinal recebido. Assim, voltando à equação (5-14) , a vazão de equidade seria:

$$OL \leq \frac{TMT}{n} \cong 220Kbps$$

O valor encontrado nas simulações foi de 180 kbps aproximadamente, sendo a diferença com relação ao valor teórico devido às perdas provocadas pelo o sombreamento.

É interessante notar na Figura 5-7 a grande diferença que existe entre as vazões para a frequência de 2400MHz e para as outras frequências. Isto é devido a que para 400MHz e 900MHz, como já mencionado o alcance de transmissão de todos os nós permite que os mesmos se encontrem a um salto do destino, invés dos três saltos em média que devem percorrer os pacotes enviados pelos nós mais distantes do *gateway* para a frequência de 2400MHz, devido ao menor alcance de transmissão.

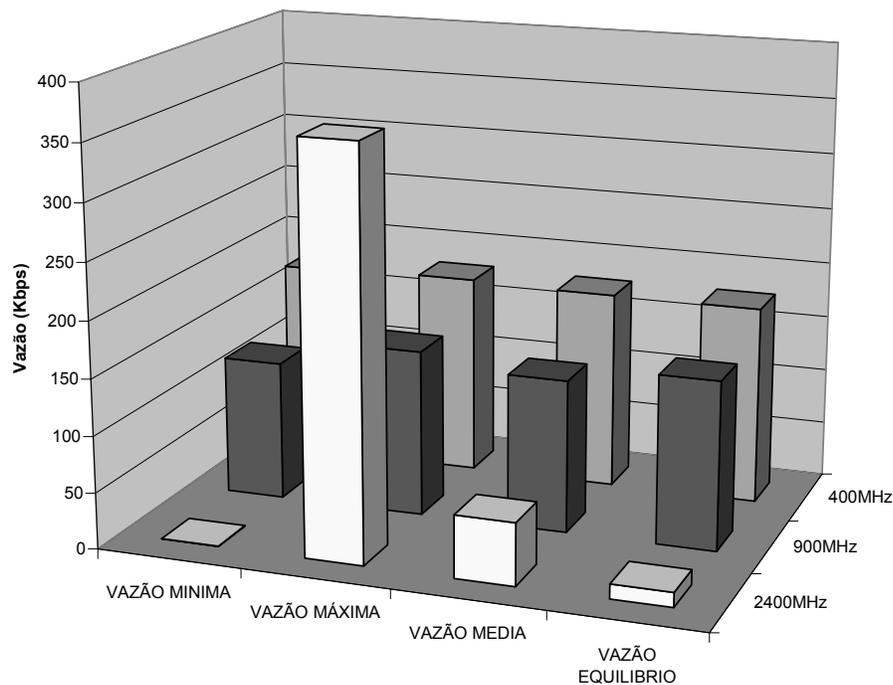


Figura 5-7 Vazão máxima, média, mínima e de equilíbrio para topologia em grade em ambiente com sombreamento.

Na Figura 5-8 é feita uma comparação entre os resultados obtidos no Capítulo 4 (correspondentes ao modelo de propagação em terra plana) e os obtidos para o ambiente com

sombreamento para a frequência de 900MHz. Observa-se uma redução em todas as formas de medida de vazão quando se considera o desvanecimento, chegando a 14% na vazão de equilíbrio e 5% na vazão máxima, o que indica que este efeito de propagação deve ser levado em conta na análise de redes sem fio do tipo mesh. Resultados semelhantes de comparação se obtém para as frequências 400 MHz e 2,4 GHz. Deve-se ressaltar que, como mostrado em [30], a magnitude dos efeitos do desvanecimento na vazão depende da intensidade do desvanecimento, que, por sua vez, é medida pelo desvio padrão σ .

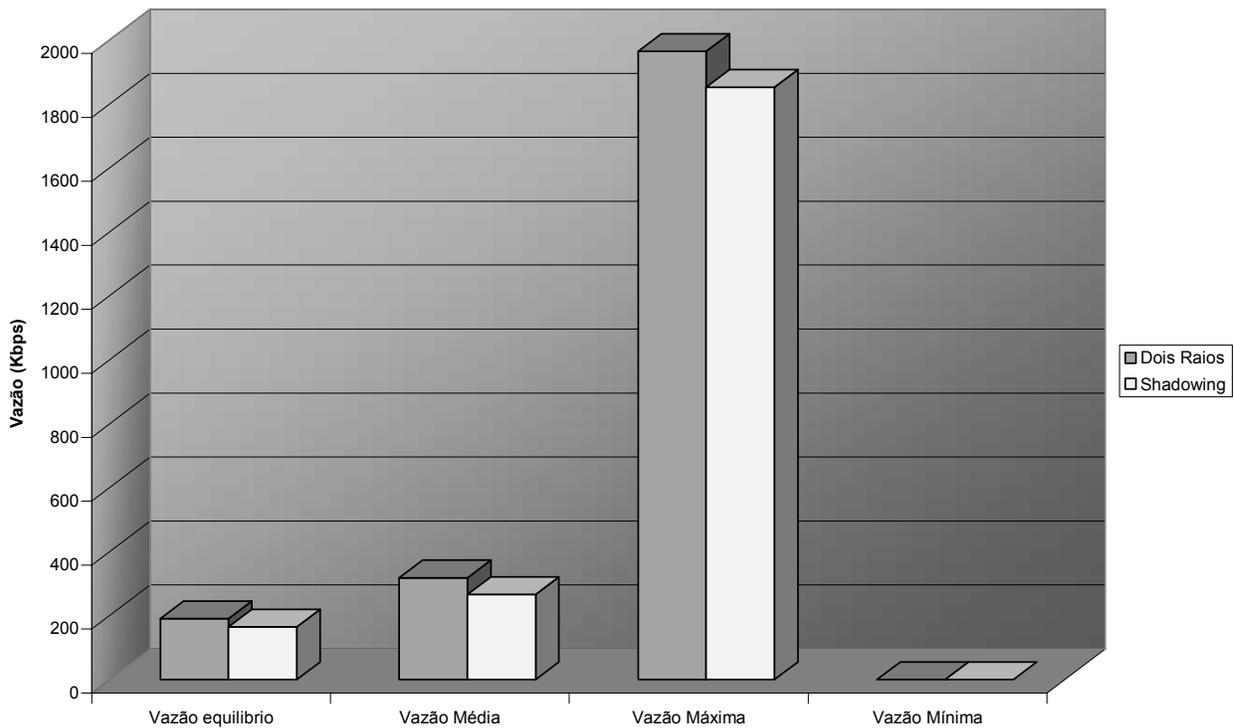


Figura 5-8 Vazão máxima, média, mínima e de equilíbrio para topologia em cadeia em um ambiente com sombreamento.

B. Influência do Desvanecimento de Pequena Escala

Apenas para ilustrar, a Figura 5-9 mostra a variação temporal da potência recebida para diferentes valores do fator de Rice K . A simulação foi feita para uma transmissão entre dois nós em um ambiente com desvanecimento Rice, na frequência de 400MHz. O tráfego é do tipo CBR a uma taxa de 1Mbps. Como esperado, quanto menor for K , pior é o comportamento do sinal e, conseqüentemente, o

desempenho do sistema. A taxa de cruzamento de nível, que indica quão rápido os desvanecimentos aparecem, aumenta com a diminuição de K , fazendo com que mais pacotes sejam perdidos pela falta de conexão entre transmissor e receptor. Para o cenário simulado, foi observada um aumento de 2.5dB na potência média recebida ao variar K de 0 (que corresponde ao desvanecimento do tipo Rayleigh) até 10^4 (que degenera para o modelo de dois raios). Por sua vez, o desvio padrão do sinal passou de 5 dB, no ambiente Rayleigh, para menor que 0,1 dB quando K era maior que 1000.

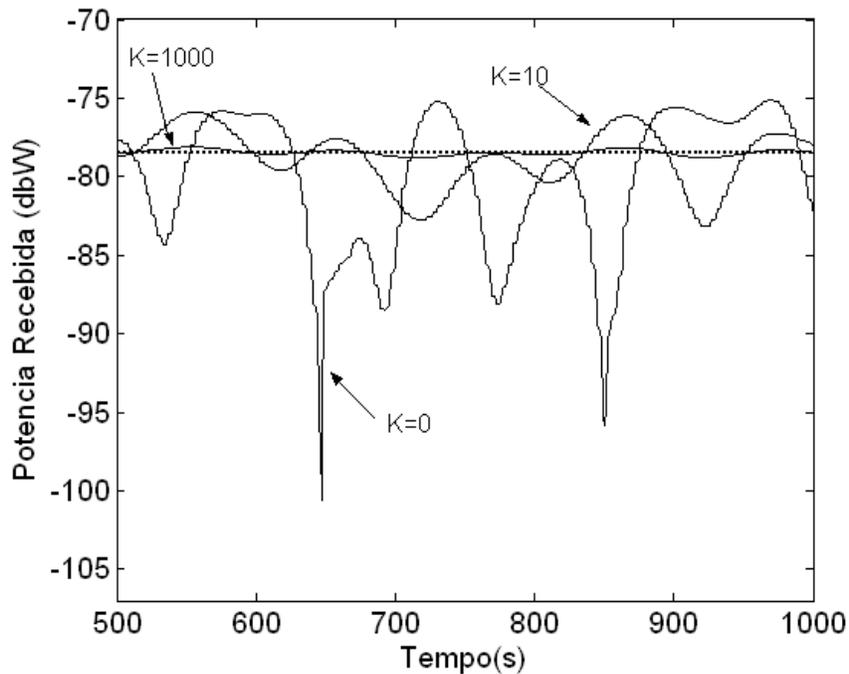


Figura. 5-9. Potência recebida para vários valores de K em ambiente Rice.

A Figura 5-10 mostra a porcentagem de pacotes recebidos com potência maior que a abscissa do gráfico, para diferentes valores de fator K . Os resultados foram obtidos por meio de simulação com dois nós em um ambiente sem efeito Doppler. Uma vez que a potência mínima de recepção para transmissão com sucesso é $1,58 \cdot 10^{-8}$ W (-78 dBW) (ver Tabela 5-1), observa-se que o aumento do fator K provoca um aumento na porcentagem de transmissão com sucesso.

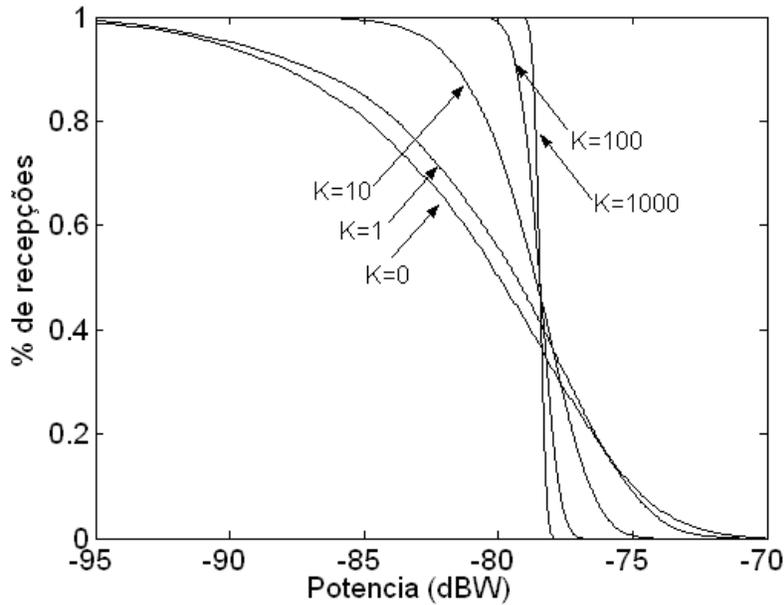


Figura. 5-10. Porcentagem de recepções com potência acima da abscissa.

Para avaliar a influência do desvanecimento de pequena escala na capacidade da rede, uma rede com topologia em cadeia foi simulada, na qual 10 nós geram tráfego CBR destinado ao *gateway*, e transmitem a uma frequência de 2.400MHz, em um ambiente com desvanecimento Rice. Inicialmente ajustou-se a distância entre os terminais para 29 metros e a carga oferecida para 800 kbps. A Figura 5-11 mostra a vazão média em função do fator K . Observa-se uma tendência de aumento na vazão média com o aumento do fator K , que pode ser explicada como segue. Como já discutido, o fator K representa a relação entre a potência da componente direta e a potência das componentes espalhadas, que provocam o desvanecimento de pequena escala. Assim, à medida que o fator K diminui, a efeitos negativos do desvanecimento de pequena escala diminuem, melhorando as condições de propagação. O aumento do fator K , portanto, provoca o aumento do alcance máximo da transmissão com decodificação correta de pacotes, pois o sinal recebido torna-se mais comportado. A Tabela 5-3 mostra o alcance máximo para diferentes valores de K . Este alcance foi determinado por simulação aumentando-se a distância entre os nós até perder conectividade entre eles.

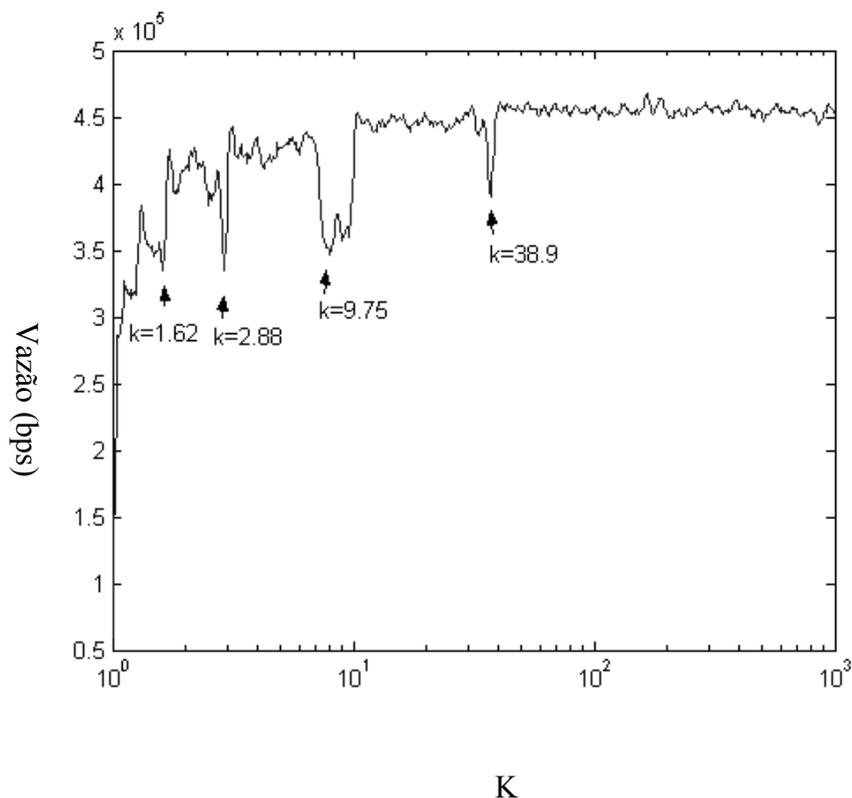


Figura. 5-11. Vazão média em função do parâmetro de Rice K para topologia em cadeia com 11 nós e frequência de 2400MHz.

| Fator K | Alcance Máximo (m) | Alcance em número de saltos |
|-----------------------------|---------------------------|------------------------------------|
| 1 | 120 | 4 |
| 2 | 158 | 5 |
| 3 | 177 | 6 |
| 4 | 188 | 6 |
| 5 | 195 | 6 |
| 10 | 213 | 7 |
| 100 | 239 | 8 |
| 1000 | 246 | 8 |

Tabela 5-3. Alcance máximo em metros e número de saltos para diferentes k. Um salto vale 29 metros.

O aumento do alcance máximo provoca o aumento da vazão devido a dois efeitos. Primeiramente, o aumento do alcance reduz o número de saltos necessários que os pacotes percorrem para chegar aos seus destinos, o que reduz o tráfego gerado devido ao encaminhamento de pacotes. Esta redução no tráfego de encaminhamento diminui a contenção no canal, o que abre espaço para o

aumento na vazão da rede de tráfego original. O segundo efeito está relacionado com o comportamento do canal mostrado na Figura 5-10. Para uma dada distância entre transmissor e receptor, à medida que o fator K aumenta, a porcentagem de pacotes que chegam ao receptor com nível de potência suficiente para decodificação correta (-78 dBW) também aumenta (conforme mostra a Figura 5-10), o que vai se traduzir em uma menor probabilidade de perda de conectividade da rede. Desta forma, menos retransmissões serão necessárias, o que reduz a contenção no canal, aumentando a vazão.

Pode-se observar na Figura 5-11 pontos de descontinuidade na curva, nos quais a vazão da rede aumenta mais significativamente. Este comportamento pode ser explicado com o auxílio da Tabela 5-3. Quando medido em número de saltos, o alcance de transmissão incrementa apenas para determinados valores de fator K , que correspondem às descontinuidades da curva na Figura 5-11. Na tabela 5-4 estão mostrados os pontos de descontinuidade (valor de K e a vazão média correspondente da rede) e o alcance de transmissão em número de saltos (um salto vale 29 m).

| K | Vazão Média (Mbps) | Número de saltos |
|-----------------------|---------------------------|-------------------------|
| 1 | 0.5 | 4 |
| 1.62 | 4.04 | 5 |
| 2.88 | 4.21 | 6 |
| 9.75 | 4.45 | 7 |
| 38.9 | 4.55 | 8 |

Tabela 5-4. Vazão média em função do fator K .

Para os cenários simulados no capítulo anterior, se concluiu que um aumento no alcance de transmissão, causado pela diminuição na frequência de transmissão, tinha um maior impacto (positivo) na vazão da rede que o concomitante aumento da interferência, resultando em maiores vazões médias para frequências menores. Por exemplo, retomando os resultados da Figura 4-8, se vê que para a frequência de 2400MHz, onde o alcance de transmissão é de apenas um salto, a vazão média da rede é menor que para as frequências de 400 e 900MHz, onde o alcance de transmissão é de cinco e quatro saltos, respectivamente. Ao aumentar o fator K acontece algo similar. O decorrente aumento na conectividade da rede, que tende a aumentar a vazão média, vem acompanhado por um aumento no

nível de interferência experimentado pelos nós receptores. Este aumento na interferência, como já discutido, tende a diminuir a vazão, pois inibe o reuso espacial do canal de comunicação. Observando os resultados da Figura 5-11, pode-se concluir que teve mais peso na vazão média resultante a diminuição do número de saltos na transmissão do que o aumento da interferência. Por outro lado, a vazão máxima da rede tem um comportamento diferente daquele observado pela vazão média, como será discutido a seguir.

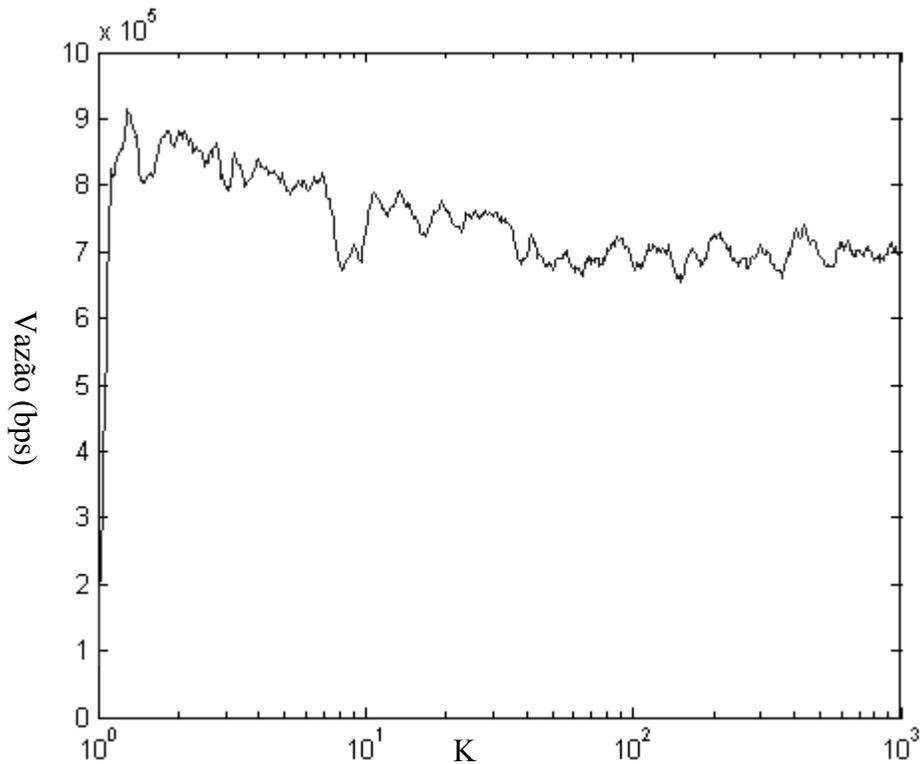


Figura. 5-12. Vazão máxima em função do parâmetro de Rice K para topologia em cadeia e freq. de 2400MHz.

Na Figura 5-12 é mostrado o comportamento da vazão máxima da rede com o aumento do fator K, para o mesmo cenário da Figura 5-11. A diminuição da vazão máxima com o aumento do fator K indica que, diferentemente da vazão média, a vazão máxima da rede é mais afetada pelo aumento na interferência do que pelo incremento na conectividade da rede, provocados pelo aumento de K. Para o caso específico do cenário simulado, a vazão máxima da rede (que corresponde ao nó mais próximo do

gateway), varia de 900 kbps para $K = 1$ até 700 kbps para $K = 1000$.

Foram simulados também cenários para uma topologia em grade com 25 nós com um espaçamento de 86m entre vizinhos, similar ao mostrado na Figura 4-2. A carga oferecida foi de 800 kbps para tráfego do tipo CBR, como no caso da topologia em cadeia. A Tabela 5-5 mostra o alcance máximo em número de saltos para um espaçamento entre nós de 86m.

| K | Alcance Máximo (m) | Alcance em número de saltos | |
|-----------------------|---------------------------|------------------------------------|-----------------|
| | | Horizontal/Vertical | Diagonal |
| 1 | 120 | 1 | 0 |
| 2 | 158 | 1 | 1 |
| 3 | 177 | 2 | 1 |
| 4 | 188 | 2 | 1 |
| 5 | 195 | 2 | 1 |
| 10 | 213 | 2 | 1 |
| 100 | 239 | 2 | 1 |
| 1000 | 246 | 2 | 2 |

Tabela 5-5. Alcance máximo em metros e em número de saltos horizontais - verticais e diagonais para diferentes valores de K , na topologia grade com 25 nós.

Portanto, dependendo do valor do fator K , mesmo terminais distantes do terminal *gateway* podem alcançá-lo em apenas um salto. A Figura 5-13 mostra como o fator K influencia o conjunto de terminais (grupos $G1$ até $G5$) que conseguem acessar o *gateway* em apenas um salto. Enquanto que para $K=1$ (desvanecimento de pequena escala severo) apenas os quatro terminais mais próximos (grupo $G1$) do *gateway* conseguem alcançá-lo diretamente, para K maior que 1000 (canal praticamente sem desvanecimento de pequena escala), todos os terminais (grupo $G5$) podem acessar a *gateway* em apenas um salto.

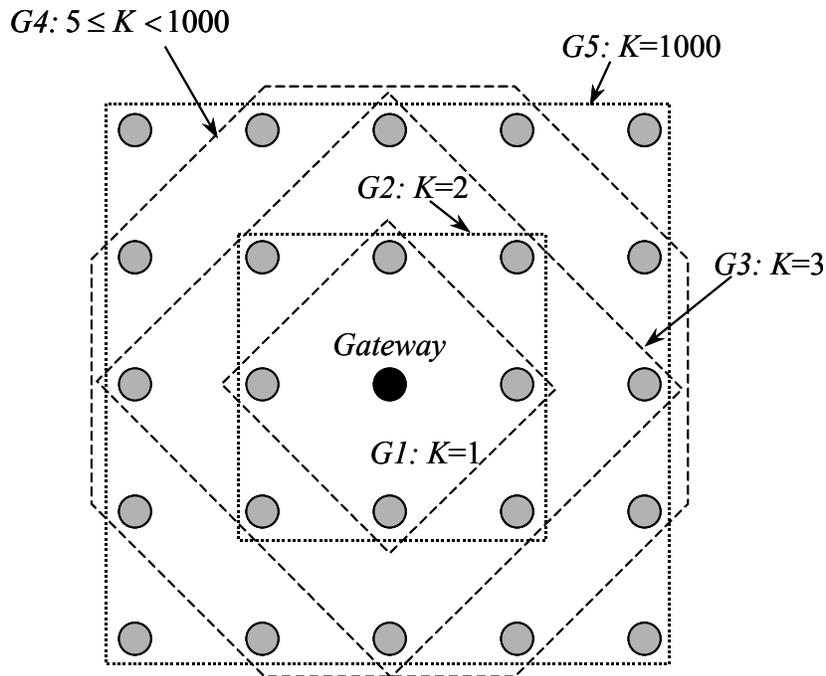


Figura. 5-13. Diferenciação do grupo de nós dependente do parâmetro de Rice K .

Este agrupamento dos terminais em função do nível de desvanecimento de pequena escala é traduzido em diferentes valores médios de vazão, como mostra a Tabela 5-6.

| Intervalo de K | Grupos de terminais | | | | |
|------------------|---------------------|--------------|--------------|--------------|--------------|
| | $G1$ | $G2 \cap G1$ | $G3 \cap G2$ | $G4 \cap G3$ | $G5 \cap G4$ |
| 2 – 3 | 590 | 490 | 0 | 0 | 0 |
| 3 – 5 | 400 | 400 | 0 | 0 | 0 |
| 5 – 300 | 280 | 270 | 210 | 210 | 0 |
| 300 – 1000 | 250 | 230 | 190 | 190 | 170 |

Tabela 5-6: Vazão média em kbps para os terminais nos diferentes grupos da Figura 5-13, em função do valor de K .

Observa-se que para desvanecimento severo (baixo valor de K), os terminais mais próximos do *gateway* esgotam o canal, fazendo com que a vazão dos terminais mais distantes seja nula. Note-se que, para K pequeno, a comunicação entre um nó distante e a *gateway* deve ser necessariamente por meio de

múltiplos saltos. Para desvanecimento menos severo, os terminais mais distantes conseguem alcançar diretamente o *gateway*, o que faz com que a vazão média de todos os terminais diminua, mas com uma melhor equidade entre os terminais.

Na Figura 5-14 se mostra as vazões máxima, média e mínima de toda a rede na topologia grade a medida que se aumenta o fator K . Pode-se observar que, de forma similar ao comportamento da rede em cadeia, a vazão máxima diminui a medida que o valor de K aumenta, havendo no caso da rede em grade uma queda muito mais brusca para alguns valores de K , devido a fato que o conseqüente aumento no número de nós interferentes é muito maior para o caso da topologia em grade. Ao observar a vazão média, pode-se verificar que o aumento nela devido ao ganho na linha de visada não é muito significativo, sobretudo para valores de K maiores.

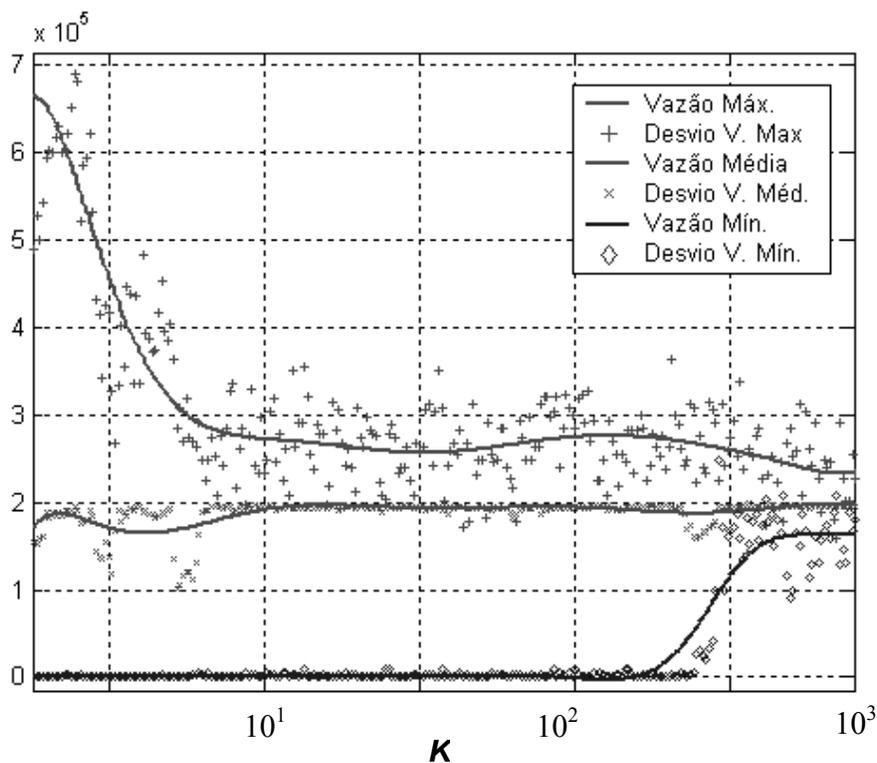


Figura 5-14. Vazão máxima, média e mínima em função do parâmetro de Rice K .

Na Figura 5-15, é mostrada a vazão média da rede na topologia em grade em função da carga oferecida para diferentes valores de K . Pode-se observar que a vazão média da rede não se vê tão afetada

pelo desvanecimento para cargas oferecidas que estão dentro da região de equidade (inferior a 250 kbps), porém para cargas oferecidas maiores, a vazão média varia sensivelmente com o fator K . Esta variação da vazão pode ser justificada observando que, à medida que a carga oferecida cresce, a taxa na qual os pacotes (de dados e de controle) são enviados pela rede também aumenta. Conseqüentemente, aumenta a chance da transmissão de um pacote ser atingido por um forte desvanecimento, o que diminui a probabilidade de sucesso de transmissão de pacotes e, conseqüentemente, aumenta o número de retransmissões. Esta probabilidade de sucesso será tanto menor quanto menor for o fator de Rice.

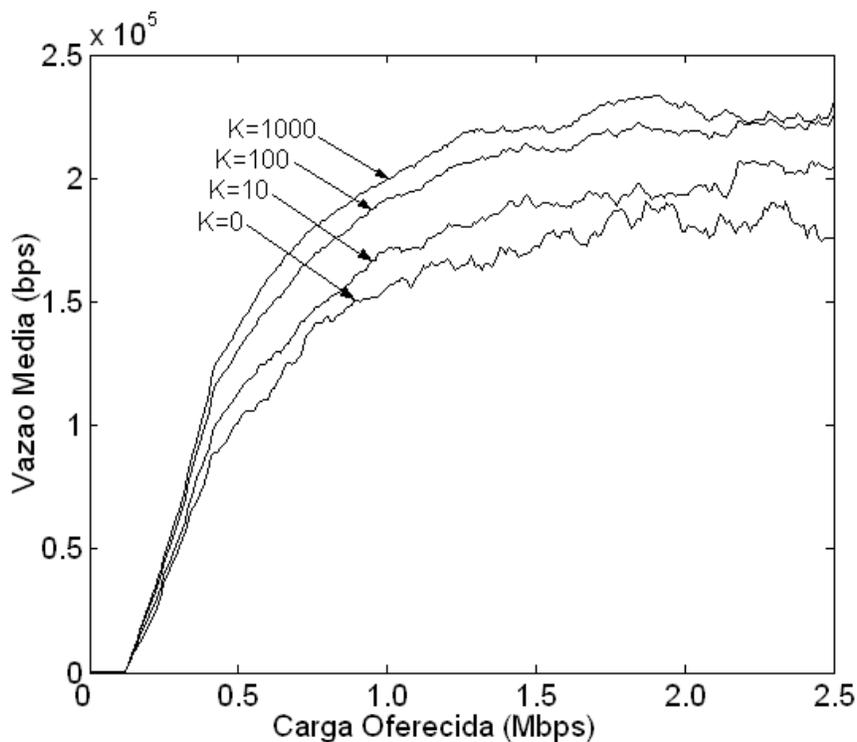


Figura. 5-15. Vazão média em função da carga oferecida para vários valores de K para uma topologia em cadeia de 11 nós em ambiente com desvanecimento Rice.

5.2.4 Conclusões

Neste capítulo, a capacidade das redes WMN em diferentes ambientes de propagação foi analisada. Os resultados apresentados mostram a influência de fatores como desvanecimento e frequência de transmissão na vazão de uma rede WMN nas topologias cadeia e grade. Foi observada uma vantagem em favor das frequências de transmissão baixas, o que indica que uma redução do número de saltos na

transmissão, obtida com a diminuição da frequência, se torna mais benéfico do que a redução na interferência obtida com o uso de frequências altas. De uma forma geral, este efeito pode ser atribuído a pouca habilidade do protocolo IEEE 802.11 de prover equidade no acesso ao meio em ambientes com múltiplos saltos.

Capítulo 6

Conclusões

Neste trabalho foi realizada uma estimativa da capacidade das redes sem fio do tipo *Mesh* envolvendo diversas variáveis que são críticas no dimensionamento deste tipo de redes, como a topologia da rede, o número de nós, a distância entre eles e a frequência de transmissão. A estimativa da capacidade para este tipo de redes nasce de uma análise dos parâmetros que caracterizam a camada MAC [23], como o esquema de acesso ao meio, o esquema de espalhamento espectral, taxa de transmissão, tamanho da janela de contenção e outros. Foram analisados a vazão, o atraso e o número de pacotes perdidos para diferentes topologias, frequências e modelos de propagação.

Foi avaliado o grau de equidade, ou seja, a forma como os recursos da rede são divididos entre os terminais para cada caso e se analisou a influência do desvanecimento na capacidade das redes sem fio do tipo *Mesh*.

As redes ad hoc do tipo *Mesh* tem herdado diversos protocolos de diferentes camadas que nasceram com a finalidade de atender necessidade de outros tipos de rede, com controle centralizado e características diferentes. Com o fim de melhorar o desempenho e aumentar a capacidade deste tipo de redes, vários estudos vêm sendo realizados que têm em conta suas características únicas. Nesta dissertação, foi encontrada uma grande injustiça na forma em que o protocolo IEEE 802.11 distribui os recursos da rede entre os terminais, especialmente em condições de alta contenção. Além disso, se encontrou que as redes com diversas topologias, em geral, tiveram uma equidade maior ao aumentar o alcance de transmissão, aproximando-se caso no qual as redes do tipo *Mesh* assemelham-se às WLAN

convencionais (*um salto da gateway*).

Encontrou-se que ambientes com desvanecimento deterioram ainda mais o desempenho e a justiça das redes *Mesh* sem fio, e se mostraram resultados resumindo casos específicos envolvendo desvanecimento de pequena e de grande escala, determinados por variáveis que os caracterizam, como o parâmetro de Rice K e a velocidade relativa dos espalhadores causadores do multipercurso.

Trabalhos Futuros

As seguintes questões foram identificadas para a continuação deste trabalho:

1. Avaliação do impacto da posição geográfica e do número de *gateways* no desempenho da rede. Como discutido no Capítulo 4, estudos analíticos indicam que a capacidade seria maior em redes com o *gateway* localizado em uma região densa de terminais. No entanto, esta questão deve ser mais bem estudada, identificando a influência do tipo de tráfego e da propagação. É intuitivo que o aumento do número de *gateways* melhoraria o desempenho. No entanto, é necessário investigar e desenvolver um procedimento de estimação do número mínimo de *gateways* que atenda requisitos pré-fixados de qualidade de serviço. Estas questões podem servir de base para o desenvolvimento de um procedimento de planejamento de redes ad hoc do tipo *mesh*.
2. Avaliação do impacto da relação entre o alcance de interferência e o alcance de transmissão no desempenho da rede. No estudo apresentado nesta tese esta relação foi ajustada para dois. O alcance de interferência, que é ajustado pelo limiar de detecção do mecanismo de *carrier sensing*, controla o reuso espacial do canal. Estudos preliminares indicam que existe um valor ótimo para o alcance de interferência, que depende do alcance de transmissão e do tipo de protocolo de transporte (TCP ou UDP) utilizado.

Bibliografia

- [1] J. Li, C. Blake, D. de Couto, H. Lee e R. Morris. Capacity of Ad Hoc Wireless Networks. In *7th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, pages 61-69, 2001.
- [2] P. Gupta e P. R. Kumar. The Capacity of Wireless Networks. *IEEE Trans. On Information Theory*, 46(2):388-404, March 2000.
- [3] S. Toumpis e A. Goldsmith. Ad hoc network capacity. In *Conference Record of the 34th Asilomar Conference on Signals, Systems and Computers*, volume 2, pages 1265-1269, November 2000.
- [4] S. Toumpis e A. Goldsmith. Capacity regions for wireless ad hoc networks. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2(4):736-748, July 2003.
- [5] J. Li, Z. J. Haas e M. Sheng. Capacity Evaluation of Multi-Channel Multi-Hop Ad Hoc Networks. In *IEEE Int. Conf. on Personal Wireless Communications*, pages 211-214, December 2002.
- [6] P. Gupta, R. Grey e P. R. Kumar. An Experimental Scaling Law for Ad Hoc Networks. In <http://black.csl.uiuc.edu/~prkumar>, 2001.
- [7] L. Xie e P. R. Kumar. A Network Information Theory for Wireless Communication: Scaling Laws and Optimal Operation. *IEEE Trans. On Information Theory*, 50(5):748-766, May 2004.
- [8] O. Arpacioglu e Z. J. Haas. On the Scalability and Capacity of Wireless Networks with

- Omnidirecional Antennas. In *Proc. of Information Processing in Sensor Networks (IPSN '04)*, pages 169-177, April 2004.
- [9] M. Grossglauser e D. Tse. Mobility Increases the Capacity of Ad Hoc Wireless Networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 10(4):477-486, August 2002.
- [10] B. Kwak, N. Song e L. E. Miller. On the Scalability of Ad Hoc Networks. *IEEE Communication Letters*, 8(8):503-505, August 2004.
- [11] A. Behzad e I. Rubin. High Transmission Power Increases the Capacity of Ad Hoc Wireless Networks. In *IEEE International Conference on Communications*, volume 6, pages 3601-3606, June 2004.
- [12] T. A. ElBatt, S. V. Krishnamurthy, D. Connors e S. Dao. Power Management for Throughput Enhancement in Wireless Ad Hoc Networks. In *IEEE International Conference on Communications*, volume 3, pages 1506-1513, June 2000.
- [13] Y. B. Ko, V. Shankarkumar e N. H. Vaidya. Medium Access Control Protocols Using Directional Antennas in Ad Hoc Networks. In *Proceedings of 19th IEEE INFOCOM*, volume 1, pages 13-21, March 2000.
- [14] A. Nasipuri, S. Ye, J. You e R.E. Hiromoto . A MAC protocol for mobile ad hoc networks using directional antennas. In *Wireless Communications and Networking Conference*, volume 3, pages 1214-1219, September 2000.
- [15] S. Yi, Y. Pei e S. Kalyanaraman. On the Capacity Improvement of Ad Hoc Wireless Networks Using Directional Antennas. In *Proceedings of the 4th ACM MOBIHOC*, pages 108-116, October 2003.

- [16] A. Spyropoulos e C. S. Raghavendra. Capacity Bounds For Ad-Hoc Networks Using Directional Antennas. In *IEEE International Conference on Communications*, volume 1, pages 348-352, May 2003.
- [17] O. Dousse, P. Thiran e M. Hasler. Conectivity in ad-hoc and hybrid networks. In *Proceedings of 21th IEEE INFOCOM*, volume 2, pages 1079-1088, March 2002.
- [18] B. Liu, Z. Liu e D. Towsley. On the Capacity of Hybrid Wireless Networks. In *IEEE INFOCOM*, volume 2, pages 1543-1552, 2003.
- [19] Bogdan Timus. A Cost Analysis for an Ad Hoc Extended Cellular Systems in a Rural Environment. In *2nd Annual Workshop on Affordable Wireless Services and Infrastructure*, June 2004.
- [20] Y. Gugrajah e F. Takawira. Analytical Model for Evaluating Blocking Probability in Wireless Ad Hoc Networks. In *6th Africon Conference in Africa IEEE AFRICON*, pages 277-282, October 2002.
- [21] A. Futernik, A. M. Haimovich e S. Papavassiliou. An Analytical Model for Measuring QoS in Ad-Hoc Wireless Networks. In *IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM '03*, pages 216-220, December 2003.
- [22] J. Jun, P. Peddabachagari e M. Sichitiu. Theoretical maximum throughput of IEEE 802.11 and its applications. In *Proceedings of 2nd IEEE International Symposium on Network Computing and Applications*, pages 249-256, April 2003.
- [23] J. Jun e M. L. Sichitiu. The Nominal Capacity of Wireless Mesh Networks. *IEEE Wireless Communications*, 10(5):8-14, October 2003.

- [24] J. Jun. Capacity Estimation of Wireless Mesh Networks. Master's thesis, Electrical and Computer Engineering Department at North Carolina State University, 2002.
- [25] M. M. Carvalho e J.J. Garcia-Luna-Aceves. A Scalable Model for Channel Access Protocols in Multihop Ad Hoc Networks. In *Proceedings of the 10th MOBICOM*, pages 330-344, September 2004.
- [26] M. M. Carvalho e J. J. Garcia-Luna-Aceves. Delay Analysis of IEEE 802.11 in Single-Hop Networks. In *Proceedings of 11th IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP)*, pages 146-155, November 2003.
- [27] G. Bianchi. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(3):565-547, March 2000.
- [28] J. Jun, e M. Sichitiu. Fairness and QoS in multihop wireless networks. In *Proceedings of 58th IEEE Vehicular Technology Conference - VTC 2003-Fall*, pp 2936-2940, Outubro 2003.
- [29] P. Stuedi A. Chinellato, G. Alonso. "Connectivity in the presence of Shadowing in 802.11 Ad Hoc Networks". *IEEE WCNC*, v. 3, pp. 2225-22230, Março, 2005.
- [30] C. Bettstetter and C. Hartmann. "Connectivity of wireless multihop networks in a shadow fading environment". *MSWiM*, 2003.
- [31] F. Xue, L. Xie, and P.R. Kumar. "The Transport Capacity of Wireless Networks Over Fading Channels", *IEEE Transactions on Information Theory*. vol. 51, pp. 834-847, Março, 2005.
- [32] M. Yacoub,. "Foundations on mobile radio engineering". Ed. CRC Press.
- [33] IEEE, *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specification*, IEEE Std. 802.11, Junho 1999.
- [34] Antenna and radio communication group. Additions to the NS network simulator to handle

Ricean and Rayleigh fading.. <http://www.ece.cmu.edu/wireless/>

- [35] Ratish J. Punnoose, Pavel V. Nikitin, and Daniel D. Stancil. “Efficient Simulation of Ricean Fading within a Packet Simulator”. *Proc of 52nd IEEE VTS-Fall VTC2000*, vol. 2, pp. 764-767, Settembre 2000.
- [36] Toh, C-K. “Ad Hoc Mobile Wireless Networks – Protocols and Systems” Prentice Hall.
- [37] Ilyas, Mohammad. “The Handbook of Ad Hoc Wirless Networks”. CRC. Press.