



Universidade Estadual de Campinas
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação
DEPARTAMENTO DE COMUNICAÇÕES

Dimensionamento em Redes Ad Hoc: Tráfego e Interferência Combinados

Tese apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas, como parte dos requisitos exigidos para a obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica.

Álvaro Augusto Machado de Medeiros

Orientador:

Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub

Banca Examinadora:

Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub	FEEC-UNICAMP
Prof. Dr. José Roberto Boisson de Marca	PUC-RJ
Dr. César Kyn d'Ávila	CEDET
Prof. Dr. Divanilson Rodrigo de Sousa Campelo	MACKENZIE
Prof. Dr. Paulo Cardieri	FEEC-UNICAMP
Prof. Dr. Dalton Soares Arantes	FEEC-UNICAMP

Julho de 2007

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

M467d Medeiros, Álvaro Augusto Machado de
Dimensionamento em redes ad hoc: tráfego e
interferência combinados / Álvaro Augusto Machado de
Medeiros. –Campinas, SP: [s.n.], 2007.

Orientador: Michel Daoud Yacoub.

Tese (doutorado) — Universidade Estadual de Campinas,
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Sistemas de comunicação sem fio. 2. Sistemas de
comunicação móvel. 3. Telecomunicações — Tráfego. 4.
Rádio — Interferência. 5. Radio — Transmissores e
transmissão — Desvanecimento I. Yacoub, Michel Daoud.
II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de
Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Título em Inglês: Dimensioning ad hoc networks: traffic and interference combined

Palavras-chave em Inglês: Wireless communication systems, Wireless ad hoc
networks, Capacity, Outage probability, Multihop traffic,
Interference, Fading, Routing.

Área de concentração: Telecomunicações e Telemática.

Titulação: Doutor em Engenharia Elétrica.

Banca examinadora: José Roberto Boisson de Marca, César Kyn d'Ávila, Divanilson
Rodrigo de Sousa Campelo, Paulo Cardieri e Dalton Soares
Arantes.

Data da defesa: 06/07/2007

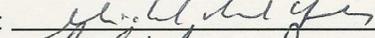
Programa de Pós-Graduação: Engenharia Elétrica.

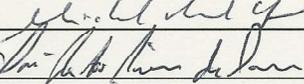
COMISSÃO JULGADORA - TESE DE DOUTORADO

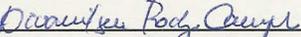
Candidato: Alvaro Augusto Machado de Medeiros

Data da Defesa: 6 de julho de 2007

Título da Tese: "Dimensionamento de Redes Ad Hoc: Tráfego e Interferência Combinados"

Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub (Presidente): 

Prof. Dr. José Roberto Boisson de Marca: 

Prof. Dr. Divanilson Rodrigo de Sousa Campelo: 

Dr. César Kyn Dávila: 

Prof. Dr. Dalton Soares Arantes: 

Prof. Dr. Paulo Cardieri: 

Resumo

As redes *ad hoc* são redes sem um controle centralizado, cujos nós se comunicam através de um canal sem fio diretamente ou através de múltiplos saltos. Uma questão complexa referente a redes *ad hoc* é o cálculo da capacidade. Estimar quantas transmissões a rede permite, garantindo qualidade de serviço aos usuários é uma tarefa difícil em virtude de duas características da rede: o canal sem fio e as transmissões em múltiplos saltos. Este trabalho propõe um novo método para cálculo da capacidade através da probabilidade de *outage* que considera ambos os aspectos. Este método apresenta vantagens como fácil implantação, baixo esforço computacional e resultados praticamente indistinguíveis daqueles obtidos através de simulação. O método pode ser aplicado aos mais variados ambientes de propagação e qualquer topologia de rede. Modelos de interferência mais realistas, bem como a questão do roteamento são também abordados ao longo do trabalho.

Palavras-chave: sistemas de comunicação sem fio, redes *ad hoc* sem fio, capacidade, probabilidade de *outage*, tráfego *multihop*, interferência, desvanecimento, roteamento.

Abstract

Ad hoc networks are networks that operate without centralized control, whose nodes communicate through wireless links in a single or multihop way. A complex issue about ad hoc networks is the capacity estimation. The computation of how many transmissions the network can support ensuring a quality of service for its users is a difficult task due to two central aspects: the wireless medium and the multihop nature of transmissions. An analytical method to calculate the capacity through the computation of the outage probability considering both aspects is proposed in this work. This method presents advantages such as simple implementation, low computational efforts and practically indistinguishable results from those obtained through simulation. This method can be applied to many propagation environments and to any network topology. More realistic interference models and the routing issue are also described along this work.

Keywords: wireless communication systems, wireless ad hoc networks, capacity, outage probability, multihop traffic, interference, fading, routing.

Agradecimentos

Agradeço ao Professor Michel Yacoub a oportunidade e o aprendizado. Muitas das idéias aqui apresentadas só foram obtidas através de nossas discussões e divagações. Agradeço também ao CNPq o suporte financeiro.

Agradeço a ajuda em técnicas de simulação dada pelos Professores Ivanil Bonatti e Nancy Garcia e pelos colegas do laboratório OptiNet Divanlson, Gustavo e Raul. Sou grato aos colegas de projeto David, Élvio, Carlos e do Professor Paulo Cardieri, pelos conhecimentos em redes *ad hoc* e simulação. Muitas dicas foram obtidas através do convívio diário com os colegas do laboratório Cândido, Yusef, Ugo, Daniel, José Ricardo, Gustavo, Fábio, Hermano, Alexandre, Rafael, Renata e Pedro, aos quais sou grato. Agradeço o companheirismo dos amigos César Kyn, Leandro, Zilmar, Hércio, Abinoam, Diego e Darli.

Seria difícil chegar até a conclusão desta Tese sem o estímulo e o apoio incondicional dos meus pais Bernardo e Penha, não só no período de Doutorado, mas também ao longo de toda a minha caminhada. Apoio também determinante, bem como paciência, amor, afeto e carinho da minha esposa Mônica me ampararam em momentos difíceis. Finalmente, mas não menos importante, agradeço a Deus.

Para Seu Bernardo e Dona Penha

Sumário

Lista de Figuras	ix
Lista de Tabelas	ix
Lista de Símbolos	xii
Publicações	xiv
1 Introdução	1
2 Capacidade das Redes <i>Ad Hoc</i>	4
2.1 Limites da capacidade	5
2.2 Cálculo da Capacidade Através de Simulações e Implantações Físicas	7
2.2.1 Redes <i>Mesh</i> sem Fio	8
2.3 Vazão Local em Redes sem Fio de Múltiplos Saltos	9
2.4 Cálculo da Probabilidade de Bloqueio	10
2.5 Conclusões	11
3 Tráfego e Interferência nas Redes Sem Fio de Múltiplos Saltos	13
3.1 Modelo de Rede	14
3.2 Modelo de Enlace	16
3.2.1 Interferência	19
3.2.2 Controle de Admissão e de Queda de Chamadas	20
3.2.3 Controle de Admissão de Chamadas	22
3.3 Aproximação de Carga Reduzida	23
3.4 Aplicação e Validação	25
3.5 Conclusões	29
4 Interferência dos Outros Enlaces	30
4.1 Mesmo Ambiente de Propagação	31

4.2	Interferências Diferentes	32
4.3	Atenuação pela Distância	34
4.4	Conclusões	36
5	Probabilidade de <i>Outage</i> e Roteamento	39
5.1	Roteamento	40
5.2	Aproximação de Carga Reduzida e Roteamento	41
5.3	Aplicação e Validação	42
5.4	Conclusões	44
6	Considerações finais	46
A	Expressões Recursivas	54
B	Interferência Co-canal no Ambiente Rayleigh	57
C	Simulação a Eventos Discretos	61
	Anexo I	65
	Anexo II	70
	Anexo III	78

Lista de Figuras

3.1	Diagrama de estados para um enlace.	16
3.2	Diagrama de estados para um enlace com interferência na admissão e a manutenção da chamada.	21
3.3	Diagrama de estados para um enlace com interferência na admissão da chamada.	22
3.4	Exemplo de rede em estrela	25
5.1	Exemplo de rede com múltiplas rotas.	43
C.1	Exemplo de simulação a eventos discretos	62

Lista de Tabelas

2.1	Limitantes da capacidade para Redes Arbitrárias e Aleatórias.	6
3.1	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego de (10Erl), $Z_\lambda = 40dB$ e diferentes valores de Z_μ	27
3.2	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego de (100Erl), $Z_\lambda = 40dB$ e diferentes valores de Z_μ	27
3.3	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego uniforme e $Z_\lambda = 30dB$	28
3.4	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego (10Erl) e diferentes valores de Z_λ	28
3.5	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego (100Erl) e diferentes valores de Z_λ	29
4.1	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego uniforme e $Z_\lambda = 30dB$	32
4.2	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego (10Erl) e diferentes valores de Z_λ	32
4.3	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego uniforme e $Z_\lambda = 30dB$	33
4.4	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego de 10Erl e diferentes valores de Z_λ	33
4.5	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego uniforme, $f = 0$ e $Z_\lambda = 30dB$	36
4.6	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego de 10Erl, $f = 0$ e diferentes valores de Z_λ	37
4.7	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada rota com tráfego uniforme de 10Erl, $Z_\lambda = 30dB$ e diferentes valores de f	38
5.1	Rotas definidas para a rede da Figura 5.1 e suas probabilidades.	43

5.2	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para cada par origem-destino com tráfego uniforme e $Z_\lambda = 30dB$	44
5.3	Valores analíticos e simulados para probabilidade de <i>outage</i> para par origem-destino com tráfego ($10Erl$) e diferentes valores de Z_λ	44

Lista de Símbolos

N	-	Número de nós da rede
J	-	Número de enlaces da rede
C_j	-	Capacidade do enlace j
E_b/I_t	-	Relação sinal-interferência
β	-	Limiar de relação sinal-interferência
G	-	Ganho de processamento
a_0	-	Efeitos de propagação sobre o sinal transmitido
T_0	-	Potência do sinal transmitido
a_i	-	Efeitos de propagação sobre o sinal interferente i
T_i	-	Potência de transmissão de cada sinal interferente i
r	-	Rota que conecta par origem-destino
λ_r	-	Taxa média de chegada de chamadas na rota r
λ_k	-	Taxa de chegada de saída no estado k
μ_k	-	Taxa de chegada de chamadas no estado k
S_k	-	Probabilidade dos estado k
A_j	-	Tráfego oferecido ao enlace j
l_k	-	Função que determina a taxa de chegadas no estado k
m_k	-	Função que determina a taxa de saídas no estado k
X_k	-	Razão entre l_k e m_k
$E_C[k]$	-	Número médio de troncos ocupados para enlace
B_C	-	Probabilidade de bloqueio para um enlace com C troncos
O_C	-	Probabilidade de <i>outage</i> para um enlace de C troncos
Z	-	Margem de interferência em decibéis
z	-	Margem de interferência (linear)
P_{rec}	-	Potência do sinal recebido em decibéis
P_{int}	-	Potência da interferência total em decibéis
\mathbf{a}_0	-	Variável aleatória que modela a_0
\mathbf{a}_i	-	Variável aleatória que modela a_i
Λ	-	Variável aleatória que modela a soma de \mathbf{a}_i
$F_{\mathbf{a}_0}(a_0)$	-	Função de distribuição cumulativa da variável aleatória \mathbf{a}_0
$f_{\Lambda}(\Lambda)$	-	Funções densidade de probabilidade de Λ
$f_{\mathbf{a}_0}(a_0)$	-	Funções densidade de probabilidade de \mathbf{a}_0
I	-	Probabilidade da interferência ser tolerável

U_n	- Função de interferência que afeta a taxa de chegada de chamadas
D_n	- Função de interferência que afeta a taxa de saída de chamadas
Z_λ	- Margem de interferência para a admissão
Z_μ	- Margem de interferência para a queda
R_j	- Conjunto de rotas que utilizam o enlace j
A_r	- Tráfego oferecido a cada rota r
O_j	- Probabilidade de outage do enlace j
O_r	- Probabilidade de outage da rota r
n_j	- Número de interferentes o enlace j
$E_{C_l}[k]$	- Número médio de chamadas no outro enlace l
E_j	- Soma de $E_{C_l}[k]$
δ_j	- Média da potência recebida do enlace j
$\delta_{l,j}$	- Média da potência do enlace l que interfere no enlace j
\mathbf{E}_j	- Vetor composto pelos E_j
\mathbf{D}_j	- Vetor composto das médias $\delta_{l,j}$
p_0	- Potência recebida do sinal desejado (linear)
p_i	- Potência recebida do sinal interferente (linear)
c_0	- Perda de percurso entre o transmissor e o receptor
c_i	- Perda de percurso entre o interferente e o receptor
K	- Constante de perda básica no percurso
d_0	- Distância entre o receptor e transmissor
d_i	- Distância entre o receptor e interferente i
α_0	- Coeficiente de perda de percurso do transmissor
α_i	- Coeficiente de perda de percurso do interferente
$C_{\vec{j}}$	- Capacidade do enlace de subida \vec{j}
$C_{\overleftarrow{j}}$	- Capacidade do enlace de descida \overleftarrow{j}
E_x	- Número médio de chamadas transmitidas pelo nó x
f	- Fator de redução de interferência
\mathbf{E}_x	- vetores compostos pelos E_x de chamadas
\mathbf{T}_x	- vetores compostos pelas potências de transmissão T_x
\mathbf{c}_x	- vetores compostos pelas perdas de percurso c_x dos nós interferentes
$r_{x,y}$	- Rota que liga os nós x e y
$R_{x,y}$	- Conjunto de $r_{x,y}$
$q_{x,y}^k$	- Probabilidade associada a rota $r_{x,y}^k$
$\rho_{x,y}$	- Vetor de probabilidades $q_{x,y}$
$O_{x,y}$	- Probabilidade de <i>outage</i> para cada par origem-destino

Publicações

Periódicos

M. D. Yacoub, P. Cardieri, E. J. Leonardo, A. A. M. de Medeiros, D. A. M. Gallego “Ad Hoc Networks - An Overview”, *Revista da Sociedade Brasileira de Telecomunicações*, v. 19, n. 3, p. 1-16, Dezembro 2004.

Capítulo em livro

M. D. Yacoub, P. Cardieri, E. J. Leonardo, A. A. M. Medeiros, “Ad Hoc Networks”, In: Jerry C. Whitaker. (Org.). *The Electronics Handbook*, 2nd Edition. Boca Raton: CRC Press, 2005, v. 1, p. 2097-2117.

Eventos

1. E. J. Leonardo, C. E. Seo, M. D. Yacoub, P. Cardieri, D. M. Gallego, A. A. M. de Medeiros, “Performance of IEEE802.11 in Wireless Mesh Network”, *Proceedings of the SBMO/IEEE International Microwave and Optoelectronics Conference, IMOC2005*, Brasília, DF, Julho 2005.
2. D. M. Gallego, A. A. M. de Medeiros, M. D. Yacoub, P. Cardieri, C. E. Seo E. J. Leonardo, “Capacidade das redes WMN em Ambientes com Desvanecimento”, *XXII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, SBrT’05*, Campinas, SP, Setembro 2005.
3. D. M. Gallego, A. A. M. de Medeiros, M. D. Yacoub, P. Cardieri, C. E. Seo E. J. Leonardo, “Capacity and QoS of Wireless Mesh Networks”, *Proceedings of the 4th International Information and Telecommunication Technologies Symposium, I2TS’2005*, Florianópolis, SC, Dezembro 2005. Recebeu o prêmio de melhor artigo (Best Paper Award).

4. A. A. M. de Medeiros, M. D. Yacoub, “An Analytical Solution for the Outage Probability in Wireless Multihop Networks: Traffic and Interference Combined”, *Proceedings of the 5th International Information and Telecommunication Technologies Symposium, I2TS'2006*, Curitiba, MT, Dezembro 2006.
5. A. A. M. de Medeiros, M. D. Yacoub, “An Analytical Tool for Dimensioning Wireless Multihop Networks with Traffic and Interference Combined”, *Proceedings of the 18th IEEE Annual International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications, PIMRC 2007*, Atenas, Grécia, Setembro 2007.
6. A. A. M. de Medeiros, M. D. Yacoub, “An Analytical Approach for Dimensioning Wireless Multihop Networks”, *Proceedings of the 50th Annual IEEE Global Communications Conference, GLOBECOM 2007*, Washington, EUA, Novembro 2007.

Capítulo 1

Introdução

*“There comes a time in a man’s life when
to get where he has to go - if there are no
doors or windows he walks through a wall.”*

Bernard Malamud

Desde o final do século XIX, quando Heinrich Rudolf Hertz demonstrou que as ondas de rádio poderiam se propagar em um meio sem fio, um grande número de sistemas e serviços que utilizam este meio desenvolveram-se e proliferaram consideravelmente. O crescente interesse em um sistema de comunicação independente de cabos e de livre mobilidade impulsiona até hoje a pesquisa e o desenvolvimento de novas tecnologias de comunicação sem fio.

Ao longo da evolução da comunicação rádio-móvel, os sistemas de comunicação sem fio apresentam diversos métodos de acesso [1]. Nos primeiros sistemas, uma estação rádio-base (ERB) era projetada para cobrir toda área desejada (uma cidade, por exemplo) e os terminais se comunicavam apenas por um mesmo canal (sistemas *simplex*). Este sistema foi ampliado para possibilitar a comunicação com uma central ou com outros terminais através do mesmo canal (sistemas *half-duplex*) ou de canais diferentes (sistemas *duplex*). Outro tipo de sistema, como por exemplo as comunicações faixa-cidadão, possibilitou a comunicação direta entre os terminais sem o uso de ERBs, mas limitado ao alcance de rádio do terminal, através de um canal comum ou de um grupo de canais.

Uma revolução nas comunicações sem fio ocorreu com o desenvolvimento de um novo tipo de acesso: o sistema celular. Nele, a área de serviço é dividida em regiões (células) cada uma utilizando um subconjunto do total de canais disponíveis. Tais canais podem ser reutilizados em células distantes o suficiente para manter a interferência em níveis toleráveis. A garantia de uma maior mobilidade do terminal e o uso mais eficiente do disputado espectro de frequências são as principais vantagens que impulsionaram a implantação e utilização das redes celulares.

Recentemente, um novo sistema tem atraído o interesse da comunidade científica e industrial. Este sistema, chamado de redes *ad hoc* sem fio, visa garantir a mobilidade e a comunicação entre os terminais de potência de transmissão limitada sem a utilização de uma infra-estrutura fixa. Para isso, os terminais não apenas geram ou recebem um tráfego de informações, mas também repassam o tráfego dos outros terminais. Caso um terminal deseje comunicar-se com um terminal fora do seu alcance de rádio, um caminho composto por outros terminais (múltiplos saltos) é estabelecido, conectando o par de terminais origem-destino.

A tecnologia *ad hoc* sem fio traz uma mudança desafiadora nas técnicas de comunicação sem fio. Ela busca quebrar o paradigma do uso de controle central e infra-estrutura fixa (estações rádio-base, pontos de acesso a *Internet* ou satélites) ou complementá-lo, facilitando o acesso às redes já existentes. Esta tecnologia apresenta as vantagens de uma instalação rápida e de custo reduzido, e de uma topologia flexível e dinâmica, que dão margem às mais variadas aplicações que incluem [2]: redes de sensores, computação distribuída, aplicações militares, operações de emergência e redes *mesh* sem fio.

Entretanto, as redes *ad hoc* sem fio ainda apresentam desafios a serem atacados. Problemas inerentes a sistemas de comunicação sem fio, como banda de transmissão limitada, controle de potência e manutenção da qualidade de transmissão, são agravados pela falta de controle central e pelas restrições de energia e de processamento dos terminais. A mobilidade e a falta de infra-estrutura geram perdas de conectividade da rede e atualizações constantes nas rotas que conectam os terminais.

Um dos problemas principais referentes à rede *ad hoc* sem fio é o seu dimensionamento. Estimar a capacidade de uma rede *ad hoc*, isto é, determinar quantos terminais a rede permite, garantindo taxa de transmissão e qualidade de serviço satisfatórias, está longe de ser uma tarefa simples. As transmissões em múltiplos saltos (*multihop*) implicam mais tráfego na rede e, conseqüentemente, maior ocupação da banda e mais bloqueio. O canal rádio-móvel é instável e comum aos terminais, gerando interferência e dificultando a manutenção da qualidade de serviço.

Este trabalho de tese apresenta uma ferramenta analítica para o cálculo da capacidade em redes *ad hoc*. Tal ferramenta baseia-se no cálculo da probabilidade de indisponibilidade (*outage*), que é a probabilidade de uma conexão não ser estabelecida pela falta de recursos (banda) ou pelo aumento da interferência.

O método analítico aqui apresentado propõe uma nova abordagem ao problema do dimensionamento em redes *ad hoc*. Tal método apresenta as vantagens de simplicidade e de baixa carga de processamento computacional. Ele pode ser aplicado aos mais diferentes ambientes de propagação e topologias de rede.

Os capítulos que seguem descrevem as etapas de desenvolvimento deste método e as

contribuições deste trabalho de tese, e estão estruturados da seguinte forma:

Capítulo 2 Revisão das abordagens existentes ao problema da capacidade das redes *ad hoc*;

Capítulo 3 Descrição do modelo de rede e de enlace que servem de base para a ferramenta analítica e dedução do método para padrões de interferência simples;

Capítulo 4 Extensão do método para casos mais realistas de interferência;

Capítulo 5 Alteração da ferramenta para contemplar questões de roteamento;

Capítulo 6 Considerações finais sobre o trabalho de tese e propostas de trabalhos futuros.

Capítulo 2

Capacidade das Redes *Ad Hoc*

“The acquisition of knowledge is arduous, and science grows slowly. The first step is the hardest, for then we have nothing to guide our journey. Later, the labour is lighter; but even so, as individuals we can contribute little to the growing pile of knowledge: it is collectively that the ants amass their anthill.”

Aristóteles

Uma rede *ad hoc* não-estruturada é formada por terminais (nós) que se comunicam através de um enlace sem fio, sem qualquer tipo de controle centralizado. Cada nó tem a capacidade de detectar outros nós dentro do seu alcance de rádio. A transmissão entre os nós pode ser de forma direta ou através de repasse de pacotes, caso o nó de destino não esteja no alcance de transmissão do nó de origem. Como ela se forma em tempo real, sem a necessidade de administração central, a rede *ad hoc* deve ser auto-organizável e adaptativa. Por usar o canal rádio-móvel, a rede *ad hoc* apresenta os mesmos problemas das redes sem fio, como otimização de banda, controle de potência, confiabilidade do enlace, manutenção da qualidade de transmissão, entre outros. A mobilidade dos nós gera maiores perdas de pacotes que, por sua vez, geram mais retransmissões e atrasos, além de dificultar o roteamento de pacotes, o que demanda o desenvolvimento de protocolos de roteamento especiais.

Um dos grandes problemas referentes à rede *ad hoc* está no seu dimensionamento. As características que proporcionam a flexibilidade deste tipo de rede tornam o seu dimensionamento uma tarefa mais complexa. Quesitos como número de nós e quantidade de informação a ser transmitida por cada nó devem ser levados em consideração nas etapas de planejamento, implantação e otimização de uma rede *ad hoc*. O estudo da capacidade de redes *ad hoc* visa analisar estes aspectos, com o intuito de encontrar quanto é possível transmitir atendendo aos requisitos de qualidade de serviço e o modo ótimo de operação da rede para atingir esta taxa máxima.

2.1 Limites da capacidade

Uma análise simples da capacidade de redes *ad hoc*, mostrada em [3], dá uma noção intuitiva das relações de compromisso em tais redes: quanto maior o número de nós, menor a taxa de transmissão. Considere que cada nó possui taxa de transmissão de r bits por segundo (*bps*) e alcance de transmissão l metros. Seja \bar{L} a distância média percorrida por pacote. Portanto, o número médio de *hops* (saltos) por pacote deve ser maior que \bar{L}/l . Então, cada nó gera pelo menos $(r\bar{L}/l)$ *bps* para os outros nós. Todos os n nós compartilham uma banda de transmissão de W *bps*. Assim, $W > nr\bar{L}/l$. Portanto, a capacidade disponível para cada nó é

$$r < \frac{W/n}{\bar{L}/l}. \quad (2.1)$$

Equação (2.1) mostra que a vazão (*throughput*) para 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 destino do tráfego a nós mais próximos.

A análise da capacidade não é tão simples como delineada em (2.1). Outros fatores devem ser levados em consideração como, por exemplo, as limitações devido à concorrência pela banda de transmissão W e a disputa entre tráfego gerado e repassado, entre outros. Examinando (2.1), pode-se concluir que a taxa r cresce linearmente com o aumento do alcance de transmissão l , o que pode não ser verdade. Tal análise não contempla o fato de que o aumento de l implica aumento de potência de transmissão e, conseqüentemente, aumento da interferência e do tempo de retenção dos nós que estão para transmitir, conforme indicado em [4].

Uma primeira tentativa de se calcular os limites de transmissão em redes *ad hoc* sem fio foi mostrada em [4]. Neste artigo, é proposto um modelo teórico para encontrar os limites da capacidade das redes *ad hoc* sem fio, baseado numa rede de n nós dispostos numa área de $1m^2$. Os nós compartilham uma banda de transmissão de W *bps* através de um canal sem fio. Os pacotes são 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 entre eles.

Dois tipos de redes são definidos: 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 dois nós, isto é, transmissões através de um único *hop*:

Vazão por nó (bps)	Modelo de Protocolo	Modelo Físico
<i>Redes Arbitrárias</i>	$\Theta(W/\sqrt{n})$	$\Omega(W/\sqrt{n})$ $O\left(W/n^{\frac{1}{\alpha}}\right)$
<i>Redes Aleatórias</i>	$\Theta\left(\frac{W}{\sqrt{n \log n}}\right)$	$\Omega(W/\sqrt{n \log n})$ $O(W/\sqrt{n})$

Tabela 2.1: Limitantes da capacidade para Redes Arbitrárias e Aleatórias.

- *Modelo de Protocolo*, em que 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 a zona de guarda definida pelo protocolo, para evitar que um nó vizinho transmita simultaneamente no mesmo canal.
- *Modelo Físico*, em que, para um subconjunto \mathcal{T} de nós transmissores simultâneos, a transmissão do nó $i \in \mathcal{T}$ é recebida com sucesso pelo nó j se

$$\frac{P_i/d_{ij}^\alpha}{N_0 + \sum_{\substack{k \in \mathcal{T} \\ k \neq i}} P_k/d_{kj}^\alpha} \geq \beta, \quad (2.2)$$

em que β indica a razão sinal-interferência-mais-ruído (SINR - *Signal to Interference plus Noise Ratio*) mínima recebida com sucesso, N_0 é a potência do ruído, P_i é a potência de transmissão do nó i , e α é o expoente de decaimento das perdas por percurso.

Um resumo dos limitantes superiores e inferiores obtidos em [4] pode ser encontrado na Tabela 2.1¹. Uma extensão à análise dos limitantes superiores da capacidade é mostrada em [5], baseada numa rede tridimensional e na capacidade de Shannon para o modelo do enlace. Neste artigo, os nós estão uniformemente distribuídos em um cubo de volume $1m^3$. O limitante superior da taxa r alcançável por cada nó segue a inequação

$$k_1 \frac{1}{n^{2/3} \log(n)} \leq r \leq k_2 \log(n)/\sqrt{n}, \quad (2.3)$$

com $k_1 = W/(27 \times 2000^2)$ e $k_2 = W(20\sqrt{2}/\log(2))$.

¹Pela 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 estimativas de $g(n)$.

Os resultados da Tabela 2.1 foram obtidos para uma rede estática, utilizando um algoritmo de escalonamento ideal. Tal algoritmo conhece as posições de todos os nós e todas as demandas de tráfego, e coordena temporal e espacialmente as transmissões, a fim de evitar colisões. Sem estas considerações, a capacidade pode ser ainda menor.

Estes resultados pessimistas incentivaram novos trabalhos que buscam aumentar os limites da capacidade. Em [6], a mobilidade é introduzida no modelo, tornando possível para cada par origem-destino obter uma fração constante da banda total, independentemente da quantidade de pares, à custa de maiores atraso de transmissão e tamanho de *buffer* dos nós de repasse. Outras técnicas para o aumento da capacidade são:

- agrupamento de nós (*clusters*) [7], em que todo o tráfego a ser repassado é dirigido a apenas um nó (*clusterhead*);
- gerenciamento ótimo da potência de transmissão [8, 9];
- uso de antenas direcionais [10, 11];
- uso de infra-estrutura (estações rádio-base) [12];
- controle de topologia [13].

2.2 Cálculo da Capacidade Através de Simulações e Implantações Físicas

O problema do dimensionamento de redes *ad hoc* também é abordado através de simulações computacionais e implantações físicas. Um exemplo dessa abordagem é mostrado em [3], que se baseia na avaliação protocolo IEEE 802.11 [14], através de simulações com o programa *NS-2* e testes físicos. Novamente, a análise é feita para redes *ad hoc* estáticas, o que é justificado através da afirmativa de que os nós não se movem por distâncias significativas durante o envio ou o recebimento de pacotes.

Os valores obtidos são comparados com a capacidade de *hop* único (rede de dois nós), que denota a maior vazão possível para uma rede *ad hoc*. Mesmo assim, devido ao *overhead* acrescentado pelo protocolo MAC 802.11, a vazão não alcança o valor nominal de *2Mbps*, sendo reduzida a *1.7Mbps* para um pacote de tamanho igual a *1500bytes*, *1.1Mbps* para pacotes de *500bytes*, e *0.3Mbps* para pacotes de *64bytes*.

As análises deste trabalho são feitas para Redes Aleatórias e para Redes Arbitrárias com dois tipos de topologia: a topologia em cadeia e em malha. Nas redes em topologia de cadeia, o nó inicial gera pacotes para o nó final da cadeia, sendo estes repassados pelos nós

intermediários. A capacidade ideal seria $1/4$ da capacidade de *hop* único, em virtude da retenção empregada pelo protocolo MAC para evitar colisões, para uma rede em cadeia qualquer. Porém, as simulações apresentam uma capacidade de $1/7$ da capacidade de *hop* único, devido às falhas no protocolo 802.11 em descobrir um agendamento ótimo. O procedimento de *backoff* [14] definido por tal protocolo provoca um fraco desempenho no que se refere ao repasse de pacotes, quesito essencial para uma rede em topologia de cadeia. Tal resultado é também confirmado em [15]. Também são realizados testes físicos para redes em cadeia, obtendo resultados semelhantes àqueles gerados na simulação.

Já para rede em topologia de malha, as simulações são feitas para redes que transmitem apenas na direção horizontal, isto é, que funcionam como uma matriz de redes em cadeia, e para redes que transmitem na direção horizontal e vertical. No primeiro caso, a vazão esperada seria de $\frac{1}{12} \times 1.7 = 0.14Mbps$, isto é, a capacidade de *hop* único dividida por 12 nós vizinhos que estão em retenção. Porém, o obtido através de simulações é $0.1Mbps$. No segundo, as simulações apresentam uma vazão de $0.004Mbps$. Para as Redes Aleatórias, o protocolo 802.11 continua com baixa eficiência, mas garante-se que a vazão máxima por nó de $O(1/\sqrt{n})$ pode ser alcançada. Os resultados para simulação em Redes Aleatórias com um grande número de nós (200 a 600 nós) mostram que a capacidade por nó varia segundo $0.047/\sqrt{N}$. Resultados semelhantes são apresentados em [16], onde são feitas simulações com o OPNET para redes 802.11 com topologia em cadeia e em malha. Em [17], testes experimentais realizados com uma rede IEEE 802.11 mostram que a vazão por nó decai com n segundo a função $2.583/n^{1.68}$.

2.2.1 Redes *Mesh* sem Fio

A análise da capacidade de redes que utilizam o padrão IEEE 802.11 também é encontrada para uma configuração específica de rede *ad hoc*: a rede *Mesh* sem fio (WMN - *Wireless Mesh Networks*). A diferença básica das WMNs para as outras redes *ad hoc* reside no padrão de tráfego: nas WMN o tráfego segue praticamente sempre na direção ou originado de um nó conectado a outras redes (Internet, por exemplo) chamado *gateway*. Conseqüentemente, os *gateways* desempenham um papel essencial em uma WMN. Quanto maior o número de *gateways* em uma rede, maior a capacidade da rede e sua confiabilidade. A quantidade e o posicionamento corretos dos *gateways* são fatores determinantes para a qualidade de serviço oferecida aos usuários [18].

Em [19], a capacidade de redes WMNs com nós estacionários seguindo o Modelo de Protocolo (Seção 2.1) é analisada, mostrando que ela é extremamente dependente dos seguintes aspectos:

- Equidade (*fairness*) de transmissão - para cada nó existe uma inevitável disputa entre o tráfego gerado e o repassado. Observa-se em [15] que os nós mais próximos aos *gateways* esgotam toda a banda, à medida que a carga aumenta, mesmo para um protocolo MAC “justo”. Para uma equidade de transmissão absoluta, esta deve ser realmente forçada.
- Capacidade nominal da camada MAC - equivale à vazão máxima de *hop* único. Tal valor depende de vários fatores como a tecnologia de rádio, a eficiência do protocolo, tamanho dos pacotes, taxa de erro do canal e número de nós [20]. Uma análise destes fatores em redes WMN com desvanecimento pode ser encontrada em [21].
- Restrições de enlace e domínios de colisão - praticamente todos os protocolos da camada MAC evitam colisões, fazendo com que, para uma dada região, apenas um nó transmita por vez. Assim, define-se o domínio de colisão de um *i*-ésimo enlace como o conjunto de enlaces formado pelo *i*-ésimo enlace e todos aqueles que devem estar inativos para o enlace transmitir com sucesso. Em [22], apenas as restrições referentes à camada MAC são consideradas, porém outros parâmetros podem ser levados em conta como desvanecimento, tecnologia de rádio, erros de transmissão, etc.

A análise feita em [19] indica que a vazão disponível para cada nó é limitada pela capacidade nominal da camada MAC dividida pelo tráfego total do domínio de colisão limitante. Os valores teóricos obtidos para a vazão máxima por nó são validados pelos resultados da simulação. Estes resultados levam a uma vazão assintótica por nó de $O(1/n)$, o que é significativamente pior que os resultados mostrados na Tabela 2.1. A razão para tanto reside no fato de que um *gateway* nas redes WMN funciona como gargalo do sistema, o que não ocorre nas redes *ad hoc*. Assim, a capacidade da rede aumenta em proporção direta ao número de *gateways* [18].

2.3 Vazão Local em Redes sem Fio de Múltiplos Saltos

Muitos trabalhos visam propor um modelo analítico para o cálculo da vazão total da rede sem fio de múltiplos saltos, isto é, quantas transmissões simultâneas a rede permite e a qual taxa. Entretanto, tais trabalhos não apresentam um cálculo da vazão entre nós origem-destino (vazão fim-a-fim), dado importante para garantir a qualidade de serviço da rede. Eles buscam encontrar a capacidade de *hop* único (vazão local) e/ou quantas transmissões simultâneas são possíveis.

Os primeiros trabalhos nesta área estão relacionados às redes *packet radio* de múltiplos saltos, que são as redes precursoras das redes *ad hoc*. Em [23], uma rede CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*) de múltiplos saltos é representada como uma cadeia de Markov, em

que cada estado representa o conjunto de nós transmissores. Esta análise é usada em um procedimento iterativo para obter as taxas de cada enlace, dado o tráfego oferecido. Em [24], o mesmo modelo é aplicado para redes ALOHA e C-BTMA (*Conservative Busy Tone Multiple Access*). Em [25], a vazão local é calculada baseada na probabilidade de recepção do quadro para uma rede com espalhamento espectral por seqüência direta (DSSS -*Direct Sequence Spread Spectrum*) e nós distribuídos na área segundo um processo de Poisson pontual. Este modelo considera apenas o decaimento exponencial como modelo de propagação e estendido em [26] para redes com desvanecimentos log-normal e Rayleigh.

Com o advento de novas tecnologias para redes sem fio, novos modelos analíticos surgiram. Um dos primeiros modelos analíticos da função de coordenação distribuída (DCF - *Distributed Coordination Function*) do padrão IEEE 802.11 para redes locais sem fio, que consideram uma rede de múltiplos saltos e o problema do terminal escondido, é mostrado em [27]. Contudo, como nos trabalhos anteriores, considera-se que todos os nós transmitem independentemente, segundo um processo de Poisson. Um modelo para cálculo da vazão local do IEEE 802.11 DCF, baseado em cadeias de Markov, é proposto em [28]. Tal modelo é utilizado em [29] para o desenvolvimento de um método analítico que leva em conta as interações entre as camadas física e de acesso ao meio para cálculo das vazões simultâneas de uma rede IEEE 802.11 *ad hoc*. Essas interações entre as camadas determinam quando cada nó deve transmitir, causando uma interdependência entre os nós. Em [30], o modelo de [26] é aplicado diretamente para análise de desempenho em redes Bluetooth.

2.4 Cálculo da Probabilidade de Bloqueio

Outro método para análise da capacidade é o cálculo da probabilidade de bloqueio. Neste método, o objetivo principal é encontrar a probabilidade de bloqueio da transmissão do nó origem para o nó destino, ou probabilidade de bloqueio fim-a-fim. Como essa probabilidade está diretamente relacionada com o número de nós e com a ocupação da banda disponível a eles, que por sua vez está ligada à vazão da rede, a capacidade pode ser analisada a partir do cálculo da probabilidade de bloqueio. O número de usuários e suas respectivas taxas são dados de entrada para o cálculo da probabilidade de bloqueio, o que indica que a capacidade pode ser encontrada de forma inversa: para uma determinada probabilidade de bloqueio, encontra-se a capacidade máxima da rede que garanta tal probabilidade.

Um modelo analítico para o cálculo de probabilidade de bloqueio em redes *ad hoc* é apresentado em [31]. Neste artigo, a probabilidade de bloqueio de transmissão é definida como a probabilidade de um nó ser bloqueado de transmitir, seja por ele ou o seu destino estarem bloqueados, dado que este possui pacotes para enviar. Esta probabilidade é derivada

em função do número de nós, a densidade de nós e outros parâmetros definidos em um modelo baseado em cadeias de Markov. A probabilidade de bloqueio de transmissão é calculada para transmissões de salto único, não considerando assim os efeitos do repasse de tráfego dos outros nós, o que não pode ser desprezado no cálculo da probabilidade de bloqueio fim-a-fim. O modelo de transmissão é baseado no Modelo de Protocolo.

Em [32], é apresentado um método semi-analítico para o cálculo da probabilidade de bloqueio em uma rede *ad hoc* móvel comutada por circuitos. Ele é baseado na aproximação de ponto fixo proposta em [33]. A probabilidade de bloqueio fim-a-fim é calculada em uma rede sem interferência nem efeitos de desvanecimento. A mobilidade é incluída no método analítico através de simulação Monte Carlo.

Expressões fechadas para o cálculo da probabilidade de bloqueio fim-a-fim em redes *ad hoc* estáticas orientadas à conexão, com topologia linear e em malha, podem ser encontradas em [34]. Tais expressões são baseadas no Modelo de Protocolo e derivadas a partir de uma cadeia de Markov de três estados para um canal: *livre*, *ocupado* e *bloqueado*. O estado *ocupado* indica chamada em progresso, enquanto que o estado *bloqueado* denota interferência neste canal. A partir destas fórmulas, mostra-se que, para redes em cadeia, quanto maior o raio de transmissão menor a probabilidade de bloqueio. Já nas redes em malha, a relação é inversa, indicando que a causa principal de bloqueio nas redes mais esparsas é o tráfego em múltiplos saltos, e nas redes mais densas é a interferência entre os nós.

2.5 Conclusões

As redes *ad hoc* vêm despontando nos últimos anos como uma alternativa às redes sem fio baseadas numa infra-estrutura fixa. O controle distribuído presente nas redes *ad hoc* torna-as robustas às falhas e flexíveis para reconfigurações. Por outro lado, o dimensionamento de tais redes é uma tarefa mais complexa, em virtude das constantes alterações na topologia e no canal rádio-móvel, e da interdependência entre os nós.

As diversas abordagens ao problema da análise da capacidade presentes na literatura foram descritas neste capítulo. Tal descrição partiu de trabalhos teóricos, que buscam encontrar limites para os valores da capacidade com relação ao número de nós presentes na rede *ad hoc*, seguidos de estudos baseados em simulações. Em seguida, outros métodos de avaliação da capacidade foram descritos, nomeadamente o cálculo da vazão local e da probabilidade de bloqueio.

Ao avaliar esta variedade de trabalhos encontrados na literatura, observa-se que muitos deles são de natureza teórica, de grande abrangência, mas de difícil aplicação direta, como por exemplo, os trabalhos que buscam encontrar limitantes para a função capacidade. Os

trabalhos baseados em simulação têm uma aplicabilidade restrita às topologias simuladas. Contudo, ambos os tipos de trabalho apresentam uma visão geral do problema. Já o cálculo da vazão local, que têm sido bastante explorado recentemente, apresenta um campo de aplicação vasto, mas o tráfego em múltiplos saltos que considera a vazão fim-a-fim ainda não foi estudado por estes trabalhos. Esta abordagem e o cálculo da probabilidade de bloqueio visam desenvolver ferramentas para a análise da capacidade de carga computacional mais baixa em comparação com a simulação.

A elaboração de um método analítico de dimensionamento da capacidade que contemple o tráfego em múltiplos saltos, bem como a interferência aleatória que ele provoca é objetivo principal desta tese. Para tanto, o método que é apresentado no próximo capítulo seguirá a abordagem de cálculo da probabilidade de bloqueio em . Contudo, é utilizado um conceito mais amplo: o de probabilidade de *outage*.

Capítulo 3

Tráfego e Interferência nas Redes Sem Fio de Múltiplos Saltos

*“...make the impossible possible,
the possible easy, and the easy elegant.”*

Moshé Feldenkrais

A idéia de uma rede *ad hoc* é a de uma rede independente de infra-estrutura, cujos usuários se comunicam entre si através de um canal sem fio. Entretanto, as características que propiciam a sua versatilidade tornam complexa a tarefa de projetá-la e dimensioná-la. Ao garantir sua flexibilidade, o projetista não pode deixar de garantir a estabilidade e a qualidade na comunicação entre quaisquer dois nós da rede.

Dentre as características da rede *ad hoc* que dificultam o seu planejamento, duas se destacam: o canal sem fio e as transmissões em múltiplos saltos (tráfego *multihop*). A primeira acrescenta aleatoriedade ao problema do dimensionamento, visto que as condições de propagação influenciam na conexão entre os nós e na interferência entre as transmissões, que por sua vez, implica degradação da qualidade de serviço. A segunda indica uma quantidade maior de tráfego circulando na rede, e maior dependência entre as transmissões, aumentando a quantidade de transmissões bloqueadas. Determinar quantos nós podem transmitir seus próprios tráfegos e de outros nós, com qualidade de serviço, através de um meio comum, em que mais tráfego implica mais interferência, não é uma tarefa simples.

O método analítico proposto neste trabalho de tese visa calcular a probabilidade de indisponibilidade (*outage*) de comunicação entre dois nós quaisquer da rede, devido à falta de recursos ou ao aumento da interferência. Tal método baseia-se nos modelos de troncalização (*trunking*) amplamente utilizados em redes comutadas por circuito. Assim, tal método pode ser aplicado em redes cujos nós não utilizam *buffers* ou redes de serviços orientados à conexão, como voz, vídeo-conferência e outros serviços de tempo real. Vale ressaltar que tal método

não tem precedentes na literatura, e que suas simplicidade e eficácia computacional garantem uma aplicabilidade múltipla e imediata.

3.1 Modelo de Rede

Para elaboração do método analítico, algumas considerações devem ser feitas como ponto de partida. A rede, cujo modelo é base para a dedução do método, não é uma rede *ad hoc* no sentido estrito da definição, mas sim uma rede sem fio de transmissão em múltiplos saltos. Assim, este método aplica-se a qualquer tipo de rede *multihop* sem fio adequada ao modelo de rede aqui descrito, seja ela *ad hoc* ou não.

Considere uma rede composta por N nós conectados através de J enlaces. Cada enlace j conecta dois nós e é definido pela sua única banda de transmissão (canal). Os enlaces são definidos por frequências diferentes ou estão separados entre si por uma distância suficientemente grande, de modo que não há interferência co-canal entre os enlaces. Cada enlace possui uma capacidade de C_j troncos, que também podem ser chamados de circuitos ou unidades de banda.

Cada tronco permite apenas uma chamada ou um fluxo de dados entre dois nós. Assim, o enlace j permite, no máximo, C_j chamadas simultâneas. A capacidade de cada enlace é definida pelo sistema de múltiplo acesso utilizado pela rede, isto é, ela depende de como a banda de transmissão (frequência) é dividida, seja através de códigos, múltiplas portadoras, divisões (*slots*) de tempo, etc. Neste modelo, os troncos serão definidos por códigos, como no sistema de múltiplo acesso por divisão de código com seqüência direta (DS-CDMA - *Direct Sequence Code Division Multiple Access*). Assim, cada chamada dentro de um enlace pode sofrer interferência de outras do mesmo enlace, caso a sua relação sinal-interferência E_b/I_t esteja abaixo de um determinado limiar β . A relação sinal-interferência é dada por

$$\frac{E_b}{I_t} = \frac{Ga_0T_0}{\sum_{i=1}^{C_j} a_i T_i}, \quad (3.1)$$

em que G é o ganho de processamento dado pela separação através de códigos, a_0 representa os efeitos de propagação sobre o sinal transmitido, T_0 é a potência do sinal transmitido, a_i representa os efeitos de propagação sobre o sinal interferente (outras chamadas), T_i é a potência de transmissão de cada sinal interferente. Para facilitar a derivação, a potência do ruído térmico é considerada desprezível em relação à soma das potências dos interferentes. Contudo, o método pode ser derivado levando em conta o ruído térmico.

A rede possui uma topologia qualquer e todos os enlaces são dados de entrada, bem como

suas capacidades. Essa consideração restringe a mobilidade dos nós. Tal mobilidade pode ser considerada se, a cada nova posição dos nós, for possível determinar quais são os novos enlaces e suas capacidades.

Cada par de nós em comunicação (par origem-destino) está conectado por uma rota r composta por enlaces da rede. Quando uma chamada entre um par origem-destino é estabelecida, cada enlace na rota r que os conecta tem um tronco ocupado. Assim, pelo menos um tronco deve estar disponível em cada enlace que compõe a rota r . Para a chamada ser mantida no sistema, a sua relação sinal-interferência deve permanecer abaixo do limiar β .

A chamada pode estar disponível por dois motivos:

1. Se pelo menos um enlace j da rota r não possuir um tronco disponível dos seus C_j troncos, a chamada é bloqueada.
2. Se a chamada não for bloqueada, mas a interferência em qualquer enlace da rota r aumenta, de forma que a relação E_b/I_t desta chamada esteja abaixo do limiar β , a chamada cai.

A probabilidade de a chamada ser negada, por qualquer uma das duas razões, é definida como probabilidade de *outage*.

Duas considerações são pontos de partida para este modelo. A primeira é que as chamadas chegam a cada par origem-destino (cada rota r) seguindo um processo poissoniano de média λ_r . O tráfego total oferecido a cada enlace é então um processo poissoniano, cuja taxa é afetada pelo bloqueio nos outros enlaces. A segunda é que o fenômeno de *outage* ocorre independentemente de enlace para enlace, isto é, apesar de uma rota ser composta por enlaces sucessivos, criando dependência entre eles, os bloqueios nos enlaces são considerados independentes. A última consideração torna-se mais razoável para redes de tráfego mais pesado. Em contrapartida, o erro em não considerar a correlação entre enlaces se acumula nos enlaces do caminho, do segundo enlace em diante. Isto ocorre principalmente nas redes de caminhos longos e de baixo grau nodal (quantidade de nós conectados a cada nó), como por exemplo redes de topologia linear.

Para facilitar a derivação, os enlaces são considerados bi-direcionais. Para um tráfego entre dois nós, a origem e o destino não são diferenciados. Pelo mesmo motivo, as potências de todos os nós são consideradas iguais. A formulação, derivada a partir deste modelo, também pode ser aplicada diretamente para redes cujos enlaces são direcionais, ou cujos nós transmitem com potências diferentes.

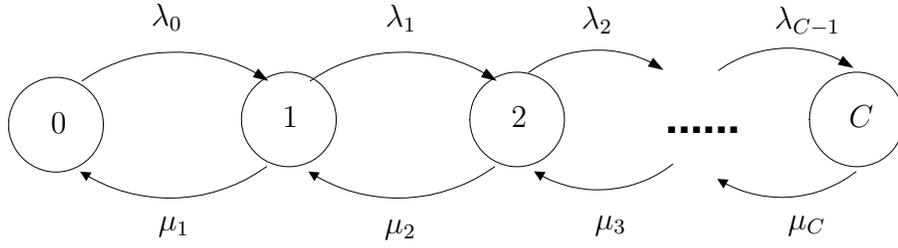


Figura 3.1: Diagrama de estados para um enlace.

3.2 Modelo de Enlace

Cada enlace na rede é modelado como uma fila M/M/C/C com C servidores, e com taxas de chegada e de saída dependentes do estado. O diagrama de estados de um enlace é representado na Figura 3.1, em que λ_k e μ_k denotam a taxa de chegada de chamadas e a taxa de saída de chamadas no estado k , respectivamente. Este é um modelo geral que inclui os possíveis eventos de *outage*: o bloqueio devido à falta de recursos, que ocorre quando o enlace atinge o estado C , e a rejeição da chamada devido à interferência, que é modelada por meio da dependência de estado das taxas de chegada e de saída.

Como o tráfego oferecido para cada enlace é considerado constante, as taxas de chegada e de saída são consideradas constantes. Porém as taxas são modificadas de maneira a incluir a admissão ou queda da chamada, que por sua vez, dependem da interferência definida para cada estado. A rejeição de uma chamada ocorre se, na chegada desta chamada, ela sofre interferência de todas as chamadas em curso. A queda de uma chamada ocorre pelo mesmo motivo, mas durante o tempo de serviço da chamada. Assim, as taxas de chegada e saída das chamadas são influenciadas pela interferência, que é função do limiar de sinal-interferência β e do número de interferentes, variável diretamente relacionada com o estado k .

Com base na cadeia de Markov representada na Figura 3.1, é possível derivar a probabilidade de estado S_k , isto é a probabilidade de k troncos ocupados. Seguindo o mesmo procedimento para filas M/M/C/C [35], tem-se que

$$S_k = \frac{\prod_{i=0}^{k-1} \frac{\lambda_i}{\mu_{i+1}}}{1 + \sum_{n=1}^C \prod_{i=0}^{n-1} \frac{\lambda_i}{\mu_{i+1}}}. \quad (3.2)$$

Definindo $A = \lambda/\mu$ como o tráfego total oferecido ao enlace e

$$\begin{aligned}\lambda_k &= \lambda l_k, \\ \mu_k &= \mu m_k,\end{aligned}\tag{3.3}$$

em que l_k e m_k são funções multiplicativas que alteram a taxa de chegada ou de saída de acordo com a probabilidade de interferência (Seção 3.2.1). Define-se a função X_k como

$$X_k = \frac{l_k}{m_{k+1}}.\tag{3.4}$$

Assim, a equação (3.2) torna-se

$$S_k = \frac{A^k \prod_{i=0}^{k-1} X_i}{1 + \sum_{n=1}^C A^n \prod_{i=0}^{n-1} X_i}.\tag{3.5}$$

O número médio de troncos ocupados para um enlace de C troncos é dado por

$$E_C[k] = \sum_{k=1}^C k S_k.\tag{3.6}$$

O número médio de troncos ocupados pode ser calculado de forma recursiva, conforme mostrado no Apêndice A. Assim,

$$E_C[k] = \frac{C A X_{C-1} B_{C-1} + E_{C-1}[k]}{1 + A X_{C-1} B_{C-1}},\tag{3.7}$$

em que B_C denota a probabilidade de bloqueio para um enlace com C troncos, isto é, $B_C = S_C$, e é dado por (ver Apêndice A)

$$B_C = \frac{A X_{C-1} B_{C-1}}{A X_{C-1} B_{C-1} + 1},\tag{3.8}$$

com $B_0 = 1$ e $E_0[k] = 0$.

A equação (3.8) mostra como calcular a probabilidade de indisponibilidade por falta de recursos, que é último estado da cadeia de Markov representada na Figura 3.1. Porém, é necessário também, a partir do modelo de enlace, calcular a probabilidade de indisponibilidade devido à interferência, que está relacionada a todos os estados. Isto pode ser

feito através do cálculo da probabilidade da união dos eventos “interferência” de cada estado. Isto pode não ser uma tarefa fácil, dependendo das funções l_i e m_i definidas em (3.3). A probabilidade de *outage* pode ser então encontrada pela união dos eventos indisponibilidade por interferência e indisponibilidade por falta de recursos.

Outra forma mais simples para calcular a probabilidade de *outage* é utilizando o conceito de tráfego carregado. Numa rede com perdas, o tráfego carregado é normalmente definido como o tráfego que não é bloqueado em virtude da falta de recursos [36], isto é, como $A(1 - B_C)$. Ele é igual ao número médio de recursos ocupados. Para o modelo proposto, que também considera a interferência, propõem-se que o tráfego carregado seja aquele que não é bloqueado pela falta de recursos, nem rejeitado devido à interferência. Portanto, o tráfego carregado seria aquele que não está em *outage*, isto é, $A(1 - O_C)$ em que O_C é a probabilidade de *outage* para um enlace de C troncos. Seguindo a definição clássica de tráfego carregado [36], deriva-se uma nova expressão que relaciona o tráfego carregado e o número médio de troncos ocupados, isto é,

$$A(1 - O_C) = E_C[k]. \quad (3.9)$$

Uma prova rigorosa da equação (3.9) não foi feita. Porém, conjectura-se sobre a sua validade da seguinte forma. Em sistemas com perdas, o tráfego escoado é a porção do tráfego oferecido que efetivamente ocupará os recursos disponíveis. No sistema em questão, os recursos serão ocupados pelo tráfego que não estiver em *outage*, isto é, $A(1 - O_C)$. Ainda em sistemas com perdas, o tráfego escoado corresponde ao número de recursos ocupados que é dado por $E_C[k]$. Apesar de uma prova rigorosa de (3.9) não ter sido feita, as simulações comprovam a sua validade (Seção 3.4).

Assim, tem-se que a probabilidade de *outage* é dada pela expressão

$$O_C = 1 - \frac{E_C[k]}{A}, \quad (3.10)$$

que também pode ser transformada numa fórmula recursiva (ver Apêndice A)

$$O_C = \frac{O_{C-1} + X_{C-1}B_{C-1}(A - C)}{1 + AX_{C-1}B_{C-1}}, \quad (3.11)$$

com $O_0 = 1$.

Em resumo, para o cálculo da probabilidade de *outage* de um enlace, os dados de entrada são o tráfego oferecido ao enlace e a capacidade deste. São necessárias também funções que descrevam como a interferência influencia as taxas de chegada e saída de chamadas.

3.2.1 Interferência

A probabilidade de interferência é dada pela probabilidade de a relação sinal-interferência de uma chamada estar abaixo de um limiar β , ou de que $E_b/I_t < \beta$. O parâmetro Z , também chamado de margem de interferência, é definido como a margem, dada em decibéis, entre a potência do sinal recebido P_{rec} e a potência da interferência total P_{int} [37], isto é,

$$P_{rec} \geq P_{int} - Z, \quad (3.12)$$

ou então,

$$10 \log(a_0 T_0) \geq 10 \log\left(\sum_{i=1}^C a_i T_i\right) - Z. \quad (3.13)$$

De (3.1) e na igualdade, tem-se que

$$z = \frac{G}{\beta}, \quad (3.14)$$

em que $Z = 10 \log z$.

Assim, quanto maior o ganho de processamento ou menor for o limiar de relação sinal-interferência, mais chamadas podem ser admitidas no sistema. O ganho de processamento é definido pelo tipo de sistema CDMA utilizado, e é dado pela razão da banda de transmissão e taxa de transmissão para cada chamada [38]. Já o limiar de relação sinal-interferência é definido pelo projetista e está diretamente relacionado com a qualidade de serviço da rede.

Além da margem de interferência, outros fatores que influenciam a probabilidade de interferência são o número de interferentes e o modelo de propagação considerado. O ambiente de propagação determina como devem ser modeladas (sejam elas aleatórias ou determinísticas) as variáveis a_0 e a_i e, conseqüentemente, a função matemática para a probabilidade de interferência. Modelando as atenuações a_0 e a_i pelas variáveis aleatórias \mathbf{a}_0 e \mathbf{a}_i , considerando potências idênticas para todos os nós, e definindo a variável aleatória $\mathbf{\Lambda}$, tal que $\mathbf{\Lambda} = \sum_{i=1}^n \mathbf{a}_i$, a probabilidade de interferência pode ser representada por $P[\mathbf{a}_0 < \mathbf{\Lambda}/z]$, e é igual a

$$P[\mathbf{a}_0 < \mathbf{\Lambda}/z] = F_{\mathbf{a}_0}(\mathbf{\Lambda}/z), \quad (3.15)$$

em que $F_{\mathbf{a}_0}(a_0)$ é a função de distribuição cumulativa da variável aleatória \mathbf{a}_0 . Considerando que $\mathbf{\Lambda}$ é independente de \mathbf{a}_0 , tem-se que [37]

$$P[\mathbf{a}_0 < \mathbf{\Lambda}/z] = \int_0^\infty f_{\mathbf{\Lambda}}(\mathbf{\Lambda}) \int_0^{\mathbf{\Lambda}/z} f_{\mathbf{a}_0}(a_0) da_0 d\mathbf{\Lambda}, \quad (3.16)$$

em que $f_{\Lambda}(\Lambda)$ e $f_{\mathbf{a}_0}(a_0)$ são as funções densidade de probabilidade de Λ e \mathbf{a}_0 , respectivamente.

Como $\Lambda = \sum_{i=1}^n \mathbf{a}_i$, a expressão (3.16) calcula a probabilidade de interferência em uma chamada sofrendo interferência de n outras e com uma margem de interferência Z . O cálculo de probabilidade de interferência em pelo menos uma das $n + 1$ chamadas é deve ser feito através da intersecção das $n + 1$ probabilidades de todas as chamadas. Este problema é de grande complexidade, pois cada uma das probabilidades depende de todas as outras. Neste trabalho de Tese, considera-se a interferência apenas na nova chamada, baseada no fato de que as chamadas já existentes têm prioridade no sistema.

Em [37], são encontradas expressões para a probabilidade de interferência para vários tipos de ambiente de propagação. Qualquer ambiente pode ser utilizado no modelo, desde que (3.16) possa ser resolvida numericamente. Por exemplo, para o ambiente Rayleigh, \mathbf{a}_0 e \mathbf{a}_i são variáveis aleatórias de distribuição exponencial negativa [1], e a probabilidade de interferência $P[\mathbf{a}_0 < \Lambda/z]$ para n interferentes e margem de interferência Z (em dB) é [37]

$$P[\mathbf{a}_0 < \Lambda/z] = 1 - \left(\frac{z}{1+z} \right)^n. \quad (3.17)$$

Uma nova dedução da expressão 3.17 é mostrada no Apêndice B.

Definindo a função $I(n, Z)$ como a probabilidade da interferência ser tolerável (evento “não-interferência”), isto é, $I(n, z) = 1 - P[\mathbf{a}_0 < \Lambda/z]$, e utilizando a margem em decibéis, tem-se que

$$I(n, Z) = \left(\frac{10^{Z/10}}{1 + 10^{Z/10}} \right)^n. \quad (3.18)$$

3.2.2 Controle de Admissão e de Queda de Chamadas

Em um cenário mais realista, uma chamada pode ter sua requisição negada, ou pode ser interrompida mesmo após ter sido admitida devido ao aumento de interferência. Assim, as taxas de chegada e saída de chamadas, inicialmente constantes, passam a ser dependentes do estado de ocupação do enlace e das condições de interferência deste estado. Com base em (3.18), a função U_n é definida como a função que afeta a taxa de chegada de chamadas e a função D_n como aquela que influencia o tempo de duração da chamada, isto é,

$$U_n = I(n, Z_\lambda), \quad (3.19)$$

$$D_n = 1/I(n, Z_\mu), \quad (3.20)$$

em que Z_λ e Z_μ são margens de interferência para a admissão e para a queda, respectivamente. Valores diferentes de Z_λ e Z_μ podem ser utilizados com o objetivo de permitir uma histerese

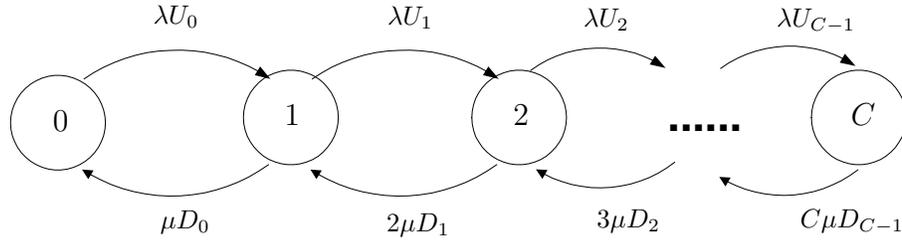


Figura 3.2: Diagrama de estados para um enlace com interferência na admissão e a manutenção da chamada.

entre a admissão e a queda, e assim impedir uma condição de ocupação do tronco seguida de quedas imediatas.

A partir de (3.19), as funções l_i e m_i indicadas em (3.3) podem ser reescritas como

$$\begin{aligned} l_k &= U_k, \\ m_k &= kD_{k-1}. \end{aligned} \quad (3.21)$$

O modelo de enlace para este cenário é representado na Figura 3.2. As equações (3.4) e (3.5) tornam-se

$$X_k = \frac{U_k}{(k+1)D_k}, \quad (3.22)$$

e

$$S_k = \frac{\frac{A^k}{k!} \prod_{i=0}^{k-1} \frac{U_i}{D_i}}{1 + \sum_{m=1}^C \frac{A^m}{m!} \prod_{i=0}^{m-1} \frac{U_i}{D_i}}, \quad (3.23)$$

respectivamente.

Analisando a Figura 3.2 e a equação 3.23, nota-se que uma transição de estado no sentido da capacidade total C , isto é, uma admissão de chamada, depende da razão de probabilidades U_k/D_k , que decresce à medida que mais chamadas são admitidas, tornando mais difícil aceitar mais chamadas. Dependendo das margens de interferência Z_λ e Z_μ , o bloqueio por falta de recursos pode nem acontecer.

As equações (3.7), (3.8) e (3.11) tornam-se então

$$E_C[k] = \frac{A \frac{U_{C-1}}{D_{C-1}} B_{C-1} + E_{C-1}[k]}{1 + \frac{A}{C} \frac{U_{C-1}}{D_{C-1}} B_{C-1}}, \quad (3.24)$$

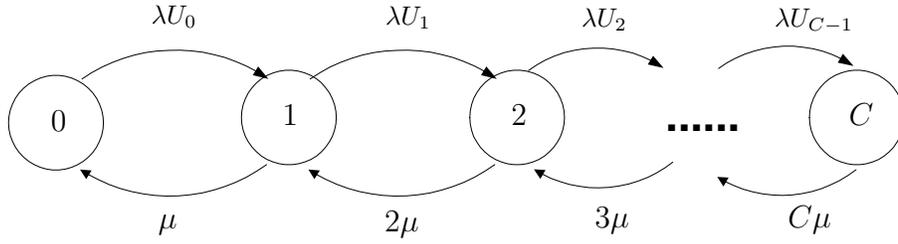


Figura 3.3: Diagrama de estados para um enlace com interferência na admissão da chamada.

$$B_C = \frac{B_{C-1}}{B_{C-1} + \frac{1}{\frac{A}{C} \frac{U_{C-1}}{D_{C-1}}}} \quad (3.25)$$

e

$$O_C = \frac{O_{C-1} + \frac{U_{C-1}}{D_{C-1}} B_{C-1} \left(\frac{A}{C} - 1\right)}{1 + \frac{A}{C} \frac{U_{C-1}}{D_{C-1}} B_{C-1}}, \quad (3.26)$$

respectivamente, com $B_0 = 1$, $E_0[k] = 0$ e $O_0 = 1$.

Em resumo, para o cálculo da probabilidade de *outage* de um enlace j , são necessários os seguintes dados: o tráfego oferecido ao enlace A_j , a capacidade deste enlace C_j , e as margens de interferência Z_λ e Z_μ . Esse método será referido como

$$O_j = Out(A_j, C_j, Z_\lambda, Z_\mu). \quad (3.27)$$

3.2.3 Controle de Admissão de Chamadas

Outro cenário possível de ser abordado pelo modelo descrito é o de controle de admissão. Assim, a chamada não sai do sistema pelo aumento da interferência, mas apenas pelo término da mesma. Neste caso, a interferência afeta apenas as taxas de chegada λ_k .

A Figura 3.3 representa a cadeia de Markov para este cenário. Partindo de (3.19), as funções (3.3) são agora definidas como

$$\begin{aligned} l_k &= U_k, \\ m_k &= k. \end{aligned} \quad (3.28)$$

Conseqüentemente, as equação (3.4) e (3.5) se tornam

$$X_k = \frac{U_k}{k+1} \quad (3.29)$$

e

$$S_k = \frac{\frac{A^k}{k!} \prod_{i=0}^{k-1} U_i}{1 + \sum_{m=1}^C \frac{A^m}{m!} \prod_{i=0}^{m-1} U_i}, \quad (3.30)$$

respectivamente.

As equações (3.7), (3.8) e (3.11) podem ser reescritas como

$$E_C[k] = \frac{AU_{C-1}B_{C-1} + E_{C-1}[k]}{1 + \frac{A}{C}U_{C-1}B_{C-1}}, \quad (3.31)$$

$$B_C = \frac{B_{C-1}}{B_{C-1} + \frac{1}{\frac{A}{C}U_{C-1}}} \quad (3.32)$$

e

$$O_C = \frac{O_{C-1} + U_{C-1}B_{C-1}(\frac{A}{C} - 1)}{1 + \frac{A}{C}U_{C-1}B_{C-1}}, \quad (3.33)$$

respectivamente, com $B_0 = 1$, $E_0[k] = 0$ e $O_0 = 1$.

Este modelo é um caso particular do modelo mais geral apresentado na seção 3.2.2, com a margem de interferência Z_μ igual a infinito. Novamente para o cálculo da probabilidade de *outage* de um enlace j , são necessários os seguintes dados: o tráfego oferecido ao enlace A_j , a capacidade deste enlace C_j , e a margem de interferência Z_λ . Esse método será referido como

$$O_j = Out(A_j, C_j, Z_\lambda, \infty). \quad (3.34)$$

Vale salientar que, para ambas margens de interferência suficientemente grandes, a probabilidade de *outage* é definida apenas pelo bloqueio por falta de recursos. Neste caso,

$$O_C = B_C = \frac{B_{C-1}}{B_{C-1} + \frac{1}{\frac{A}{C}}}, \quad (3.35)$$

que equivale ao método recursivo de Erlang [35].

3.3 Aproximação de Carga Reduzida

A Seção 3.2 apresentou um modelo para cálculo da probabilidade de *outage* para um único enlace, aplicável diretamente para uma rede de enlace único ($J = 1$). Em uma rede de

múltiplos saltos, com várias rotas compostas de múltiplos enlaces, deve-se utilizar uma cadeia de Markov multidimensional para o cálculo exato da probabilidade de *outage*. As dimensões desta cadeia, bem como os números de estados crescem com a quantidade de enlaces e de troncos [39], o que pode tornar o cálculo da probabilidade de *outage* inviável.

Baseado em [40], é derivada uma aproximação que utiliza a probabilidade de *outage*. Considerando que o bloqueio ocorre independentemente de enlace para enlace, as chamadas chegam ao enlace j de acordo com um processo poissoniano com um tráfego A_j igual a

$$A_j = \sum_{r \in R_j} A_r \prod_{\substack{l \in r \\ l \neq j}} (1 - O_l), \quad (3.36)$$

em que R_j é o conjunto de rotas que utilizam o enlace j , A_r é o tráfego oferecido a cada rota, e O_j denota a probabilidade de *outage* do enlace j . A equação (3.36) aproxima a carga oferecida ao enlace j pela soma das cargas oferecidas a cada rota que passa por este enlace, reduzidas pelas probabilidades de *outage* dos outros enlaces destas rotas. Por este motivo, esta aproximação é chamada de *aproximação de carga reduzida*.

Assim, (3.36) é aplicada em (3.27) a fim de obter a probabilidade de *outage* de cada enlace O_j , isto é,

$$O_j = Out\left(\sum_{r \in R_j} A_r \prod_{\substack{l \in r \\ l \neq j}} (1 - O_l), C_j, Z_\lambda, Z_\mu\right). \quad (3.37)$$

Considerando independência entre os enlaces, a probabilidade de *outage* de cada rota O_r é

$$O_r = 1 - \prod_{j \in r} (1 - O_j). \quad (3.38)$$

Observe que (3.37) é uma equação transcendental, que deve ser resolvida por métodos numéricos até a convergência com uma precisão pré-determinada. Um possível e simples método para resolver esta equação é o método de relaxação. Este método utiliza uma entrada inicial na equação, com o resultado re-aplicado nela mesma até a convergência. Como discutido em [36], este método converge para uma única solução. Por este motivo, esta aproximação também é chamada de *aproximação de ponto fixo*.

O método pode ser resumido da seguinte forma:

- As entradas são: a composição das rotas, o tráfego para cada rota A_r , a capacidade de cada enlace C_j , e as margens de interferências Z_λ e Z_μ ;
- O processo iterativo começa com um valor inicial arbitrário para a probabilidade de *outage* O_j para cada enlace, usado em (3.37) para calcular o novo valor para O_j ;

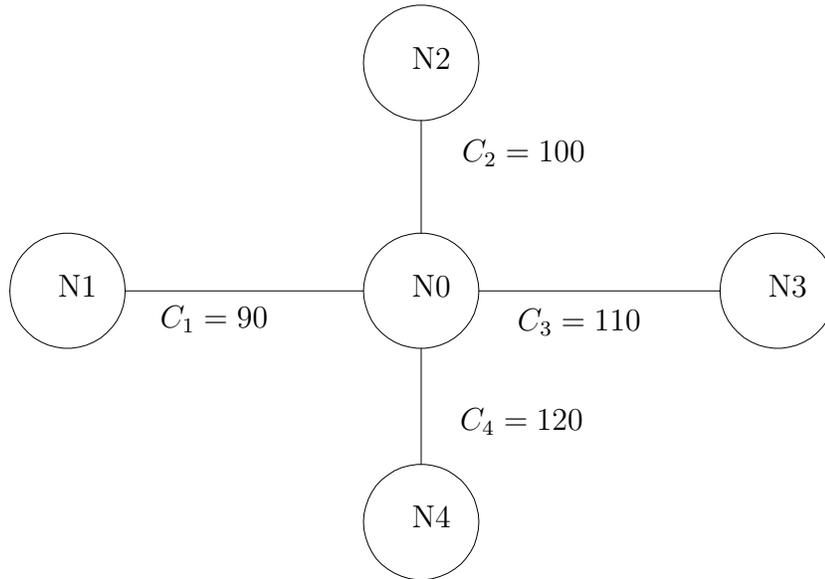


Figura 3.4: Exemplo de rede em estrela

- Se a diferença entre o novo e o antigo valor de O_j estiver abaixo de uma determinada precisão, o processo iterativo chega ao fim. Caso contrário, o processo recomeça usando o novo valor de O_j
- Os valores finais de O_j são aplicados em (3.38), a fim de encontrar a probabilidade de *outage* O_r de cada rota.

O programa escrito em linguagem MatLab, que utiliza o método para cálculo da probabilidade de *outage*, é mostrado no Anexo I.

3.4 Aplicação e Validação

A rede apresentada na Figura 3.4, usada em [40], é utilizada como exemplo para aplicação e validação da aproximação de carga reduzida proposta. A rede é composta de 4 enlaces ligando o nó N0 aos outros nós. Todos os nós, menos o nó N0, geram tráfego para todos os outros nós menos N0. Assim, o nó N0 é apenas um nó de repasse, e seis rotas são definidas para esta rede. A capacidade de cada enlace é a mesma usada em [40], conforme mostrado na Figura 3.4. As condições de propagação são caracterizadas pelo desvanecimento Rayleigh.

Com a finalidade de validar o método proposto, bem como verificar sua precisão, dois simuladores a eventos discretos [41] foram desenvolvidos. O primeiro utiliza a técnica de simulação perfeita [42], e o segundo a de simulação de rede [41]. Ambos simulam uma rede sem fio de múltiplos saltos com chamadas sendo geradas segundo um processo de Poisson de média λ_r para cada uma das seis rotas. As chamadas têm duração exponencial de média μ_r . As simulações não dependem do modelo de rede proposto na Seção 3.1, não considerando portanto independência entre os enlaces. Todas as simulações foram configuradas de forma a alcançar um intervalo de confiança de 95%. Para tanto, utilizou-se a técnica de *bootstrap* [43] para tratamento dos dados gerados. O método analítico foi executado com uma precisão de 10^{-6} .

O primeiro simulador foi desenvolvido para validar o modelo apresentado na Seção 3.2.2. O uso de simulação a eventos discretos com taxas de saídas variáveis é impossibilitado pela dificuldade de se alterar a posição do evento *saída* dentro do calendário de eventos. Uma forma de contornar este problema é utilizar a técnica de simulação perfeita, alterando a taxa de chegada de cada estado k pela função X_k . Mais detalhes sobre este simulador podem ser encontrados no Apêndice C.

A Tabela 3.1 apresenta os valores de probabilidade de *outage* para cada rota, obtidos através da simulação e do método analítico proposto, para diferentes cenários. O tráfego gerado para cada rota, é de $10Erl$. O valor de Z_λ é fixado em $40dB$ e, para cada coluna, diferentes valores de Z_μ são considerados. A primeira coluna representa a situação em que $Z_\lambda > Z_\mu$, indicando que aceitar a chamada é mais fácil do que mantê-la. Isto representa um sistema com altos requisitos de qualidade de serviço. A segunda coluna mostra limiares iguais para admissão e manutenção da chamada. Finalmente, a terceira coluna mostra valores para uma situação em que o controle de admissão é mais restritivo que a manutenção da chamada.

Apesar dos enlaces terem capacidades diferentes, as rotas apresentam probabilidades de *outage* idênticas. Isto se deve ao fato da interferência ser o principal motivo de indisponibilidade, tornando praticamente igual a probabilidade de *outage* em todos os enlaces e, conseqüentemente, em todas as rotas.

A Tabela 3.2 mostra o mesmo cenário da Tabela 3.1, porém com um tráfego gerado de $100Erl$ para cada rota. Analisando as duas tabelas, observa-se que os valores obtidos analiticamente estão de acordo com aqueles obtidos através de simulação. Na Tabela 3.2, observa-se que, à medida que a rede se torna menos restritiva às condições de interferência, isto é, com o aumento de Z_μ , a probabilidade de *outage* deixa de ser igual a todos os enlaces, e conseqüentemente, a todas as rotas. Como a condição de *outage* passa a ser determinada principalmente pelo bloqueio de tráfego, a diferença de capacidade entre os enlaces torna-se aparente.

Rota	$Z_\mu = 20dB$		$Z_\mu = 40dB$		$Z_\mu = 100dB$	
	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação
N1 - N2	0.3309	0.3302	0.0118	0.0119	0.0059	0.0058
N1 - N3	0.3309	0.3309	0.0118	0.0118	0.0059	0.0058
N1 - N4	0.3309	0.3311	0.0118	0.0119	0.0059	0.0058
N2 - N3	0.3309	0.3295	0.0118	0.0117	0.0059	0.0059
N2 - N4	0.3309	0.3306	0.0118	0.0117	0.0059	0.0060
N3 - N4	0.3309	0.3316	0.0118	0.0119	0.0059	0.0059

Tabela 3.1: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego de $(10Erl)$, $Z_\lambda = 40dB$ e diferentes valores de Z_μ .

Rota	$Z_\mu = 20dB$		$Z_\mu = 40dB$		$Z_\mu = 100dB$	
	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação
N1 - N2	0.7617	0.7628	0.7425	0.7419	0.7425	0.7428
N1 - N3	0.7617	0.7614	0.7046	0.7045	0.7046	0.7050
N1 - N4	0.7617	0.7612	0.6621	0.6621	0.6619	0.6615
N2 - N3	0.7615	0.7616	0.6594	0.6593	0.6593	0.6596
N2 - N4	0.7615	0.7614	0.6103	0.6103	0.6101	0.6105
N3 - N4	0.7615	0.7610	0.5530	0.5527	0.5526	0.5527

Tabela 3.2: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego de $(100Erl)$, $Z_\lambda = 40dB$ e diferentes valores de Z_μ .

Nota-se também na Tabela 3.2 que a probabilidade de *outage* para $Z_\mu = 40dB$ é praticamente igual aquela para $Z_\mu = 100dB$. Isso ocorre visto que, para ambos valores, a interferência durante a chamada já não influencia tanto no fenômeno de *outage* como para baixos valores de Z_μ . Em ambos os casos, o bloqueio por falta de recursos é a principal causa de indisponibilidade de conexão.

O segundo simulador a eventos discretos foi desenvolvido com o intuito de validar o modelo apresentado na seção 3.2.3. Neste caso, utilizou-se a simulação de rede, que reflete melhor o comportamento de uma rede de comunicações. A taxa de chegada em cada rota é fixa e igual a λ_r . As potências de cada chamada são sorteadas segundo uma exponencial negativa de média unitária. A chamada só será admitida se não houver interferência nesta nova chamada, conforme equação (3.1), e se houver troncos disponíveis. Mais detalhes sobre este simulador podem ser encontrados no Apêndice C.

As Tabelas 3.3 e 3.4 apresentam os resultados obtidos através do método analítico e da simulação. A Tabela 3.3 mostra os valores de probabilidade de *outage* para cada rota, obtidos para $Z_\lambda = 30dB$ e diferentes valores de tráfego uniforme (igual para todas as rotas), especificados em cada coluna.

A Tabela 3.4 segue o mesmo formato da Tabela 3.3, mas para diferentes valores de

Rota	$A_r = 1Erl$		$A_r = 5Erl$		$A_r = 10Erl$	
	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação
N1 - N2	0.0059	0.0059	0.0287	0.0287	0.0551	0.0549
N1 - N3	0.0059	0.0059	0.0287	0.0289	0.0551	0.0552
N1 - N4	0.0059	0.0059	0.0287	0.0286	0.0551	0.0551
N2 - N3	0.0059	0.0059	0.0287	0.0286	0.0551	0.0547
N2 - N4	0.0059	0.0059	0.0287	0.0286	0.0551	0.0550
N3 - N4	0.0059	0.0059	0.0287	0.0287	0.0551	0.0552

Tabela 3.3: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego uniforme e $Z_\lambda = 30dB$.

Rota	$Z_\lambda = 10dB$		$Z_\lambda = 20dB$		$Z_\lambda = 40dB$	
	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação
N1 - N2	0.7504	0.7495	0.3290	0.3286	0.0006	0.0006
N1 - N3	0.7504	0.7503	0.3290	0.3283	0.0006	0.0006
N1 - N4	0.7504	0.7502	0.3290	0.3289	0.0006	0.0006
N2 - N3	0.7504	0.7503	0.3290	0.3296	0.0006	0.0006
N2 - N4	0.7504	0.7503	0.3290	0.3285	0.0006	0.0006
N3 - N4	0.7504	0.7498	0.3290	0.3289	0.0006	0.0006

Tabela 3.4: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego ($10Erl$) e diferentes valores de Z_λ .

margem de interferência Z_λ , especificados em cada coluna. Para valores pequenos de Z_λ , a interferência é a razão principal da condição de *outage*. À medida que Z_λ cresce, a razão principal passa a ser o bloqueio por falta de recursos. Este fato é melhor observado em situações de tráfego mais alto, conforme mostra a Tabela 3.5, em que o tráfego para cada rota é de $100Erl$.

A importância do método analítico e sua aplicabilidade mostra-se mais aparente quando os tempos de processamento para obter os valores são analisados. Ambos os métodos foram implantados no programa *Matlab 7.0* em um computador *Pentium* de $3GHz$ de *clock* com sistema operacional *Windows XP*. Para alcançar o intervalo de confiança de 95%, foram executadas 5 simulações com sementes diferentes, cada uma com uma duração de 10^7 eventos (chegadas ou saídas). Para obter os valores de uma coluna da Tabela 3.3, por exemplo, cada uma das 5 simulações leva, em média, 2.2×10^4 segundos ou, aproximadamente 6 horas. Já a solução analítica leva, aproximadamente, 0.6 segundos para gerar os valores.

Rota	$Z_\lambda = 10dB$		$Z_\lambda = 20dB$		$Z_\lambda = 200dB$	
	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação
N1 - N2	0.9475	0.9476	0.7603	0.7606	0.7426	0.7383
N1 - N3	0.9475	0.9475	0.7603	0.7582	0.7046	0.7050
N1 - N4	0.9475	0.9474	0.7603	0.7601	0.6617	0.6607
N2 - N3	0.9475	0.9475	0.7601	0.7576	0.6593	0.6588
N2 - N4	0.9475	0.9474	0.7601	0.7592	0.6098	0.6030
N3 - N4	0.9475	0.9476	0.7601	0.7561	0.5522	0.5496

Tabela 3.5: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego ($100Erl$) e diferentes valores de Z_λ .

3.5 Conclusões

Neste capítulo, apresentou-se um método para o cálculo da probabilidade de *outage* para redes sem fio de múltiplos saltos comutadas por circuito. Um modelo de enlace geral foi proposto, do qual outros modelos mais específicos foram derivados. Este modelo utiliza a definição de tráfego carregado para o cálculo da probabilidade de *outage*, que é a probabilidade de estar indisponível por falta de recursos ou por aumento da interferência. O método usa o modelo de enlace em uma aproximação de carga reduzida, que leva em conta o tráfego *multihop*, e calcula a probabilidade de *outage* para cada rota.

Um exemplo de aplicação foi mostrado, comparando os valores obtidos através do método proposto com aqueles obtidos por simulação. Em termos práticos, ambos os resultados são indistinguíveis, o que valida o modelo. A vantagem do método analítico é evidente quando seu tempo de processamento é comparado com o da simulação.

Entretanto, este método considera apenas a interferência sofrida entre chamadas de um mesmo enlace. Na maioria das vezes, não é possível separar os enlaces de forma que a interferência entre eles seja desprezada. É necessário que o modelo de interferência estime a interferência dos outros enlaces. Este é o tema do próximo capítulo.

Capítulo 4

Interferência dos Outros Enlaces

“Give every man thy ear, but few thy voice.”

William Shakespeare

No modelo de rede apresentado no Capítulo 3, a interferência em uma chamada é causada apenas pelas chamadas dentro do enlace. Conseqüentemente, para se determinar a probabilidade de interferência em uma chamada, é preciso conhecer apenas a margem de interferência considerada, o ambiente de propagação do enlace, e o estado de ocupação do enlace.

Considere agora que as chamadas sofrem interferência não apenas das chamadas do mesmo enlace, mas também das chamadas dos outros enlaces. Neste caso, para se calcular a probabilidade de interferência em uma chamada, é necessário saber a ocupação de cada enlace e como cada enlace interfere na chamada, isto é, como é modelada a propagação entre enlaces diferentes. Com base nestes dados, para se utilizar o modelo proposto, é preciso encontrar o número de interferentes existentes no momento de requisição de troncos (para o caso de controle de admissão) ou durante a chamada (para o caso de controle de queda). Isso requer a determinação de todas as possíveis combinações de ocupação dos enlaces, o que torna o método computacionalmente inviável para redes maiores.

Neste capítulo, são propostas aproximações para diferentes casos de interferência. As aproximações apresentadas são testadas para o modelo de controle de admissão, representado na Figura 3.3, embora as aproximações propostas também valham para o modelo mais geral, em que a manutenção da chamada também é contemplada. Novamente, as expressões são obtidas para o ambiente Rayleigh. Contudo, o método pode ser aplicado em outros ambientes de propagação.

4.1 Mesmo Ambiente de Propagação

O primeiro caso analisado é aquele em que todos os enlaces estão no mesmo ambiente de propagação e que a distância entre os enlaces não é suficientemente grande para atenuar o sinal transmitido e o sinal interferente. Este caso assemelha-se às redes que ocupam uma área pequena onde todos os nós interferem neles mesmos praticamente da mesma forma.

Partindo do modelo apresentado no Capítulo 3, observa-se que a única diferença entre aquele caso e este é o número de interferentes. No caso anterior, o número de interferentes era dado pelo estado do enlace menos um (chamada desejada). Neste caso, o número de enlaces ocupados nos outros enlaces também deve ser considerado no cálculo da probabilidade de interferência.

Encontrar o número exato de interferentes requer o conhecimento de todas as possíveis combinações de ocupação dos enlaces, bem como as suas probabilidades de ocorrência, um problema longe de ser trivial. Entretanto, uma aproximação simples pode ser utilizada: o número médio de troncos ocupados $E_C[k]$. No modelo anterior, o número de interferentes n para cada enlace j era dado pelo estado do enlace menos uma chamada (chamada analisada). Para o novo modelo, o número de interferentes é dado pelo número de interferentes n_j no enlace j adicionado à soma dos números médios $E_{C_l}[k]$ de chamadas em cada outro enlace l diferente de j . Definindo,

$$E_j = \sum_{\substack{l \in J \\ l \neq j}} E_{C_l}[k], \quad (4.1)$$

a probabilidade de a interferência ser tolerável é dada por

$$I(n_j, Z, E_j) = \left(\frac{10^{Z/10}}{1 + 10^{Z/10}} \right)^{n_j + E_j}. \quad (4.2)$$

Para cada iteração do método analítico, os valores de $E_C[k]$ da iteração anterior são utilizados para encontrar os valores de $E_C[k]$ atual e, conseqüentemente, o valor da probabilidade de a interferência ser tolerável. Estes valores são utilizados na aproximação de carga reduzida (Seção 3.3) para o cálculo da probabilidade de *outage*.

Como exemplo ilustrativo, o método é aplicado na mesma rede da Figura 3.4, com todos os enlaces num mesmo ambiente Rayleigh e todas as chamadas interferindo umas nas outras. Para o cálculo da probabilidade de *outage* são aplicados os métodos analítico e de simulação de rede, considerando a interferência de todas as chamadas de todos os enlaces. As análises foram feitas para o modelo de controle de admissão (Seção 3.2.3). As Tabelas 4.1 e 4.2 mostram os valores para probabilidade de *outage* obtidos através dos métodos analíticos e de simulação, variando o tráfego e a margem de interferência, respectivamente. A comparação

Rota	$A_r = 1Erl$		$A_r = 5Erl$		$A_r = 10Erl$	
	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado
N1 - N2	0.0232	0.0230	0.1021	0.1023	0.1788	0.1779
N1 - N3	0.0232	0.0229	0.1021	0.1019	0.1788	0.1787
N1 - N4	0.0232	0.0234	0.1021	0.1015	0.1788	0.1784
N2 - N3	0.0232	0.0229	0.1021	0.1022	0.1788	0.1782
N2 - N4	0.0232	0.0231	0.1021	0.1020	0.1788	0.1782
N3 - N4	0.0232	0.0231	0.1021	0.1022	0.1788	0.1786

Tabela 4.1: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego uniforme e $Z_\lambda = 30dB$.

Rota	$Z_\lambda = 10dB$		$Z_\lambda = 20dB$		$Z_\lambda = 40dB$	
	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado
N1 - N2	0.8989	0.8961	0.6077	0.6059	0.0232	0.0232
N1 - N3	0.8989	0.8957	0.6077	0.6051	0.0232	0.0231
N1 - N4	0.8989	0.8958	0.6077	0.6052	0.0232	0.0231
N2 - N3	0.8989	0.8959	0.6077	0.6050	0.0232	0.0227
N2 - N4	0.8989	0.8960	0.6077	0.6053	0.0232	0.0233
N3 - N4	0.8989	0.8959	0.6077	0.6048	0.0232	0.0233

Tabela 4.2: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego ($10Erl$) e diferentes valores de Z_λ .

entre os valores mostra que o método analítico apresenta resultados praticamente idênticos àqueles da simulação. Como esperado, ao comparar com os valores obtidos nas Tabelas 3.3 e 3.4, os valores da probabilidade de *outage* aumentaram ao considerar a interferência dos outros enlaces.

4.2 Interferências Diferentes

Considere agora o cenário onde os enlaces interferem com potências diferentes. De alguma forma, seja por atenuação ou cancelamento de interferência, os enlaces interferentes não contribuem com toda a potência ao interferir em outro enlace. Neste caso, a equação 4.2 não pode ser utilizada, já que, apesar de as potências interferentes serem modeladas pela mesma variável aleatória, suas médias diferem. Existem n_j interferentes no mesmo enlace j e $E_{C_l}[k]$ interferentes de cada enlace interferente l . Deste modo, a probabilidade da interferência ser

Rota	$A_r = 1Erl$		$A_r = 5Erl$		$A_r = 10Erl$	
	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado
N1 - N2	0.0112	0.0112	0.0525	0.0526	0.0977	0.0978
N1 - N3	0.0112	0.0112	0.0525	0.0523	0.0977	0.0974
N1 - N4	0.0112	0.0112	0.0525	0.0524	0.0977	0.0979
N2 - N3	0.0112	0.0113	0.0525	0.0530	0.0977	0.0976
N2 - N4	0.0112	0.0111	0.0525	0.0527	0.0977	0.0974
N3 - N4	0.0112	0.0112	0.0525	0.0524	0.0977	0.0980

Tabela 4.3: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego uniforme e $Z_\lambda = 30dB$.

Rota	$Z_\lambda = 10dB$		$Z_\lambda = 20dB$		$Z_\lambda = 40dB$	
	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado
N1 - N2	0.8344	0.8321	0.4587	0.4581	0.0112	0.0112
N1 - N3	0.8344	0.8324	0.4587	0.4573	0.0112	0.0111
N1 - N4	0.8344	0.8321	0.4587	0.4570	0.0112	0.0112
N2 - N3	0.8344	0.8322	0.4587	0.4589	0.0112	0.0113
N2 - N4	0.8344	0.8322	0.4587	0.4571	0.0112	0.0112
N3 - N4	0.8344	0.8321	0.4587	0.4571	0.0112	0.0112

Tabela 4.4: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego de $10Erl$ e diferentes valores de Z_λ .

tolerável para o ambiente Rayleigh de médias diferentes é dada por (Ver Apêndice B)

$$I(n_j, J, Z, \mathbf{E}_j, \delta_j, \mathbf{D}_j) = \left(\frac{1}{1 + \frac{1}{10^{Z/10}}} \right)^{n_j} \prod_{\substack{l \in J \\ l \neq j}} \left(\frac{1}{1 + \frac{1}{10^{Z/10}} \frac{\delta_{l,j}}{\delta_j}} \right)^{E_{C_l}[k]}, \quad (4.3)$$

em que δ_j é média da potência recebida do enlace j , $\delta_{l,j}$ é média da potência oriunda do enlace l que interfere no enlace j , \mathbf{E}_j é o vetor composto dos números médios de chamadas em cada enlace $E_{C_l}[k] \forall l \neq j$, e \mathbf{D}_j é o vetor composto das médias $\delta_{l,j}$ dos interferentes.

Para fins ilustrativos, o seguinte exemplo é proposto, a partir da rede mostrada na Figura 3.4. Neste exemplo, a potência recebida por cada enlace tem média unitária ($\delta_j = 1 \forall j$), porém a interferência recebida pelos outros enlaces equivale a 30% da potência, isto é, $\delta_{j,l} = 0.3 \forall l$. O mesmo procedimento aplicado a exemplos anteriores é aqui repetido. A probabilidade de *outage* é calculada através dos métodos analíticos e de simulação para o modelo de controle de admissão. As Tabelas 4.3 e 4.4 mostram os valores de probabilidade de *outage* obtidos variando o tráfego e a margem de interferência, respectivamente. Os valores obtidos através do método analítico estão praticamente idênticos aos valores simulados.

4.3 Atenuação pela Distância

Ao estender o modelo para casos ainda mais realistas, nos quais a distância não pode ser desprezada, o modelo precisa de mais dois dados importantes: a distância entre os nós e a direção das rotas. O primeiro determina qual a atenuação sofrida pelos sinais desejados e interferentes. O segundo identifica quais nós do enlace são transmissores ou receptores e, portanto, geradores ou sofreadores de interferência. Deste modo, duas chamadas em um mesmo enlace podem sofrer interferência de formas distintas, caso possuam direções opostas.

Nos modelos de interferência até então apresentados, o sinal não sofre atenuação, mas apenas o desvanecimento. Para o modelo que considera a atenuação pela distância, a potência recebida do sinal desejado é dada por $p_0 = a_0 T_0 c_0$, em que T_0 é a potência de transmissão do sinal desejado, c_0 é a perda de percurso entre o transmissor e o receptor e a_0 representa os efeitos do desvanecimento. Da mesma forma, $p_i = a_i T_i c_i$ representa a potência recebida originada em cada interferente i .

Considerando o modelo de decaimento exponencial com a distância [1], tem-se que

$$\begin{aligned} c_0 &= K d_0^{-\alpha_0} \\ c_i &= K d_i^{-\alpha_i}, \end{aligned} \tag{4.4}$$

em que K é uma constante de proporcionalidade que define a perda básica no percurso (geralmente calculada a uma distância de $1km$), d_0 e d_i denotam as distâncias entre o receptor e seu transmissor e interferente, respectivamente. As constantes α_0 e α_i denotam os coeficientes de perda de percurso para transmissor e interferente, respectivamente, e apresentam valores típicos entre 2 (espaço livre) e 6 (área densamente povoada) [1].

A análise da direção das chamadas pode ser feita para dois casos. O primeiro é aquele em que os enlaces são direcionais. Existe um enlace que sai e/ou outro que chega a um nó. Deste modo, entre dois nós podem existir dois enlaces de capacidades distintas: um enlace de subida \vec{j} e um de descida \overleftarrow{j} , com capacidades $C_{\vec{j}}$ e $C_{\overleftarrow{j}}$, respectivamente. Cada enlace direcional é representado por uma cadeia de Markov diferente.

O outro caso é aquele em que os enlaces são bi-direcionais. A análise neste caso é mais complexa, visto que o enlace não pode mais ser modelado por uma cadeia de Markov unidimensional. Neste caso, a cadeia deve ser bi-dimensional, e o cálculo das probabilidades de estado torna-se mais complicado. Como as chamadas de subida e de descida sofrem interferências distintas, a cadeia bi-dimensional não representa um processo markoviano reversível [44], isto é, não há um balanceamento local, e conseqüentemente, a solução não apresenta forma de produto.

Neste trabalho de tese, apenas o caso em que os enlaces são direcionais é analisado. Para

cada enlace direcional, a interferência pode ser modelada segundo (4.2), considerando os nós como interferentes e não mais os enlaces. A equação (4.2) pode ser reescrita como (ver Apêndice B)

$$I(N, Z) = \prod_{i=1}^N \frac{1}{1 + \frac{1}{10^{Z/10}} \frac{T_i c_i}{T_0 c_0}} \quad (4.5)$$

No entanto, é preciso determinar o número de chamadas transmitidas por cada nó interferente. Como nos casos anteriores, este número também será aproximado pelo número médio de chamadas E_x transmitidas pelo nó x . Para enlaces direcionais, E_x é dado pela soma dos números médios de chamadas dos enlaces originados em x , isto é,

$$E_x = \sum E_{C_j}[k] \quad \forall j \text{ originado em } x. \quad (4.6)$$

A equação 4.5 torna-se então

$$I(N, Z, \mathbf{E}_x, T_0, c_0, \mathbf{T}_x, \mathbf{c}_x) = \prod_{x=1}^N \left(\frac{1}{1 + \frac{1}{10^{Z/10}} \frac{T_x c_x}{T_0 c_0}} \right)^{E_x}, \quad (4.7)$$

em que \mathbf{E}_x , \mathbf{T}_x e \mathbf{c}_x são os vetores compostos de número médio E_x de chamadas, potência de transmissão T_x e perda de percurso c_x dos nós interferentes.

No modelo de rede descrito na Seção 3.1, os nós podem simultaneamente transmitir e receber chamadas de diferentes rotas e até de diferentes enlaces como ocorre, por exemplo, com o nó N0 da Figura 3.4. Portanto, é possível que um nó, que esteja transmitindo para um enlace e recebendo por outro, gere uma alta interferência nele mesmo. Problemas como esse podem ser contornados através do uso de frequências diferentes ou de técnicas de cancelamento de interferência. Para contemplar este caso, foi introduzido no modelo um fator de redução de interferência f que pode variar entre 0, para o caso no qual o nó não interfere nele mesmo, e 1, para a situação de interferência total. Tal fator é multiplicado pela potência de transmissão do nó-receptor, isto é, $p_x = a_x f T_x c_x$ se x for o nó receptor.

O exemplo da Figura 3.4 pode ser utilizado para testar a precisão do modelo. Neste exemplo, as distâncias entre os nós da periferia e o nó central (N0) são de $10km$. Deste modo, os nós da periferia estão dispostos num quadrado de lado $10\sqrt{2}km$. A capacidade de cada enlace é dividida entre os enlaces de subida e de descida. Portanto, tem-se que $C_{\uparrow} = 45$ e $C_{\downarrow} = 45$, por exemplo. O expoente de propagação para todas as transmissões tem valor 4, referente a ambientes urbanos [1]. Todos os nós transmitem na mesma potência, isto é, $T_x = T \forall x$.

Rota	$A_r = 1Erl$		$A_r = 5Erl$		$A_r = 10Erl$	
	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado
N1 - N2	0.0232	0.0230	0.1021	0.1023	0.1788	0.1779
N1 - N3	0.0232	0.0229	0.1021	0.1019	0.1788	0.1787
N1 - N4	0.0232	0.0234	0.1021	0.1015	0.1788	0.1784
N2 - N3	0.0232	0.0229	0.1021	0.1022	0.1788	0.1782
N2 - N4	0.0232	0.0231	0.1021	0.1020	0.1788	0.1782
N3 - N4	0.0232	0.0231	0.1021	0.1022	0.1788	0.1786
N2 - N1	0.0232	0.0230	0.1021	0.1023	0.1788	0.1779
N3 - N1	0.0232	0.0229	0.1021	0.1019	0.1788	0.1787
N4 - N1	0.0232	0.0234	0.1021	0.1015	0.1788	0.1784
N3 - N2	0.0232	0.0229	0.1021	0.1022	0.1788	0.1782
N4 - N2	0.0232	0.0231	0.1021	0.1020	0.1788	0.1782
N4 - N3	0.0232	0.0231	0.1021	0.1022	0.1788	0.1786

Tabela 4.5: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego uniforme, $f = 0$ e $Z_\lambda = 30dB$.

O mesmo procedimento aplicado a exemplos anteriores é aqui repetido. A probabilidade de *outage* é calculada através dos métodos analíticos e de simulação para o modelo de controle de admissão. As Tabelas 4.5 e 4.6 mostram os valores para probabilidade de *outage* obtidos variando o tráfego e a margem de interferência, respectivamente, para um fator de interferência $f = 0$. A comparação entre os valores mostra que a aproximação apresenta resultados muito próximos àqueles da simulação.

A Tabela 4.7 mostra os valores obtidos para probabilidade de *outage* através de simulação e do método analítico, para um tráfego de $10Erl$ em cada rota, $Z_\lambda = 30dB$ e diferentes valores de f .

4.4 Conclusões

Neste capítulo, modelos de interferência mais realistas foram propostos para o método analítico apresentado no Capítulo 3. O cálculo exato da probabilidade de interferência envolvendo todas as chamadas de uma rede sem fio de múltiplos saltos é uma tarefa extremamente complexa. No entanto, para calcular probabilidade de interferência originada nos outros enlaces, foi utilizada uma aproximação baseada no número médio de enlaces ocupados em cada enlace.

As aproximações foram feitas para três casos. O primeiro caso representa a situação em que todos os enlaces estão no mesmo ambiente de propagação e os efeitos da separação espacial são desprezíveis. O segundo caso refere-se àquele em que as chamadas dos outros

Rota	$Z_\lambda = 10dB$		$Z_\lambda = 20dB$		$Z_\lambda = 40dB$	
	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado	Analítico	Simulado
N1 - N2	0.9038	0.9025	0.6205	0.6201	0.0264	0.0267
N1 - N3	0.9038	0.9022	0.6205	0.6200	0.0262	0.0261
N1 - N4	0.9038	0.9025	0.6205	0.6198	0.0262	0.0261
N2 - N3	0.9038	0.9034	0.6205	0.6199	0.0248	0.0252
N2 - N4	0.9038	0.9022	0.6205	0.6202	0.0248	0.0246
N3 - N4	0.9038	0.9023	0.6205	0.6197	0.0247	0.0246
N2 - N1	0.9038	0.9022	0.6205	0.6196	0.0264	0.0264
N3 - N1	0.9038	0.9023	0.6205	0.6196	0.0262	0.0261
N4 - N1	0.9038	0.9028	0.6205	0.6197	0.0262	0.0263
N3 - N2	0.9038	0.9023	0.6205	0.6203	0.0248	0.0249
N4 - N2	0.9038	0.9023	0.6205	0.6203	0.0248	0.0248
N4 - N3	0.9038	0.9025	0.6205	0.6199	0.0247	0.0245

Tabela 4.6: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego de $10Erl$, $f = 0$ e diferentes valores de Z_λ .

enlaces interferem com potências diferentes das chamadas do mesmo enlace. O terceiro caso representa uma situação ainda mais realista, em que a interferência que cada enlace sofre é calculada do ponto de vista do nó. Portanto, a posição dos nós, bem como as direções de transmissão, são dados importantes para o cálculo da probabilidade de interferência, e conseqüentemente, para o cálculo da probabilidade de *outage*. Para todos os três casos, os resultados obtidos através do método analítico foram comparados com aqueles obtidos através de simulação, mostrando-se compatíveis e validando o método.

Contudo, tanto o método quanto suas extensões foram baseados em redes cujos pares origem-destino apresentam apenas uma rota de enlaces conectando-os. Em uma situação mais realista, dois nós podem se comunicar através de diferentes caminhos. Cada caminho pode ser escolhido pelo algoritmo de roteamento definido para a rede. A análise da probabilidade de *outage* para múltiplas rotas conectando um par origem-destino é abordada no próximo capítulo.

Rota	$f = 0.0001$		$f = 0.001$		$f = 0.01$	
	Análítico	Simulado	Análítico	Simulado	Análítico	Simulado
N1 - N2	0.2599	0.2605	0.5471	0.5458	0.8633	0.8612
N1 - N3	0.2599	0.2597	0.5471	0.5459	0.8633	0.8612
N1 - N4	0.2599	0.2599	0.5471	0.5476	0.8633	0.8605
N2 - N3	0.2599	0.2595	0.5471	0.5464	0.8633	0.8612
N2 - N4	0.2599	0.2598	0.5471	0.5457	0.8633	0.8602
N3 - N4	0.2599	0.2597	0.5471	0.5462	0.8633	0.8606
N2 - N1	0.2599	0.2600	0.5471	0.5465	0.8633	0.8599
N3 - N1	0.2599	0.2596	0.5471	0.5464	0.8633	0.8605
N4 - N1	0.2599	0.2596	0.5471	0.5453	0.8633	0.8605
N3 - N2	0.2599	0.2603	0.5471	0.5461	0.8633	0.8609
N4 - N2	0.2599	0.2594	0.5471	0.5463	0.8633	0.8609
N4 - N3	0.2599	0.2592	0.5471	0.5470	0.8633	0.8612

Tabela 4.7: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada rota com tráfego uniforme de $10Erl$, $Z_\lambda = 30dB$ e diferentes valores de f .

Capítulo 5

Probabilidade de *Outage* e Roteamento

*“Two roads diverged in a yellow wood,
And sorry I could not travel both
And be one traveler, long I stood
And looked down one as far as I could
To where it bent in the undergrowth.”*

Robert Frost

Uma rede *ad hoc* é composta de terminais móveis ou fixos conectados por enlaces sem fio. Os terminais podem mover-se ou desligar-se independentemente, podendo alterar a topologia da rede aleatoriamente. Além da questão da conectividade, o surgimento de novos caminhos conectando um par de nós, bem como a desativação de caminhos em uso, dificultam a determinação de qual a melhor rota que uma informação deve seguir para chegar ao seu destino.

Mesmo em redes *ad hoc* estáticas, é comum existirem múltiplas rotas. A escolha da melhor rota pode ser feita com base em diversos critérios de capacidade e qualidade de serviço. A transmissão através destas múltiplas rotas pode reduzir ou aumentar a interferência e o bloqueio de tráfego, dependendo da topologia da rede.

Neste capítulo, a análise da probabilidade de *outage* é feita para redes com múltiplas rotas de enlaces conectando um mesmo par de nós. O método analítico proposto neste trabalho de tese é estendido de forma a contemplar a influência do roteamento na probabilidade de *outage* e, conseqüentemente, na capacidade.

5.1 Roteamento

Um par de nós pode ser conectado por diversos caminhos ou rotas possíveis. O roteamento é definido como o processo de encontrar o caminho, ou caminhos, ao longo da rede que conecta um par de nós, e de escolher o melhor caminho, caso mais de um seja definido [45]. O roteamento é responsável por criar um conjunto finito de rotas não-cíclicas, admissíveis e de qualidade de serviço satisfatória para cada par origem-destino. Dependendo do tamanho e da topologia da rede, a quantidade de caminhos possíveis pode ser elevada, levando o projetista da rede a empregar critérios para limitar as opções disponíveis. Estes critérios baseiam-se nas restrições de qualidade de serviço aplicadas ao enlace como, por exemplo, largura de banda, ou aplicadas ao caminho como, por exemplo, atraso fim-a-fim.

Basicamente, os métodos de roteamento podem ser divididos em dois tipos [46]. O roteamento adequado às redes, cujo conjunto total de rotas não muda constantemente ao longo do tempo, é chamado de roteamento estático. O conjunto de caminhos é obtido pelo projetista ou gerente da rede *a priori*, através de algoritmos de cálculo ou métodos heurísticos, com atualização circunstancial ou sazonal. Se, no entanto, este conjunto for uma função de cada requisição individual de acesso a rede, é utilizado o roteamento do tipo dinâmico. Neste caso, são necessários algoritmos automatizados que atuem em tempo real de operação da rede.

No processo de roteamento, duas políticas podem ser adotadas [45]. A primeira é o balanceamento de carga (*load sharing*), em que cada alternativa de rota entre um par origem-destino recebe um percentual de escoamento do tráfego total oferecido a este par. Assim, entre quaisquer nós x e y , um conjunto de rotas $R_{x,y} = \{r_{x,y}^1, r_{x,y}^2, \dots, r_{x,y}^R\}$ é definido, bem como um vetor de probabilidades $\rho_{x,y} = \{q_{x,y}^1, q_{x,y}^2, \dots, q_{x,y}^R\}$ associado a este conjunto, tal que, para os elementos $q_{x,y}$ deste vetor, tem-se que

$$\sum_{k=1}^R q_{x,y}^k = 1. \quad (5.1)$$

Outra política é o roteamento alternativo [45]. Existem várias técnicas de roteamento alternativo, sendo o transbordo (*overflow*) a mais simples. O transbordo define uma ordem de prioridade no conjunto de rotas $R_{x,y}$. A lista de rotas é ordenada segundo algum critério. A primeira rota $r_{x,y}^1$ tem a prioridade no atendimento às requisições. As requisições bloqueadas ou, de forma mais abrangente, em *outage*, para a primeira rota da lista utilizam a segunda rota $r_{x,y}^2$. Caso a segunda rota esteja em *outage*, as chamadas utilizam a terceira rota, e assim sucessivamente. Se a última rota estiver em *outage*, a chamada é perdida. O processo de transbordo é seqüencial, ocupando o primeiro caminho livre encontrado e, esgotando as

possibilidades, não leva em consideração novamente caminhos já tentados.

Os algoritmos de roteamento tradicionalmente usados em redes cabeadas não podem ser aplicados diretamente às redes *ad hoc*, em virtude das variações na topologia dinâmica, da falta de um controle centralizado e das restrições de energia e largura de banda. Assim, diversos algoritmos de roteamento para redes *ad hoc* foram propostos [47, 2].

5.2 Aproximação de Carga Reduzida e Roteamento

A aproximação de carga reduzida é utilizada para analisar as interações entre as chamadas de múltiplos saltos, a fim de determinar a probabilidade de *outage*. As expressões mostradas na Seção 3.3 podem ser alteradas para abordar a questão das múltiplas rotas entre cada par origem-destino.

Para tanto, mais um dado de entrada é necessário: o vetor de probabilidades $\rho_{x,y}$ para cada par de nó origem-destino. Para calcular o tráfego oferecido a cada enlace A_j , devem-se somar os tráfegos de todas as rotas possíveis que passam por este enlace multiplicados pelas probabilidades de elas serem escolhidas $q_{x,y}^r$ e pelas probabilidades de não ocorrer *outage* nos outros enlaces da rota $(1 - O_l)$, ou seja,

$$A_j = \sum_{r \in R_j} A_r q_{x,y}^r \prod_{\substack{l \in r \\ l \neq j}} (1 - O_l), \quad (5.2)$$

em que R_j é o conjunto de rotas que utilizam o enlace j , e A_r é o tráfego oferecido a cada rota.

Assim, (5.2) é aplicada em (3.27) a fim de obter a probabilidade de *outage* de cada enlace, isto é,

$$O_j = Out\left(\sum_{r \in R_j} A_r q_{x,y}^r \prod_{\substack{l \in r \\ l \neq j}} (1 - O_l), C_j, Z_\lambda, Z_\mu\right). \quad (5.3)$$

Considerando independência entre os enlaces, a probabilidade de *outage* para cada par origem-destino $O_{x,y}$ é

$$O_{x,y} = 1 - \sum_{r=1}^{R_{x,y}} q_{x,y}^r \prod_{j \in r} (1 - O_j). \quad (5.4)$$

A determinação do vetor de probabilidades $\rho_{x,y}$ depende do algoritmo de roteamento definido para a rede. O cálculo da probabilidade de escolha da rota $q_{x,y}$ pode não ser uma tarefa simples. Por exemplo, em [33], é proposto um método de cálculo destas probabilidades em redes cujo critério de roteamento é a menor carga (*least-loaded routing*). Este cálculo pode ser feito a cada iteração do método de relaxação utilizado para resolver a equação

transcendental (5.3).

A probabilidade de *outage* pode ser calculada para os roteamentos estáticos e dinâmicos, sendo que, para este último o cálculo deve ser feito a cada momento de mudança significativa no estado da rede, tal que os vetores $\rho_{x,y}$ necessitem ser atualizados.

O método aqui proposto é diretamente aplicável ao roteamento com balanceamento de carga. Para o roteamento com política de transbordo, a utilização do método é mais complexa. As várias combinações de possibilidades de transbordo para cada enlace devem ser levadas em conta, calculando todas as probabilidades condicionais de transbordo da rede ponderando os resultados parciais. Isto pode tornar o problema intrincado, mesmo para redes pequenas.

5.3 Aplicação e Validação

Para fins de aplicação e validação, a rede apresentada na Figura 5.1 é utilizada. Tal exemplo segue as mesmas características daquele apresentado na Figura 3.4, sendo acrescentados mais enlaces com o intuito de testar o método com múltiplas rotas. Além dos 4 enlaces ligando o nó N0 aos outros nós, existem mais 4 ligando os nós da periferia. Como no exemplo anterior, todos os nós menos o nó N0 geram tráfego para todos os outros nós menos N0.

Apenas as rotas com o comprimento de um ou dois enlaces são utilizadas. São definidas 14 rotas ligando 6 pares origem-destino. A Tabela 5.1 mostra tais rotas, bem como as probabilidades arbitrariamente definidas para cada uma. Estes valores indicam que o algoritmo de roteamento privilegia rotas menores (1 enlace).

A capacidade de cada enlace é mostrada na Figura 3.4. As condições de propagação são caracterizadas pelo desvanecimento Rayleigh e todas as chamadas interferem entre si da mesma forma (Seção 4.1). Tanto os enlaces quanto as rotas conectando par de nós são bi-direcionais.

O modelo de enlace adotado é o de controle de admissão (Seção 3.2.3), cujos valores analíticos são comparados com aqueles obtidos no simulador de rede. A escolha da rota a ser utilizada é dada por um sorteio de acordo com a Tabela 5.1. O modelo de controle de admissão e queda também pode ser facilmente aplicado a redes com múltiplas rotas, e testado com a simulação perfeita.

As Tabelas 5.2 e 5.3 apresentam os resultados obtidos através do método analítico e da simulação. A Tabela 5.2 mostra os valores de probabilidade de *outage* para cada rota, obtidos para $Z_\lambda = 30dB$ e diferentes valores de tráfego uniforme (igual para todos os pares origem-destino), especificados em cada coluna. A Tabela 5.3 segue o mesmo formato da

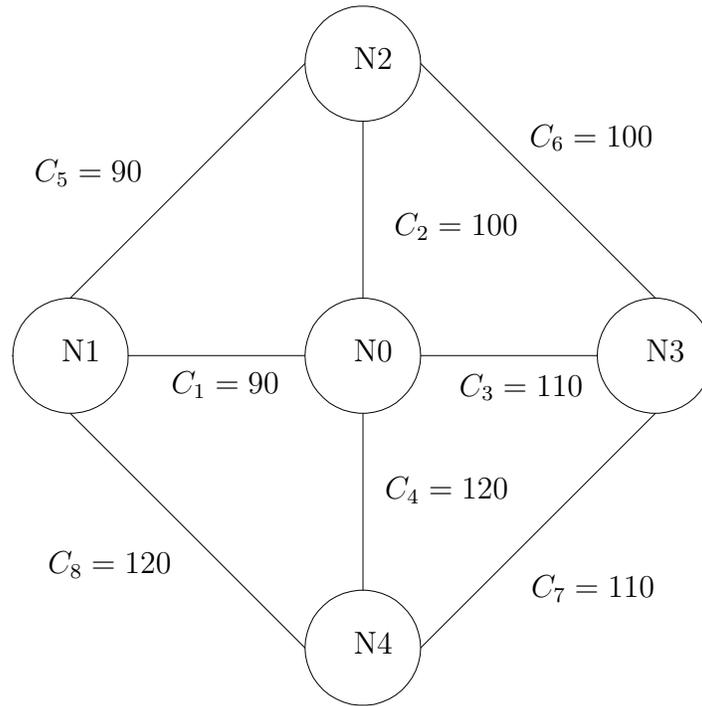


Figura 5.1: Exemplo de rede com múltiplas rotas.

Par origem destino	Rota	Probabilidade da rota
N1-N2	N1-N2	0.6
	N1-N0-N2	0.4
N1-N3	N1-N0-N3	0.333
	N1-N2-N3	0.333
	N1-N4-N3	0.334
N1-N4	N1-N4	0.6
	N1-N0-N4	0.4
N2-N3	N2-N3	0.6
	N2-N0-N3	0.4
N2-N4	N2-N0-N4	0.33
	N2-N1-N4	0.33
	N2-N3-N4	0.34
N3-N4	N3-N4	0.6
	N3-N0-N4	0.4

Tabela 5.1: Rotas definidas para a rede da Figura 5.1 e suas probabilidades.

Rota	$A_r = 1Erl$		$A_r = 5Erl$		$A_r = 10Erl$	
	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação
N1 - N2	0.0131	0.0131	0.0600	0.0603	0.1090	0.1095
N1 - N3	0.0187	0.0184	0.0850	0.0851	0.1530	0.1515
N1 - N4	0.0131	0.0132	0.0600	0.0605	0.1090	0.1094
N2 - N3	0.0131	0.0130	0.0600	0.0591	0.1090	0.1082
N2 - N4	0.0187	0.0180	0.0850	0.0863	0.1530	0.1542
N3 - N4	0.0131	0.0129	0.0600	0.0590	0.1090	0.1075

Tabela 5.2: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para cada par origem-destino com tráfego uniforme e $Z_\lambda = 30dB$.

Rota	$Z_\lambda = 10dB$		$Z_\lambda = 20dB$		$Z_\lambda = 40dB$	
	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação	Analítico	Simulação
N1 - N2	0.7919	0.7930	0.4520	0.4498	0.0131	0.0135
N1 - N3	0.9156	0.9057	0.5903	0.5863	0.0187	0.0188
N1 - N4	0.7919	0.7934	0.4520	0.4488	0.0131	0.0131
N2 - N3	0.7919	0.7925	0.4520	0.4514	0.0131	0.0133
N2 - N4	0.9156	0.9060	0.5903	0.5869	0.0187	0.0193
N3 - N4	0.7919	0.7927	0.4520	0.4511	0.0131	0.0132

Tabela 5.3: Valores analíticos e simulados para probabilidade de *outage* para par origem-destino com tráfego ($10Erl$) e diferentes valores de Z_λ .

Tabela 5.2, mas para diferentes valores de margem de interferência Z_λ , especificados em cada coluna. Os resultados para ambos os métodos são praticamente indistinguíveis, o que mostra a eficiência do método analítico.

Observa-se que os pares de origem-destino com três rotas conectando-os apresentam uma probabilidade de *outage* maior que aqueles com duas rotas. Isto ocorre porque, conforme mostra a Tabela 5.1, os pares com duas rotas utilizam mais a rota de enlace único, gerando e sofrendo menos interferência. Por sua vez, os pares com três rotas utilizam apenas rotas compostas por dois enlaces, suscetíveis a maiores interferência e bloqueio, apresentando assim uma maior probabilidade de *outage*.

5.4 Conclusões

Neste capítulo, o método de cálculo da probabilidade de *outage* proposto neste trabalho de tese foi estendido para abordar questões referentes ao roteamento. Em uma rede *ad hoc* real, é comum existir mais de um caminho conectando o mesmo par de nós origem-destino. O processo de roteamento deve escolher qual o melhor caminho a ser utilizado.

A utilização de múltiplas rotas traz mais redundância e segurança às transmissões, porém

torna mais complexo o dimensionamento. A escolha da rota pode influenciar na quantidade de tráfego oferecido à rede e, conseqüentemente na interferência.

O método proposto neste trabalho de tese foi modificado de forma a contemplar as probabilidades de escolha de cada rota. O cálculo destas probabilidades irá depender dos critérios e políticas de roteamento definidos para a rede analisada. Com o método, é possível verificar qual configuração de probabilidades de rotas garantem uma menor probabilidade de *outage* em cada enlace e em cada par origem-destino.

Os algoritmos de roteamento em redes *ad hoc* baseiam-se em várias métricas para determinar qual a melhor rota, de forma adaptativa. Mesmo para uma rede *ad hoc* dinâmica, a aplicação do método é possível, se para cada variação no conjunto de rotas, for possível determinar as probabilidades de escolha de cada uma delas.

Capítulo 6

Considerações finais

*“We shall not cease from exploration
And the end of all our exploring
Will be to arrive where we started
And know the place for the first time.”*

T.S. Eliot

Neste trabalho de tese, o problema do dimensionamento das redes *ad hoc* foi abordado através da análise da probabilidade de *outage*. Conforme mostrado, este é um problema complexo, tendo sido investigado na literatura de diversas maneiras.

Um método para o cálculo da probabilidade de *outage* foi proposto. Este método considera os efeitos do desvanecimento e do tráfego em múltiplos saltos, conjuntamente. Este tipo de análise é inédito na literatura, visto que os métodos existentes não contemplam os efeitos na probabilidade de *outage* de ambos os fenômenos concomitantemente.

O método proposto neste trabalho baseia-se na alteração das taxas de chegada e saída do enlace pela probabilidade e interferência. A probabilidade de *outage* para cada enlace é obtida através do tráfego cursado. A interação entre os enlaces e o bloqueio em múltiplos saltos é considerada através da aproximação de carga reduzida. Este novo tipo de abordagem abre campo para as mais diferentes aplicações referentes ao dimensionamento de redes sem fio.

O método apresenta ainda as vantagens de fácil implantação e baixa carga computacional. Apesar de terem sido mostradas aplicações apenas no ambiente de propagação Rayleigh, o método pode ser utilizado nas mais diversas condições de propagação, inclusive com sinais desejado e interferente em ambientes de propagação diferentes. Para isso basta que a probabilidade de interferência possa ser calculada para o ambiente analisado. O método é aplicável a qualquer topologia, desde que haja conhecimento das rotas que conectam os pares origem-destino.

Além do desvanecimento, o método também pode considerar a atenuação por distância,

fenômeno dependente da posição dos nós e da direção de transmissão. O método proposto também pode ser aplicado nos casos de múltiplas rotas ligando o mesmo par origem-destino, bastando para isso, conhecerem-se as probabilidades de escolha de cada rota.

Apesar da larga aplicabilidade do método, ele ainda representa um primeiro passo para um método analítico mais completo. Vários quesitos referentes ao dimensionamento de redes *ad hoc* não foram abordados neste trabalho de tese. Portanto, seguem algumas sugestões para trabalhos futuros:

- Estender o método para redes com múltiplas classes de serviço, cada uma com requisitos de capacidade e qualidade de serviço diferentes;
- Calcular a probabilidade de interferência não apenas para uma chamada, mas para todas as chamadas de modo simultâneo (probabilidade de pelo menos uma chamada sofrer interferência);
- Implantar o método para diferentes configurações de interferência [37] ou utilizando as aproximações para soma de variáveis aleatórias propostas em [48];
- Provar formalmente a equação (3.9) que relaciona probabilidade de *outage* e tráfego carregado;
- Alterar as variações da taxa de chegada e de saída de forma a serem dadas não apenas pela probabilidade de interferência, mas também pelos fenômenos da retenção [34], da captura e retransmissão [49], ou interações entre a camada MAC e a camada física [29];
- Investigar a influência de técnicas de aumento de capacidade na probabilidade de *outage*, tais como controle de potência, antenas direcionais, MIMO (*Multiple-Input Multiple-Output*) e *clusters* de nós;
- Contemplar outros modelos de tráfego diferentes do modelo poissoniano;
- Considerar não mais a independência de enlace, mas a independência de objeto [50];
- Estender o modelo de atenuação por distância para enlaces bidirecionais;
- Analisar a aplicação do método em redes com padrões de tráfego específicos, como as redes *mesh* sem fio, bem como as relações entre *outage* e equidade (*fairness*) de transmissão nestas redes.
- Testar o método com redes *ad hoc* reais, como por exemplo redes IEEE 802.11.

- Encontrar uma formulação para aplicação em redes aleatórias, partindo do processo pontual de Poisson [25];
- Incorporar modelos de mobilidade [51] ao método analítico, bem como suas implicações na conectividade e, conseqüentemente, no roteamento;
- Formular o cálculo das probabilidades de escolha das rotas para os mais diferentes protocolos de roteamento e inseri-lo como etapa do processo iterativo;
- Desenvolver, a partir do método analítico, um protocolo de roteamento cuja métrica seja a probabilidade de *outage* e analisar a convergência do método para tal protocolo;
- Modificar o modelo de rede para redes comutadas por pacotes.

Referências Bibliográficas

- [1] M. D. Yacoub, *Foundations of Mobile Radio Engineering*. CRC Press, 1993.
- [2] C. S. R. Murthy e B. S. Manoj, *Ad Hoc Wireless Networks: Architecture and Protocols*. Prentice Hall, 2000.
- [3] 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)*, 2001, pp. 61–69.
- [4] P. Gupta e P. R. Kumar, “The Capacity of Wireless Networks,” *IEEE Trans. on Information Theory*, vol. 46, no. 2, pp. 388–404, Março 2000.
- [5] S. Toumpis e A. Goldsmith, “Ad hoc network capacity,” in *Conference Record of the 34th Asilomar Conference on Signals, Systems and Computers*, vol. 2, Novembro 2000, pp. 1265–1269.
- [6] M. Grossglauser e D. Tse, “Mobility Increases the Capacity of Ad Hoc Wireless Networks,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 10, no. 4, pp. 477–486, Agosto 2002.
- [7] C. R. Lin e M. Gerla, “Adaptative Clustering for Mobile Wireless Networks,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 15, pp. 1265–1275, Setembro 1997.
- [8] A. Behzad e I. Rubin, “High Transmission Power Increases the Capacity of Ad Hoc Wireless Networks,” in *IEEE International Conference on Communications*, vol. 6, Junho 2004, pp. 3601–3606.
- [9] 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*, vol. 3, Junho 2000, pp. 1506–1513.

- [10] 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*, Outubro 2003, pp. 108–116.
- [11] A. Spyropoulos e C. S. Raghavendra, “Capacity Bounds For Ad-Hoc Networks Using Directional Antennas,” in *IEEE International Conference on Communications*, vol. 1, Maio 2003, pp. 348–352.
- [12] B. Liu, Z. Liu e D. Towsley, “On the Capacity of Hybrid Wireless Networks,” in *IEEE INFOCOM*, vol. 2, 2003, pp. 1543–1552.
- [13] P. Santi, *Topology Control in Wireless Ad Hoc and Sensor Networks*. John-Wiley and Sons, 2005.
- [14] IEEE 802.11 WLAN Working Group, “Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications High-speed Physical Layer in the 5 GHz Band,” IEEE-SA Standards Board, Relatório técnico, 2003.
- [15] D. M. Gallego, A. A. M. de Medeiros, P. Cardieri, M. D. Yacoub, C. Seo and E. J. Leonardo, “Capacity and QoS of Wireless Mesh Networks,” in *Proceedings of 4th International Information and Telecommunication Technologies Symposium, I2TS’05*, Dezembro 2005.
- [16] 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*, Dezembro 2002, pp. 211–214.
- [17] P. Gupta, R. Grey e P. R. Kumar, “An Experimental Scaling Law for Ad Hoc Networks,” in <http://black.csl.uiuc.edu/~prkumar>, 2001.
- [18] C. E. Seo, E. J. Leonardo, M. D. Yacoub, P. Cardieri, D. M. Gallego, A. A. M. de Medeiros, “Performance of IEEE802.11 in Wireless Mesh Network,” in *Proceedings of the SBMO/IEEE International Microwave and Optoelectronics Conference, IMOC2005*, Julho 2005.
- [19] J. Jun, “Capacity Estimation of Wireless Mesh Networks,” Dissertação de mestrado, Electrical and Computer Engineering Department at North Carolina State University, 2002.
- [20] 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*, Abril 2003, pp. 249–256.

- [21] D. M. Gallego, A. A. M. de Medeiros, P. Cardieri, M. D. Yacoub, C. Seo and E. J. Leonardo, “Capacidade das Redes WMN em Ambientes com Desvanecimento,” in *Anais do XXII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, SBrT’05*, Setembro 2005.
- [22] J. Jun e M. L. Sichitiu, “The Nominal Capacity of Wireless Mesh Networks,” *IEEE Wireless Communications*, vol. 10, no. 5, pp. 8–14, Outubro 2003.
- [23] R. R. Boorstyn, A. Kershenbaum, B. Maglaris e V. Sashin, “Throughput Analysis in Multihop CSMA Packet Radio Networks,” *IEEE Transactions on Communications*, vol. 35, no. 3, pp. 267–274, Março 1987.
- [24] F. A. Tobagi e J. M. Brazio, “Throughput Analysis of Multihop Packet Radio Networks Under Various Channel Access Schemes,” in *Proceedings of INFOCOM’83*, Abril 1983.
- [25] E. S. Sousa e J. A. Silvester, “Optimum Transmission Ranges in a Direct-Sequence Spread-Spectrum Multihop Packet Radio Network,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 8, no. 5, pp. 762–771, Junho 1990.
- [26] M. Zorzi e S. Pupolin, “Outage Probability in Multiple Access Packet Radio Networks in the Presence of Fading,” *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 43, no. 3, pp. 604–610, Agosto 1994.
- [27] H. Chhaya e S. Gupta, “Performance Modeling of Asynchronous Data Transfer Methods of IEEE 802.11 MAC Protocol,” *Wireless Networks*, vol. 3, pp. 217–234, 1997.
- [28] G. Bianchi, “Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, no. 3, pp. 565–547, Março 2000.
- [29] 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*, Setembro 2004, pp. 330–344.
- [30] C. M. Cordeiro, D. P. Agrawal e D. H. Sadok, “Interference Modeling and Performance of Bluetooth MAC Protocol,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 2, no. 6, pp. 1240–1246, Novembro 2003.
- [31] 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*, Dezembro 2003, pp. 216–220.

- [32] Y. Gugrajah e F. Takawira, “Analytical Model for Evaluating Blocking Probability in Wireless Ad Hoc Networks,” in *6th Africon Conference in Africa IEEE AFRICON*, Outubro 2002, pp. 277–282.
- [33] M. Liu and J. S. Baras, “Fixed Point Approximation for Multirate Multihop Loss Networks With State-Dependent Routing,” *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 12, no. 2, pp. 361–374, Abril 2004.
- [34] M. Zafer e E. Modiano, “Blocking Probability and Channel Assignment in Wireless Networks,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 5, no. 4, pp. 869–879, 2006.
- [35] L. Kleinrock, *Queueing System: Theory*. Wiley-Interscience, 1975, vol. 1.
- [36] A. Kumar, D. Manjunath e J. Kuri, *Communication Networking: An Analytical Approach*. Morgan Kaufman, 2004.
- [37] N. F. Keffer, “Interferência Cocanal e Técnicas de Encaminhamento Alterativo,” Tese de doutorado, Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, 1997.
- [38] J. S. Lee e L. E. Miller, *CDMA Systems Engineering Handbook*. Artech House Publishers, 1998.
- [39] F. P. Kelly, “Loss Networks,” *Annals of Applied Probability*, vol. 1, no. 3, pp. 319–378, 1991.
- [40] S. P. Chung e K. W. Ross, “Reduced Load Approximations for Multirate Loss Networks,” *IEEE Transactions on Communications*, vol. 41, no. 8, pp. 1222–1231, 1993.
- [41] J. Banks, J. S. Carson e B. L. Nelson, *Discrete-Event System Simulation*. Prentice Hall, 2004.
- [42] N. Maric, “Simulação Perfeita para Redes com Perdas,” Dissertação de mestrado, Universidade Estadual de Campinas, Instituto de Matemática, Estatística e Computação Científica, 2002.
- [43] E. W. Noreen, *Computer Intensive Methods for Testing Hypotheses - An Introduction*. Wiley-Interscience, 1989.
- [44] ITU-D Study Group 2, *Teletraffic Engineering Handbook*. Disponível em <http://www.com.dtu.dk/teletraffic>, 2006.

- [45] A. Girard, *Routing and Dimensioning in Circuit-Switched Networks*. Addison-Wesley, 1990.
- [46] L. R. Bercho, “Análise e Dimensionamento de Enlaces em Redes de Telecomunicações Multiserviços,” Dissertação de mestrado, Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, 2002.
- [47] M. D. Yacoub, P. Cardieri, E. J. Leonardo e A. A. M. Medeiros, *The Electronics Handbook*, 2ª edição. CRC Press, 2005, vol. 1, ch. 19.6, pp. 2097–2118.
- [48] J. C. S. S. Filho, “Contribuições a Modelagem, Análise e Simulação de Canais de Desvanecimento,” Tese de doutorado, Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, 2006.
- [49] M. Zorzi e R. R. Rao, “Capture and Retransmission Control in Mobile Radio,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 12, no. 8, pp. 1289–1298, Outubro 1994.
- [50] D. R. de S. Campelo, “Modelos analíticos para probabilidades de bloqueio em redes de caminhos ópticos com topologias lineares,” Tese de doutorado, Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, 2006.
- [51] C. Bettstetter, “On the Minimum Node Degree and Cconnectivity of a Wireless Multihop Network,” in *Proceedings of the 3rd ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, MobiHoc’02*, Junho 2002.

Apêndice A

Expressões Recursivas

“Mathematics are the result of mysterious powers which no one understands, and which the unconscious recognition of beauty must play an important part. Out of an infinity of designs a mathematician chooses one pattern for beauty’s sake and pulls it down to earth.”

Marston Morse

Neste Apêndice, são deduzidas as expressões (3.7), (3.8) and (3.11).

Definindo B_C como a probabilidade de bloqueio para um enlace com C recursos, isto é, $B_C = S_C$, tem-se que

$$B_C = \frac{A^C \prod_{i=0}^{C-1} X_i}{1 + \sum_{m=1}^C A^m \prod_{i=0}^{m-1} X_i}. \quad (\text{A.1})$$

Invertendo B_C , obtém-se

$$\begin{aligned} \frac{1}{B_C} &= \frac{1 + \sum_{m=1}^{C-1} A^m \prod_{i=0}^{m-1} X_i}{A^{C-1} \prod_{i=0}^{C-2} X_i \times AX_{C-1}} + \frac{A^C \prod_{i=0}^{C-1} X_i}{A^C \prod_{i=0}^{C-1} X_i} \\ &= \frac{1}{\frac{B_{C-1}}{AX_{C-1}}} + 1. \end{aligned} \quad (\text{A.2})$$

Assim,

$$B_C = \frac{AX_{C-1}B_{C-1}}{AX_{C-1}B_{C-1} + 1}. \quad (\text{A.3})$$

O mesmo procedimento é usado para deduzir (3.7). De (3.6), tem-se que

$$\begin{aligned}
 E_C[k] &= \frac{\sum_{k=1}^C kA^k \prod_{i=0}^{k-1} X_i}{1 + \sum_{m=1}^C A^m \prod_{i=0}^{m-1} X_i} \\
 &= \frac{\sum_{k=1}^{C-1} kA^k \prod_{i=0}^{k-1} X_i + C \times A^C \prod_{i=0}^{C-1} X_i}{1 + \sum_{m=1}^{C-1} A^m \prod_{i=0}^{m-1} X_i + A^C \prod_{i=0}^{C-1} X_i} \\
 &= \frac{\sum_{k=1}^{C-1} kA^k \prod_{i=0}^{k-1} X_i}{1 + \sum_{m=1}^{C-1} A^m \prod_{i=0}^{m-1} X_i + A^C \prod_{i=0}^{C-1} X_i} + CB_C.
 \end{aligned}$$

Invertendo $E_C[k] - CB_C$, obtém-se

$$\begin{aligned}
 \frac{1}{E_C[k] - CB_C} &= \frac{1 + \sum_{m=1}^C A^m \prod_{i=0}^{m-1} X_i}{\sum_{k=1}^C kA^k \prod_{i=0}^{k-1} X_i} + \frac{A^C \prod_{i=0}^{C-1} X_i}{\sum_{k=1}^C kA^k \prod_{i=0}^{k-1} X_i} \\
 &= \frac{1}{E_{C-1}[k]} + \frac{A^C \prod_{i=0}^{C-1} X_i}{\sum_{k=1}^C kA^k \prod_{i=0}^{k-1} X_i}. \tag{A.4}
 \end{aligned}$$

Porém,

$$B_{C-1} = \frac{A^{C-1} \prod_{i=0}^{C-2} X_i}{1 + \sum_{m=1}^{C-1} A^m \prod_{i=0}^{m-1} X_i}, \tag{A.5}$$

e

$$A^C \prod_{i=0}^{C-1} X_i = AX_{C-1}A^{C-1} \prod_{i=0}^{C-2} X_i. \tag{A.6}$$

Aplicando (A.5) e (A.6) em (A.4), tem-se que

$$\frac{1}{E_C[k] - CB_C} = \frac{1}{E_{C-1}[k]} + \frac{AX_{C-1}B_{C-1}}{E_{C-1}[k]}. \quad (\text{A.7})$$

Após algumas manipulações, e usando (A.3) em (A.7), chega-se a

$$E_C[k] = \frac{CAX_{C-1}B_{C-1} + E_{C-1}[k]}{1 + AX_{C-1}B_{C-1}}. \quad (\text{A.8})$$

Substituindo (A.8) em (3.10), tem-se que

$$O_C = 1 - \frac{1}{A} \left(\frac{CAX_{C-1}B_{C-1} + E_{C-1}[k]}{1 + AX_{C-1}B_{C-1}} \right). \quad (\text{A.9})$$

Usando (3.10) novamente, só que para O_{C-1} , tem-se

$$O_C = 1 - \left(\frac{1 - O_{C-1} + CX_{C-1}B_{C-1}}{1 + AX_{C-1}B_{C-1}} \right). \quad (\text{A.10})$$

Após algumas manipulações, chega-se a

$$O_C = \frac{O_{C-1} + X_{C-1}B_{C-1}(A - C)}{1 + AX_{C-1}B_{C-1}} \quad (\text{A.11})$$

Apêndice B

Interferência Co-canal no Ambiente Rayleigh

*“The art of doing mathematics consists
in finding that special case which
contains all the germs of generality.”*

David Hilbert

Neste Apêndice, é obtida a expressão (3.17) para interferência co-canal em ambientes Rayleigh.

Seja $p_0 = a_0 T_0 c_0$ a potência recebida do sinal desejado, em que T_0 é a potência de transmissão do sinal desejado, c_0 é a perda de percurso entre o transmissor e o receptor e a_0 representa os efeitos do desvanecimento. Da mesma forma, $p_i = a_i T_i c_i$ representa a potência recebida originada em cada interferente i .

A potência de transmissão é considerada constante durante a transmissão. A perda de percurso é modelada como uma função determinística da distância entre transmissor e receptor. Considerando o modelo de decaimento exponencial com a distância, tem-se que

$$\begin{aligned}c_0 &= d_0^{-\alpha_0} \\c_i &= d_i^{-\alpha_i},\end{aligned}\tag{B.1}$$

em que d_0 e d_i denotam as distâncias entre o receptor e seu transmissor e interferente, respectivamente. As constantes α_0 e α_i representam o coeficiente de perda de percurso para o transmissor e o interferente, respectivamente

Para o ambiente Rayleigh, o desvanecimento é representado pelas variáveis aleatórias \mathbf{a}_0 e \mathbf{a}_i , que seguem uma distribuição exponencial de média unitária. Assim, as funções de

densidade de probabilidade (fdp) $f_{\mathbf{a}_0}(a_0)$ e $f_{\mathbf{a}_i}(a_i)$ são dadas por

$$\begin{aligned} f_{\mathbf{a}_0}(a_0) &= \exp(-a_0) \\ f_{\mathbf{a}_i}(a_i) &= \exp(-a_i). \end{aligned} \quad (\text{B.2})$$

As fdps dos sinais recebidos serão então dadas por

$$\begin{aligned} f_{\mathbf{p}_0}(p_0) &= \frac{1}{T_0 c_0} \exp\left(-\frac{p_0}{T_0 c_0}\right) \\ f_{\mathbf{p}_i}(p_i) &= \frac{1}{T_i c_i} \exp\left(-\frac{p_i}{T_i c_i}\right). \end{aligned} \quad (\text{B.3})$$

Considerando os sinais independentes entre si, a fdp conjunta de todos os sinais (desejado mais n interferentes) $f_{\mathbf{p}_0, \mathbf{p}_1, \dots, \mathbf{p}_n}(p_0, p_1, \dots, p_n)$ é dada por

$$f_{\mathbf{p}_0, \mathbf{p}_1, \dots, \mathbf{p}_n}(p_0, p_1, \dots, p_n) = \prod_{k=0}^n f_{\mathbf{p}_k}(p_k) = \prod_{k=0}^n \frac{1}{T_k c_k} \exp\left(-\frac{p_k}{T_k c_k}\right) \quad (\text{B.4})$$

A fdp $f_{\mathbf{p}_0}(p_0)$ pode ser dada por

$$f_{\mathbf{p}_0}(p_0) = \int_0^\infty \dots \int_0^\infty f_{\mathbf{p}_0, \dots, \mathbf{p}_n}(p_0, \dots, p_n) dp_1 \dots dp_n \quad (\text{B.5})$$

$$f_{\mathbf{p}_0}(p_0) = \left(\prod_{k=0}^n \frac{1}{T_k c_k} \right) \int_0^\infty \dots \int_0^\infty \exp\left(-\frac{p_0}{T_0 c_0}\right) \exp\left(-\sum_{i=1}^n \frac{p_i}{T_i c_i}\right) dp_1 \dots dp_n \quad (\text{B.6})$$

A probabilidade de interferência é dada pela probabilidade da relação sinal-interferência estar abaixo de um limiar β , ou de que $E_b/I_t < \beta$. Assim, a probabilidade de haver interferência $P[E_b/I_t < \beta]$ é

$$\begin{aligned} P[E_b/I_t < \beta] &= P\left[\frac{Gp_0}{\sum_{i=1}^n p_i} < \beta\right] \\ &= P\left[p_0 < \frac{1}{z} \sum_{i=1}^n p_i\right] \\ &= F_{\mathbf{p}_0}\left(\frac{1}{z} \sum_{i=1}^n p_i\right) \end{aligned} \quad (\text{B.7})$$

em que $F_{\mathbf{p}_0}(p_0)$ é a função de distribuição cumulativa de \mathbf{p}_0 e pode ser obtida por

$$F_{\mathbf{p}_0}\left(\frac{1}{z} \sum_{i=1}^n p_i\right) = \int_0^{\frac{1}{z} \sum_{i=1}^n p_i} f_{\mathbf{p}_0}(p_0) dp_0 \quad (\text{B.8})$$

Utilizando (B.6), tem-se

$$\begin{aligned}
P[E_b/I_t < \beta] &= \left(\prod_{k=0}^n \frac{1}{T_k c_k} \right) \int_0^\infty \dots \int_0^\infty \int_0^{\frac{1}{z} \sum_{i=1}^n p_i} \exp\left(-\frac{p_0}{T_0 c_0}\right) \exp\left(-\sum_{i=1}^n \frac{p_i}{T_i c_i}\right) dp_0 dp_1 \dots dp_n \\
&= \left(T_0 c_0 \prod_{k=0}^n \frac{1}{T_k c_k} \right) \int_0^\infty \dots \int_0^\infty \exp\left(-\sum_{i=1}^n \frac{p_i}{T_i c_i}\right) \left(1 - \exp\left(-\frac{\sum_{i=1}^n p_i}{z T_0 c_0}\right)\right) dp_1 \dots dp_n \\
&= \left(\prod_{k=1}^n \frac{1}{T_k c_k} \right) \left[\int_0^\infty \exp\left(-\frac{p_1}{T_1 c_1}\right) dp_1 \dots \int_0^\infty \exp\left(-\frac{p_n}{T_n c_n}\right) dp_n - \right. \\
&\quad \left. - \int_0^\infty \exp\left(-p_1 \left(\frac{1}{T_1 c_1} + \frac{1}{z T_0 c_0}\right)\right) dp_1 \dots \int_0^\infty \exp\left(-p_n \left(\frac{1}{T_n c_n} + \frac{1}{z T_0 c_0}\right)\right) dp_n \right] \\
&= 1 - \left(\prod_{k=1}^n \frac{1}{T_k c_k} \right) \left[\left(\frac{1}{\frac{1}{T_1 c_1} + \frac{1}{z T_0 c_0}}\right) \dots \left(\frac{1}{\frac{1}{T_n c_n} + \frac{1}{z T_0 c_0}}\right) \right] \\
&= 1 - \left(\prod_{k=1}^n \frac{1}{T_k c_k} \right) \left[\left(\frac{T_1 c_1 z T_0 c_0}{T_1 c_1 + z T_0 c_0}\right) \dots \left(\frac{T_n c_n z T_0 c_0}{T_n c_n + z T_0 c_0}\right) \right] \tag{B.9}
\end{aligned}$$

Após algumas manipulações algébricas, chega-se a

$$P[E_b/I_t < \beta] = 1 - \prod_{k=1}^n \frac{z T_0 c_0}{z T_0 c_0 + T_k c_k} \tag{B.10}$$

ou então

$$P[E_b/I_t < \beta] = 1 - \prod_{k=1}^n \frac{1}{1 + \frac{T_k c_k}{z T_0 c_0}} \tag{B.11}$$

Se as potências de transmissão forem consideradas iguais e os efeitos de perda de percurso desprezados, tem-se que

$$P[E_b/I_t < \beta] = 1 - \left(\frac{z}{1+z}\right)^n \tag{B.12}$$

Outra forma de dedução da expressão (3.17) é através da soma de variáveis aleatórias. A soma $\sum_{i=1}^n \mathbf{p}_i$ pode ser modelada pela variável aleatória Λ . Em [48], várias aproximações são propostas para soma de variáveis aleatórias usadas para modelar canais de desvanecimento. A equação (B.5) pode ser reescrita como

$$P[E_b/I_t < \beta] = \int_0^\infty f_\Lambda \int_0^{\frac{\Lambda}{z}} f_{\mathbf{p}_0} dp_0 d\Lambda. \tag{B.13}$$

A equação (B.13) pode ser utilizada para qualquer tipo de desvanecimento, desde que exista uma variável aleatória Λ para a soma de n sinais interferentes. A soma de exponenciais

negativas representa uma variável aleatória cuja fdp é dada por uma função Gama e a dedução poderia ser feita de outra maneira, obtendo o mesmo resultado [37].

Apêndice C

Simulação a Eventos Discretos

*“This above all - to thine own self be true;
And it must follow, as the night the day,
Thou canst not then be false to any man.”*

William Shakespeare

Neste Apêndice, é descrito o funcionamento dos simuladores a eventos discretos utilizados na tese.

A simulação orientada a eventos discretos [41] baseia-se em um calendário de eventos, no qual eventos podem ser inseridos, retirados ou re-ordenados. Os eventos são executados na ordem do calendário e as alterações no estado do enlace só são feitas a cada execução de um evento. Para as simulações utilizadas nesta tese, foram definidos dois tipos de eventos: a chegada e a saída de uma chamada. Como o tráfego segue o modelo de Poisson, o tempo entre chegadas é sorteado segundo uma exponencial negativa de média $A_r = \lambda_r / \mu_r$ para cada rota. O tempo de duração da chamada também é modelado por uma distribuição exponencial negativa de média unitária. A cada execução do evento *chegada*, um novo evento *chegada* e um novo evento *saída* são acrescentados ao calendário, caso a rede atenda aos requisitos de capacidade e de interferência.

Um exemplo de simulação a eventos discretos é mostrada na Figura C.1. Ao longo do tempo (eixo T), ocorrem eventos *chegada* (*cheg*) e *saída* (*sai*), representados pelas setas para cima e para baixo respectivamente, de acordo com o tempo sorteado para cada um. Os sorteios dos tempos de cada evento *cheg* e *sai* são realizados a cada chegada, e acrescentados no calendário na seqüência cronológica. A cada chegada ou saída, o estado k do enlace é alterado. Por exemplo: no instante $T = t_2$, ocorre um evento *chegada* (*cheg*₁) da chamada 1. Tal evento dispara os sorteios do tempo para uma nova chegada (*cheg*₂), segundo a taxa de chegadas do estado atual ($k = 0$), e para a saída da chamada 1 (*sai*₁). Adiciona-se então mais uma chamada, alterando o estado do sistema ($k = 1$). Já no instante $T = t_6$, ocorre um evento *saída* (*sai*₂), retirando a chamada do sistema e subtraindo de 1 o estado do sistema.

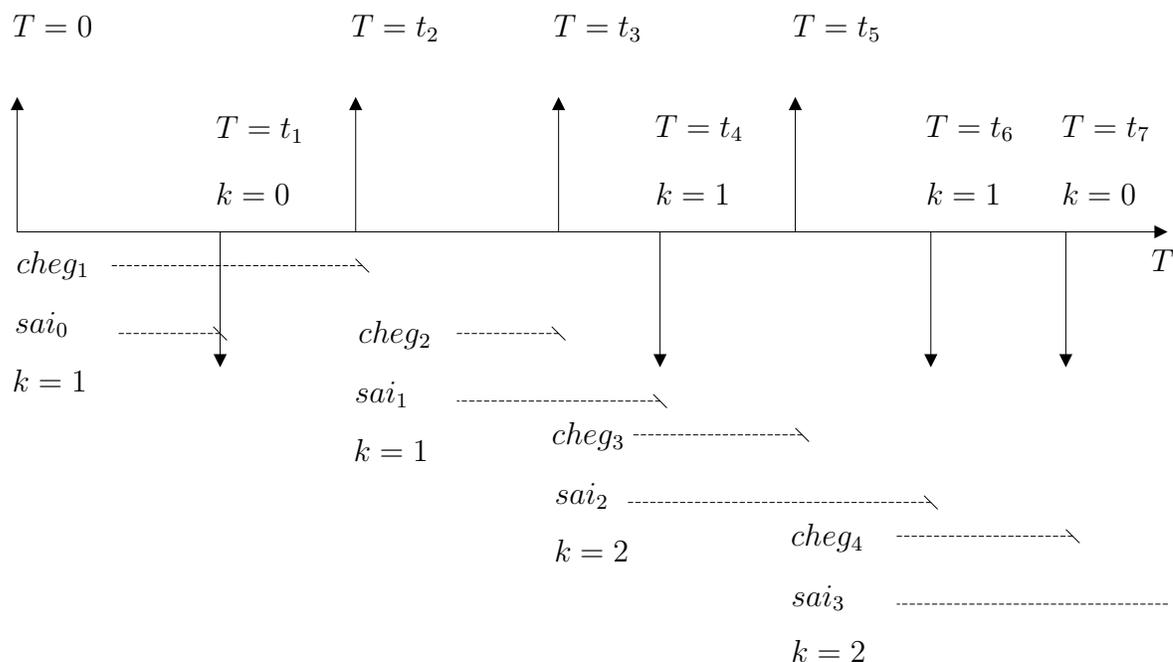


Figura C.1: Exemplo de simulação a eventos discretos

Dois tipos de simulação foram utilizados: a simulação de rede e a simulação perfeita. As duas partem do mesmo princípio demonstrado na Figura C.1. A diferença reside nos testes realizados a cada evento *chegada* que determinam a admissão da chamada. Ambas simulações foram feitas para toda a rede e não para cada enlace independentemente, não garantindo portanto a independência entre enlaces.

Simulação de Rede

A simulação de rede tem o objetivo de imitar, o mais próximo possível, o comportamento de uma rede de comunicações real. Este tipo de simulação propicia um entendimento maior das características da rede.

Na simulação de rede utilizada neste trabalho, a taxa de chegada poissoniana é constante e igual ao tráfego oferecido à rota. A duração da chamada é modelada por uma distribuição exponencial negativa de média unitária. Seguindo o calendário, para cada evento *chegada* é gerado um novo evento *chegada* e acrescentado ao calendário. É testada então a capacidade dos enlaces pertencentes à rota. Caso haja troncos disponíveis, as atenuações das chamadas do enlace são sorteadas. No ambiente Rayleigh, este sorteio segue uma distribuição exponencial negativa.

A condição $a_t \geq \sum a_i/z_\lambda$ é testada para a nova chamada em cada enlace da rota. Se passar neste teste em todos os enlaces da rota, um novo tronco em cada enlace da rota é ocupado. A duração da chamada é então sorteada e o evento *saída* é acrescentado ao calendário. Caso a chamada não passe nos dois testes (capacidade e interferência), em pelo menos um enlace da rota, a chamada é recusada e computada para a probabilidade de *outage*.

O programa escrito em linguagem Matlab, que utiliza a técnica de simulação de rede, é mostrado o Anexo II.

Simulação Perfeita

A técnica de simulação perfeita para redes com perda [42] visa determinar o valor em regime, para o qual converge o modelo de fila testado. Esta técnica é de bastante utilidade em filas com perdas, isto é, com número de servidores e tamanho de *buffer* finitos, cujas taxas de chegadas variam com o estado. No modelo matemático destas filas, a taxa de chegadas no último estado (C) é nula, indicando que o tempo da próxima chegada é infinito, e conseqüentemente, o fim da entrada de novos eventos no calendário.

Na simulação perfeita, este dilema é resolvido gerando todas as chegadas com uma taxa constante e igual à maior taxa possível. Como no modelo apresentado nesta tese, a taxa apenas decresce com o aumento do estado, a taxa máxima é λ_0 , que é igual à taxa de chegada no enlace λ_j . Com isso, mais eventos *chegada* que o necessário serão acrescentados ao calendário.

Seguindo o calendário, no momento em que chega a vez de ser executado o evento *chegada*, é sorteado um valor conforme uma distribuição uniforme entre zero e λ_0 . Se tal valor for maior que a taxa definida para o atual estado do enlace, a chamada é descartada recusada e computada para a probabilidade de *outage*. Caso contrário, um novo tronco em cada enlace da rota é ocupado, a duração da chamada é sorteada, e o evento *saída* é acrescentado ao calendário.

A simulação perfeita exige que a duração da chamada tenha média unitária. Isto não restringe o seu uso, visto que as variações no tempo de duração podem ser então acrescentadas à taxa de chegadas, sem perda de generalidade. Deste modo, a função que altera a taxa de chegadas para o estado k é $\lambda_j X_k(k + 1)$.

Na simulação a eventos discretos, as alterações no estado do enlace só podem ser feitas a cada evento (*chegada* ou *saída*). Assim, fica difícil simular o que acontece entre dois eventos consecutivos do calendário. Por este motivo, eventos que acontecem durante a duração da chamada, como a variação do tempo de saída da chamada e, conseqüentemente, a sua queda são difíceis de serem abordados pela simulação de rede. Portanto, utiliza-se a simulação

perfeita para analisar o modelo proposto a Seção 3.2.2.

O programa escrito em linguagem Matlab, que utiliza a técnica de simulação perfeita, é mostrado o Anexo III.

Anexo I

Neste anexo, é mostrado o programa que implanta o método analítico em linguagem MatLab para o cálculo da probabilidade de *outage*.

```
clear all;

N=5; alfa=4; f=0.0;

Capc=[90; 100; 110; 120; 90; 100; 110; 120];

%matriz que relaciona enlaces e nós
Nos{1,2}=[1 14.142]; %1o elemento indica enlace que liga os dois nós
Nos{1,3}=[0 20]; %2o. elemento indica a distância entre os dois nós
Nos{1,4}=[4 14.142]; Nos{1,5}=[5 10]; Nos{2,1}=[1 14.142];
Nos{2,3}=[2 14.142]; Nos{2,4}=[0 20]; Nos{2,5}=[6 10]; Nos{3,1}=[0
20]; Nos{3,2}=[2 14.142]; Nos{3,4}=[3 14.142]; Nos{3,5}=[7 10];
Nos{4,1}=[4 14.142]; Nos{4,2}=[0 20]; Nos{4,3}=[3 14.142];
Nos{4,5}=[8 10]; Nos{5,1}=[5 10]; Nos{5,2}=[6 10]; Nos{5,3}=[7 10];
Nos{5,4}=[8 10];

%Enlaces que compõem cada rota
%Nenl+1 é o critério de parada
Rota=[1 Nenl+1; 5 6; 1 2; 5 7; 4 3; 4 Nenl+1; 5 8; 2 Nenl+1;
      6 7; 6 8; 1 4; 2 3; 3 Nenl+1; 7 8];

%matriz de pares origem-destino
Pares=[1 2 0; 3 4 5; 6 7 0;
      8 9 0; 10 11 12; 13 14 0;];

%matriz de probabilidade de cada rota para cada par
```

```

q=[.6 .4 0; .333 .333 .334; .6 .4 0;
   .6 .4 0; .333 .333 .334; .6 .4 0];

[Nq,Qmax]=size(q);
[Npar,Pmax]=size(Pares);
[Nrot,Rmax]=size(Rota);
Cmax=max(max(Capc));

A=(10)*ones(Npar,1); %tráfego oferecido a cada par

%matriz de perda de de percurso
L=f*eye(N); for i=1:N
    for j=1:N
        if i~=j
            L(i,j)=(Nos{i,j}(1,2))^(alfa);
        end
    end
end

Zl=10; Zm=1000;
vj=zeros(Nenl,1);
Oj=0.1*ones(Nenl,1); Oj=[Oj; 1]; %vetor de prob de outage por enlace
Ojant=zeros(Nenl+1,1);
pr=ones(Nrot,1);
Or=ones(Nrot,1); %vetor de prob de outage por rota
Opar=ones(Npar,1); %vetor de prob de outage por par

ErN=ones(N,1); %número médio de troncos ocupados por nó
Ej=ones(Nenl,1); %número médio de troncos ocupados por enlace
cont=0;

while max(abs(Ojant-Oj))>0.000001
    Ojant=Oj;
    vj=zeros(Nenl,1);
    pr=zeros(Nrot,Rmax);
    Ojtemp=Oj;
    for i=1:Npar %par de nos
        for j=1:Pmax %rota entre nos

```

```

        if Pares(i,j)>0
            for k=1:Rmax % enlace
                if Rota(Pares(i,j),k)<Nenl+1
                    Ojtemp(Rota(Pares(i,j),k))=1;
                    pr(Rota(Pares(i,j),k))=prod(Ojtemp(Rota(Pares(i,j),:)));
                    Ojtemp=Oj;
                    vj(Rota(Pares(i,j),k))=vj(Rota(Pares(i,j),k))+
                    q(i,j)*A(i)*pr(Rota(Pares(i,j),k));
                end
            end
        end
    end
end
end
end
% ErN=zeros(N,1);
% for i=1:Nenl
%     ErN(NosEnl(i,1))=ErN(NosEnl(i,1))+Ej(i);
% end
%ErNtemp=ErN;
Etemp=Ej;
%Ltemp=zeros(N,1);
for i=1:Nenl
    ErNtemp(NosEnl(i,1))=ErN(NosEnl(i,1))-Ej(i);
    Ltemp=L(:,NosEnl(i,2));
    Etemp(i)=[];
    %Ej(i)=erlintOLd(vj(i),Capc(i),Zl,L(NosEnl(i,1),NosEnl(i,2)),Ltemp,ErNtemp);
    Ej(i)=erlintEnOL(vj(i),Capc(i),Zl,Zm,sum(Etemp));
    %Ej(i)=erlint(vj(i),Capc(i),Zl,Zm);
    ErNtemp=ErN;
    Etemp=Ej;
    if Ej(i)==0 && vj(i)==0
        Oj(i)=1;
    else
        Oj(i)=Ej(i)/vj(i);
    end
end
end
cont=cont+1;
end

```

```

for i=1:Npar %par de nos
    for j=1:Pmax %rota entre nos
        if Pares(i,j)>0
            Opar(i)=Opar(i)-q(i,j)*prod(Oj(Rota(Pares(i,j),:)));
        end
    end
end

pr=ones(Nrot,1);
for i=1:Nrot
    for j=1:Rmax
        pr(i)=pr(i)*(Oj(Rota(i,j)));
    end
end

Or=ones(Nrot,1)-pr;
Oj=ones(Nenl,1)-Oj;

%função que calcula o número médio de troncos ocupados por enlace
%com perda de percurso
function En=erlintOld(A,N,Zl,L0,L,E)
pro=1; p=ones(N+1,1);
for k=1:N
    pro=pro*(1-picn2(Zl,L0,L,E))*(1-picn(k-1,Zl));%*(1-picn(k-1,Zm));
    p(k+1)=pro*(A^k)/prod(1:k);
end
p=p/sum(p);
En=sum((0:N)*p);

%função que calcula o número médio de troncos ocupados por enlace com
%interferência dos outros enlaces
function En=erlintEn(A,N,Zl,Zm,E)
B=0; I=0; pro=1; p=ones(N+1,1);
for k=1:N
    pro=pro*(1-picn(k-1+E,Zl));%*(1-picn(k-1,Zm));
    p(k+1)=pro*(A^k)/prod(1:k);
end p=p/sum(p);
En=sum((0:N)*p);

```

```

%função que calcula o número médio de troncos ocupados por enlace
%sem interferência entre enlaces
function En=erlint(A,N,Zl,Zm)
B=0; I=0; En=0; pro=1; p=ones(N+1,1);
for k=1:N
    pro=pro*(1-picn(k-1,Zl))*(1-picn(k-1,Zm));
    p(k+1)=pro*(A^k)/prod(1:k);
end
p=p/sum(p);
En=sum((0:N)*p);

%função que calcula prob de interferência pro ambiente Rayleigh
% com mesma média
function PICn=picn(n,Z)
PICn=1-((10.^(Z./10))./(1+10.^(Z./10))).^n;

%função que calcula prob de interferência pro ambiente Rayleigh
%com médias diferentes
function PICn2=picn2(Z,L0,L,En)
PICn2=1; [n,m]=size(L); Z=10^(Z/10);
for i=1:n
    PICn2=PICn2*(1+(1/Z)*(L(i)/L0))^( -En(i));
end
PICn2=1-PICn2;

```

Anexo II

Neste anexo, é mostrado o programa que implanta em linguagem MatLab a simulação de rede

```
clear all;

Ti=cputime; N=5; alfa=4; f=0.0; dur=10^6; simu=5;

Capc=[90; 100; 110; 120; 90; 100; 110; 120];

%matriz que relaciona enlaces e nós
Nos{1,2}=[1 14.142]; %1o elemento indica enlace que liga os dois nós
Nos{1,3}=[0 20]; %2o. elemento indica a distância entre os dois nós
Nos{1,4}=[4 14.142]; Nos{1,5}=[5 10]; Nos{2,1}=[1 14.142];
Nos{2,3}=[2 14.142]; Nos{2,4}=[0 20]; Nos{2,5}=[6 10]; Nos{3,1}=[0
20]; Nos{3,2}=[2 14.142]; Nos{3,4}=[3 14.142]; Nos{3,5}=[7 10];
Nos{4,1}=[4 14.142]; Nos{4,2}=[0 20]; Nos{4,3}=[3 14.142];
Nos{4,5}=[8 10]; Nos{5,1}=[5 10]; Nos{5,2}=[6 10]; Nos{5,3}=[7 10];
Nos{5,4}=[8 10];

%Enlaces que compõem cada rota
%Nenl+1 é o critério de parada
Rota=[1 Nenl+1; 5 6; 1 2; 5 7; 4 3; 4 Nenl+1; 5 8;
      2 Nenl+1; 6 7; 6 8; 1 4; 2 3; 3 Nenl+1; 7 8];

%matriz de pares origem-destino
Pares=[1 2 0; 3 4 5; 6 7 0;
      8 9 0; 10 11 12; 13 14 0;];

%matriz de probabilidade de cada rota para cada par
```

```
q=[.6 1 -1; .333 .666 1; .6 1 -1;
    .6 1 -1; .333 .666 1; .6 1 -1];

[Nq,Qmax]=size(q);
[Npar,Pmax]=size(Pares);
[Nrot,Rmax]=size(Rota);
Cmax=max(max(Capc));
Nenl=length(Capc);

FinalN=zeros(Nenl,1); Final=zeros(Nrot,1); Finalj=zeros(Nenl,1);
FinalPar=zeros(Npar,1);

Z=30;
Zl=10^(Z/10);

esp=zeros(Nrot,simu); espPar=zeros(Npar,simu);
espN=zeros(Nenl,simu); espj=zeros(Nenl,simu); ind=0;

Ti=cputime;
A=60; %tráfego para todos os pares (mu unitário)

for n=1:simu
    Sch=[0; 0];
    Typ=[0; 1]; %chegada
    Par=[0; randint(1,1,[1,Npar])];
    Rot=[0; 1];
    Ocup=zeros(Nenl,1);
    Est=zeros(Nrot,1);
    Bloq=0;
    tot=0;
    cheg=0;
    p=zeros(Cmax+1, Nenl);
    ray=zeros(Cmax, Nenl);
    Bloq=zeros(Nrot,1);
    BloqPar=zeros(Npar,1);
    Bloqj=zeros(Nenl,1);
    evnRot=zeros(Nrot,1);
    evnBloq=zeros(Nrot,1);
```

```
evnBloqPar=zeros(Npar,1);
evnEnl=zeros(Nenl,1);
cham=0;
u=0;
a=ones(Nrot,1);
aj=ones(Nenl,1);
aAnt=ones(Nrot,1);
ajAnt=ones(Nenl,1);
aPar=ones(Npar,1);
aParAnt=ones(Npar,1);
pr=zeros(Cmax+1, Nrot);
T=1;

while T<=dur
    Sch(1)=[ ];
    Typ(1)=[ ];
    Rot(1)=[ ];
    Par(1)=[ ];
    [Sch,ind]=sort(Sch);
    Typ=Typ(ind);
    Rot=Rot(ind);
    Par=Par(ind);
    if Typ(1)
        cheg=Sch(1)+exprnd(1/A);
        Sch=[Sch; cheg];
        Typ=[Typ; 1];
        b=randint(1,1,[1,Npar]);
        Par=[Par; b];
        c=rand(1);
        i=1;
        while i<=Qmax
            if c<=q(b,i)
                Rot=[Rot; Pares(b,i)];
                i=Qmax+1;
            end
            i=i+1;
        end
        aAnt(Rot(1))=a(Rot(1));
    end
end
```

```

aParAnt(Par(1))=aPar(Par(1));
a(Rot(1))=1;
aPar(Par(1))=1;
ray=zeros(Cmax, Nenl);
for j=1:Nenl
    for i=1:Ocup(j)
        ray(i,j)=exprnd(1);
    end
end
raynovo=exprnd(1,Rmax,1);
for i=1:Rmax
    if Rota(Rot(1),i)>0
        if Ocup(Rota(Rot(1),i))>=Capc(Rota(Rot(1),i))
            a(Rot(1))=0;
            aj(Rota(Rot(1),i))=0;
            aPar(Par(1))=0;
        end
        inte=sum(sum(ray));%(:,Rota(Rot(1),i));
        if inte>0
            if raynovo(i)<(inte/Z1)
                a(Rot(1))=0;
                aj(Rota(Rot(1),i))=0;
                aPar(Par(1))=0;
            end
        end
    end
end
end

if a(Rot(1))
    for i=1:Rmax
        if Rota(Rot(1),i)>0
            p(Ocup(Rota(Rot(1),i))+1,Rota(Rot(1),i))=
            p(Ocup(Rota(Rot(1),i))+1,Rota(Rot(1),i))+
            Sch(1)-evnEnl(Rota(Rot(1),i));
            Ocup(Rota(Rot(1),i))=Ocup(Rota(Rot(1),i))+1;
            evnEnl(Rota(Rot(1),i))=Sch(1);
        end
    end
end

```

```

pr(Est(Rot(1))+1, Rot(1))=pr(Est(Rot(1))+1, Rot(1))+
Sch(1)-evnRot(Rot(1));
Est(Rot(1))=Est(Rot(1))+1;
Sch=[Sch; Sch(1)+exprnd(1)];
Typ=[Typ; 0];
Rot=[Rot; Rot(1)];
Par=[Par; Par(1)];
evnRot(Rot(1))=Sch(1);
if ~aAnt(Rot(1))
    Bloq(Rot(1))=Bloq(Rot(1))+Sch(1)-evnBloq(Rot(1));
end
if ~aParAnt(Par(1))
    BloqPar(Par(1))=BloqPar(Par(1))+Sch(1)-evnBloqPar(Par(1));
end
else
    if aAnt(Rot(1))
        evnBloq(Rot(1))=Sch(1);
    end
    if aParAnt(Par(1))
        evnBloqPar(Par(1))=Sch(1);
    end
end
end

for i=1:Rmax
    if Rota(Rot(1), i)>0
        if aj(Rota(Rot(1), i))
            if ~ajAnt(Rota(Rot(1), i))
                Bloqj(Rota(Rot(1), i))=Bloqj(Rota(Rot(1), i))+
                Sch(1)-evnBloqj(Rota(Rot(1), i));
            end
        else
            if ajAnt(Rota(Rot(1), i))
                evnBloqj(Rota(Rot(1), i))=Sch(1);
            end
        end
        ajAnt(Rota(Rot(1), i))=aj(Rota(Rot(1), i));
        aj(Rota(Rot(1), i))=1;
    end
end

```

```

        end
    else
        for i=1:Rmax
            if Rota(Rot(1),i)>0
                p(Ocup(Rota(Rot(1),i))+1,Rota(Rot(1),i))=
                p(Ocup(Rota(Rot(1),i))+1,Rota(Rot(1),i))+
                Sch(1)-evnEnl(Rota(Rot(1),i));
                Ocup(Rota(Rot(1),i))=Ocup(Rota(Rot(1),i))-1;
                evnEnl(Rota(Rot(1),i))=Sch(1);
            end
        end
        pr(Est(Rot(1))+1,Rot(1))=pr(Est(Rot(1))+
        1, Rot(1))+Sch(1)-evnRot(Rot(1));
        Est(Rot(1))=Est(Rot(1))-1;
        evnRot(Rot(1))=Sch(1);
    end

    T=T+1;
end
p=p/Sch(1);
pr=pr/Sch(1);
Bloq=Bloq/Sch(1);
BloqPar=BloqPar/Sch(1);
Bloqj=Bloqj/Sch(1);
esp(:,n)=Bloq;
espj(:,n)=Bloqj;
espPar(:,n)=BloqPar;
for j=1:Nenl
    espN(j,n)=(0:Capc(j))*p(1:Capc(j)+1,j);
end
end
lo=zeros(Nrot,1);
me=zeros(Nrot,1);
hi=zeros(Nrot,1);
d=zeros(Nrot,1);
for i=1:Nrot
    [lo(i),me(i),hi(i),d(i)]=bootstrap(esp(i,:));
end
end

```

```

Final(:,x)=me;
lo=zeros(Nenl,1);
me=zeros(Nenl,1);
hi=zeros(Nenl,1);
d=zeros(Nenl,1);
for i=1:Nenl
    [lo(i),me(i),hi(i),d(i)]=bootstrap(espN(i,:));
end
FinalN(:,x)=me;
lo=zeros(Nenl,1);
me=zeros(Nenl,1);
hi=zeros(Nenl,1);
d=zeros(Nenl,1);
for i=1:Nenl
    [lo(i),me(i),hi(i),d(i)]=bootstrap(espj(i,:));
end
Finalj(:,x)=me;
lo=zeros(Npar,1);
me=zeros(Npar,1);
hi=zeros(Npar,1);
d=zeros(Npar,1);
for i=1:Npar
    [lo(i),me(i),hi(i),d(i)]=bootstrap(espPar(i,:));
end
FinalPar(:,x)=me;
Tf=cputime;
Dt(x)=Tf-Ti;

% função que calcula a média com intervalo de confiança de 95%
% usando a técnica do bootstrap
function [lower_bound, mean_value, higher_bound, delta] = bootstrap(x)
n=length(x);
alfa=zeros(200,1);
for k=1:200
    in = fix(n*rand(n,1)+1);
    alfa(k) = mean(x(in));
end
alfa = sort(alfa);

```

```
lower_bound = alfa(5);  
mean_value = mean(x);  
higher_bound = alfa(196);  
delta=100*(higher_bound - lower_bound)/mean_value;
```

Anexo III

Neste anexo, é mostrado o programa que implanta em linguagem MatLab a simulação perfeita

```
clear all;

simu=5; dur=10^6;
A=120; %tráfego para todas as rotas (mu unitário)
Capc=[90 100; 110; 120];

Rota=[1 2; 1 3; 1 4; 2 3; 2 4; 3 4;
      2 1; 3 1; 4 1; 3 2; 4 2; 4 3];

[Nrot, Rmax]=size(Rota);
Nenl=length(Capc);
Cmax=max(max(Capc));
Z=20;

esp=zeros(Nenl,simu); ind=0;

for n=1:simu

    Sch=[0; 0];
    Typ=[0; 1]; %chegada
    % Sch(2)=exprnd(A);
    % Typ(2)=1;
    % Sch(3)=exprnd(1);
    % Typ(3)=0; %saida
    Rot=[0; randint(1,1,[1,Nrot])];
    Ocup=zeros(Nenl,1);
    Est=zeros(Nrot,1);
    Bloq=0;
```

```

tot=0;
cheg=0;
p=zeros(Cmax+1, Nenl);
Bloq=zeros(Nrot,1);
Int=zeros(Nrot,1);
evnRot=zeros(Nrot,1);
evnBloq=zeros(Nrot,1);
evnInt=zeros(Nrot,1);
evnEnl=zeros(Nenl,1);
cham=0;
u=0;
a=ones(Nrot,1); %testa bloqueio nas rotas
aAnt=ones(Nrot,1); %contabiliza prob bloqueio
b=ones(Nrot,1); %contabiliza probab interferencia
c=ones(Nrot,1); %testa interferencias
pr=zeros(Cmax+1, Nrot);
T=1;

while T<=dur
    Sch(1)=[ ];
    Typ(1)=[ ];
    Rot(1)=[ ];
    [Sch,ind]=sort(Sch);
    Typ=Typ(ind);
    Rot=Rot(ind);
    if Typ(1)
        cheg=Sch(1)+exprnd(1/A);
        Sch=[Sch; cheg];
        Typ=[Typ; 1];
        Rot=[Rot; randint(1,1,[1,Nrot])];
        aAnt(Rot(1))=a(Rot(1));
        bAnt(Rot(1))=b(Rot(1));
        a(Rot(1))=1;
        for i=1:Rmax
            if Ocup(Rota(Rot(1),i))>=Capc(Rota(Rot(1),i))
                a(Rot(1))=0;
            end
        end
    end
end

```

```

if ~a(Rot(1))
    if aAnt(Rot(1))
        evnBloq(Rot(1))=Sch(1);
    end
else

    b(Rot(1))=1;
    t=1;
    for i=1:Rmax
        u=rand;
        if u>=(1-picn(Ocup(Rota(Rot(1),i)),Z))
            b(Rot(1))=0;
        end
    end
    if b(Rot(1))
        for i=1:Rmax
            p(Ocup(Rota(Rot(1),i))+1,Rota(Rot(1),i))=
            p(Ocup(Rota(Rot(1),i))+1,Rota(Rot(1),i))+
            Sch(1)-evnEnl(Rota(Rot(1),i));
            Ocup(Rota(Rot(1),i))=Ocup(Rota(Rot(1),i))+1;
            evnEnl(Rota(Rot(1),i))=Sch(1);
        end
        pr(Est(Rot(1))+1,Rot(1))=pr(Est(Rot(1))+1,Rot(1))+Sch(1)-
        evnRot(Rot(1));
        Est(Rot(1))=Est(Rot(1))+1;
        Sch=[Sch; Sch(1)+exprnd(1)];
        Typ=[Typ; 0];
        Rot=[Rot; Rot(1)];
        evnRot(Rot(1))=Sch(1);
        if ~aAnt(Rot(1))
            Bloq(Rot(1))=Bloq(Rot(1))+Sch(1)-evnBloq(Rot(1));
        end
        if ~bAnt(Rot(1))
            Int(Rot(1))=Int(Rot(1))+Sch(1)-evnInt(Rot(1));
        end
    elseif bAnt(Rot(1))
        evnInt(Rot(1))=Sch(1);
    end
end

```

```

        end
    end
else
    for i=1:Rmax
        p(Ocup(Rota(Rot(1),i))+1,Rota(Rot(1),i))=
        p(Ocup(Rota(Rot(1),i))+1,Rota(Rot(1),i))+
        Sch(1)-evnEnl(Rota(Rot(1),i));
        Ocup(Rota(Rot(1),i))=Ocup(Rota(Rot(1),i))-1;
        evnEnl(Rota(Rot(1),i))=Sch(1);
    end
    pr(Est(Rot(1))+1, Rot(1))=pr(Est(Rot(1))+1, Rot(1))+Sch(1)-
    evnRot(Rot(1));
    Est(Rot(1))=Est(Rot(1))-1;
    evnRot(Rot(1))=Sch(1);
end

T=T+1;
end
p=p/Sch(1);
pr=pr/Sch(1);
Bloq=Bloq/Sch(1);
Int=Int/Sch(1);
for i=1:Nenl
    esp(i,n)=(0:Cmax)*(p(:,i));
end
end

lo=zeros(Nenl,1); me=zeros(Nenl,1); hi=zeros(Nenl,1);
d=zeros(Nenl,1); for i=1:Nenl
    [lo(i),me(i),hi(i),d(i)]=bootstrap(esp(i,:));
end

%função que calcula prob de interferência pro ambiente Rayleigh
% com mesma média
function PICn=picn(n,Z) PICn=1-((10.^(Z./10))./(1+10.^(Z./10))).^n;

% função que calcula a média com intervalo de confiança de 95%
% usando a técnica do bootstrap

```

```
function [lower_bound, mean_value, higher_bound, delta] = bootstrap(x)
n=length(x);
alfa=zeros(200,1);
for k=1:200
    in = fix(n*rand(n,1)+1);
    alfa(k) = mean(x(in));
end
alfa = sort(alfa);
lower_bound = alfa(5);
mean_value = mean(x);
higher_bound = alfa(196);
delta=100*(higher_bound - lower_bound)/mean_value;
```