

Universidade Estadual de Campinas  
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação

## Contribuições ao Dimensionamento de Redes sem Fio

**Autor: Renata Valverde Mello**

**Orientador: Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub**

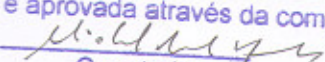
**Dissertação de Mestrado** apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação como parte dos requisitos para obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica. Área de concentração: **Telecomunicações e Telemática.**

### Banca Examinadora

Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub ..... DECOM/FEEC/Unicamp  
Prof. Dr. Gustavo Fraidenraich ..... DECOM/FEEC/Unicamp  
Prof. Dr. Paul Jean Etienne Jeszensky ..... Escola Politécnica da USP

Campinas, SP

Julho/2009

Este exemplar corresponde à redação final da Dissertação/Tese defendida por RENATA VALVERDE MELLO e aprovada através da comissão julgada em 03.10.7.109  
  
Orientador

Universidade Estadual de Campinas  
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação

# **Contribuições ao Dimensionamento de Redes sem Fio**

**Autor: Renata Valverde Mello**

**Orientador: Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub**

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

Banca Examinadora

Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub ..... DECOM/FEEC/Unicamp  
Prof. Dr. Gustavo Fraidenraich ..... DECOM/FEEC/Unicamp  
Prof. Dr. Paul Jean Etienne Jeszensky ..... Escola Politécnica da USP

Campinas, SP

Julho/2009

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

M489c Mello, Renata Valverde  
Contribuições ao dimensionamento de redes sem fio  
Renata Valverde Mello. – Campinas, SP:  
[s.n.], 2009.

Orientador: Michel Daoud Yacoub.  
Dissertação de Mestrado - Universidade Estadual de Campinas,  
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Probabilidades. 2. Sistemas de comunicação sem fio.  
3. Markov processos de. 4. Telecomunicações.  
5. Radio - Transmissores e transmissão.  
I. Yacoub, Michel Daoud. II. Universidade Estadual de Campinas.  
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III.  
Título

Título em Inglês:

Contributions on the dimensioning of wireless networks

Palavras-chave em Inglês:

Probabilities, Wireless communication systems, Markov Chains, Telecommunication, Radio - Transmitters and transmission

Área de concentração:

Telecomunicações e Telemática

Titulação:

Mestre em Engenharia Elétrica

Banca Examinadora:

Gustavo Fraidenraich, Paul Jean Etienne Jeszensky

03/07/2009

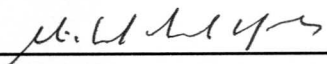
Programa de Pós Graduação: Engenharia Elétrica


## COMISSÃO JULGADORA - TESE DE MESTRADO


**Candidata:** Renata Valverde Mello

**Data da Defesa:** 3 de julho de 2009

**Título da Tese:** "Contribuições ao Dimensionamento de Redes sem Fio"

Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub (Presidente): 

Prof. Dr. Paul Jean Etienne Jeszensky: 

Prof. Dr. Gustavo Fraidenraich: 

# Resumo

Este trabalho aborda o dimensionamento de redes sem fio por meio da análise da probabilidade de *outage* visando contemplar sistemas com múltiplas classes de serviço. Esta é uma tarefa complexa, uma vez que deve considerar aspectos como o desvanecimento e a interferência do canal sem fio e o tráfego de diferentes classes de serviço. Inicialmente é analisada uma rede *ad hoc* com uma única classe de serviço a partir da probabilidade de *outage* conjunta. Em seguida, determina-se uma nova formulação analítica fechada para o cálculo da probabilidade de *outage* em sistemas com múltiplas classes de serviço. Esta foi prontamente validada por meio de simulações a eventos discretos. Desta maneira, a formulação proposta pode ser utilizada para o dimensionamento de redes sem fio multi-serviço sem a necessidade da realização de simulações. Este método apresenta vantagens como fácil implementação e baixo esforço computacional. Isto significa que foi obtida uma ferramenta de dimensionamento rápida e precisa.

**Palavras-chave:** Redes Ad Hoc Sem Fio, Multi-serviço, Probabilidade de Outage, Interferência, Cadeias de Markov Multi-dimensionais.

# Abstract

This work tackles with the problem of dimensioning wireless networks through the analysis of the outage probability aiming to contemplate multiservice traffic. This is an intricate task, since it must consider aspects such as fading and interference in the wireless channel as well as multiservice traffic. First, an ad hoc network with only one class of service is analysed through the joint outage probability. Then, a novel closed formulation for the outage probability in multiservice systems is found. This formulation was promptly validated through discrete-event simulation. Therefore, the proposed formulation may be used for the dimensioning in multiservice wireless networks without the necessity of simulations. This method presents the advantages of easy implementation and low computational effort. This means that this tool enables a fast and precise dimensioning.

**Keywords:** Ad Hoc Wireless Networks, Multiservice, Outage Probability, Interference, Multidimensional Markov Chains

# Agradecimentos

A Deus por ter me guiado e me mostrado o caminho seguro e certo para chegar até aqui.

Aos meus pais, pelo apoio, dedicação e amor incondicional oferecidos para que a realização deste sonho fosse possível.

A minha irmã Larissa, pela amizade, compreensão e carinho.

Ao Professor Michel, pela confiança, paciência, amizade, apoio e sabedoria. Principalmente, por ter me orientado não apenas academicamente, mas em muitos aspectos da vida.

A todos os amigos do WissTek. Em especial, ao Flávio por toda sua amizade, sabedoria e infinita paciência, ao Álvaro pelo apoio e ajuda ao longo deste trabalho, ao Ugo por me ajudar pacientemente nos mais diversos problemas técnicos ou não, aos amigos Maice, Luís Gustavo, Ednei, Guilherme, Aravind, Portelinha e Rubem. E também àqueles que passaram pelo WissTek enquanto estive aqui, Candinho, Daniel, Pedro, Yussef e Renata Rampim.

Aos professores que ensinaram muito além daquilo que se espera em sala de aula e fora dela, em especial ao Prof. Max Costa, Prof. Renato Lopes e Prof. Motoyama.

Aos amigos que compartilharam os bons momentos em Campinas, Raquel, Nathalie, André, Chico, Fontes, entre muitos outros.

À CAPES, pelo apoio financeiro.

*ÀquEle que é o caminho,  
a verdade e a vida.*

*Aos meus pais, Lúcia e Renato,  
e a minha irmã, Larissa.*

# Sumário

<b>Lista de Figuras</b>	<b>ix</b>
<b>Lista de Tabelas</b>	<b>x</b>
<b>Lista de Símbolos</b>	<b>xi</b>
<b>1 Introdução</b>	<b>1</b>
<b>2 Capacidade de Redes <i>Ad Hoc</i></b>	<b>4</b>
2.1 Limites da Capacidade . . . . .	4
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
<b>3 Dimensionamento de Redes <i>Ad Hoc</i> e Probabilidade de <i>Outage</i> Conjunta</b>	<b>12</b>
3.1 Modelo de Rede . . . . .	13
3.2 Método Analítico . . . . .	14
3.2.1 Roteamento e Probabilidade de <i>Outage</i> . . . . .	15
3.3 Probabilidade de <i>Outage</i> Conjunta com Ruído Aditivo . . . . .	16
3.3.1 Esboço do Problema . . . . .	17
3.3.2 Probabilidade de <i>Outage</i> Conjunta para um Ambiente Rayleigh com Ruído Aditivo . . . . .	17
3.4 Um Exemplo de Aplicação . . . . .	19
3.5 Conclusões . . . . .	22
<b>4 Capacidade de Redes com Múltiplas Classes de Serviço</b>	<b>23</b>
4.1 Tráfego de Múltiplas Classes de Serviço . . . . .	23
4.2 Tráfego de Múltiplas Classes em um Único Enlace . . . . .	24
4.3 Critério de Reversibilidade e suas Consequências . . . . .	26
4.4 Conclusões . . . . .	29



---

<b>5</b>	<b>Probabilidade de <i>Outage</i> em Sistemas com Múltiplas Classes</b>	<b>31</b>
5.1	Modelo de Enlace . . . . .	31
5.1.1	Modelo de Interferência . . . . .	32
5.1.2	Processos Markovianos Reversíveis . . . . .	33
5.2	Probabilidade de <i>Outage</i> em Sistemas com Múltiplas Classes . . . . .	36
5.2.1	Algoritmo da Convolução . . . . .	36
5.2.2	Resultado Principal . . . . .	38
5.3	Aplicação e Validação . . . . .	38
5.4	Conclusões . . . . .	40
<b>6</b>	<b>Considerações Finais</b>	<b>42</b>
	<b>Referências bibliográficas</b>	<b>44</b>
<b>7</b>	<b>Anexo I</b>	<b>48</b>
<b>8</b>	<b>Anexo II</b>	<b>51</b>

# Lista de Figuras

3.1	Diagrama de estados para um único enlace com interferência tanto na admissão de chamadas, como na manutenção das mesmas. . . . .	14
3.2	Um exemplo de rede em estrela . . . . .	19
3.3	Probabilidade de <i>Outage</i> como uma função do limiar $Z_\lambda$ (em <i>dB</i> ) para a SINR considerando-se duas rotas possíveis entre os nós origem-destino. . . . .	20
3.4	Probabilidade de <i>Outage</i> como uma função do limiar $Z_\lambda$ (em <i>dB</i> ) para a SINR considerando-se três rotas possíveis entre os nós origem-destino. . . . .	21
4.1	Taxas de transição em uma cadeia de Markov contínua no tempo representando o enlace multi-serviço com duas classes de serviço (i.e., $S = 2$ ). São mostradas as taxas de transição para um estado interno arbitrário. . . . .	26
4.2	Taxas de transição para uma cadeia de Markov contínua no tempo de $X_s(t)$ quando $C_l = \infty$ . . . . .	29
5.1	Critério de Kolmogorov: uma condição necessária e suficiente para a reversibilidade de um processo markoviano bidimensional é que o fluxo de circulação entre quatro estados vizinhos em um quadrado seja nulo, i.e., fluxo no sentido horário deve ser igual ao fluxo no sentido anti-horário. . . . .	35
5.2	Probabilidade de <i>Outage</i> como uma função do limiar $z_\lambda$ para a SIR considerando-se três classes de serviço distintas com tráfegos iguais a $A_1 = 2\text{Erl}$ , $A_2 = 5\text{Erl}$ e $A_3 = 9\text{Erl}$ , e enlace com capacidade $C = 20$ trancos. A linha contínua representa os valores obtidos a partir da formulação teórica e os círculos representam os valores obtidos na simulação. . . . .	39
5.3	Probabilidade de <i>Outage</i> como uma função do limiar $z_\lambda$ para a SIR considerando-se cinco classes de serviço distintas com tráfegos iguais a $A_1 = 2\text{Erl}$ , $A_2 = 5\text{Erl}$ , $A_3 = 3\text{Erl}$ , $A_4 = 7\text{Erl}$ e $A_5 = 9\text{Erl}$ , e enlace com capacidade $C_l = 30$ trancos. A linha contínua representa os valores obtidos a partir da formulação teórica e os círculos representam os valores obtidos na simulação. . . . .	40
5.4	Probabilidade de <i>Outage</i> como uma função do limiar $z_\lambda$ para a SIR considerando-se dez classes de serviço distintas com tráfegos iguais a $A_1 = 4\text{Erl}$ , $A_2 = 8\text{Erl}$ , $A_3 = 10\text{Erl}$ , $A_4 = 15\text{Erl}$ , $A_5 = 16\text{Erl}$ , $A_6 = 23\text{Erl}$ , $A_7 = 27\text{Erl}$ , $A_8 = 31\text{Erl}$ , $A_9 = 35\text{Erl}$ e $A_{10} = 42\text{Erl}$ e enlace com capacidade $C_l = 100$ trancos. A linha contínua representa os valores obtidos a partir da formulação teórica e os círculos representam os valores obtidos na simulação. . . . .	41

# Lista de Tabelas

2.1	Limitantes da capacidade para Redes Arbitrárias e Aleatórias. . . . .	6
3.1	Rotas definidas para a rede da Figura 3.2 e suas probabilidades. . . . .	21
3.2	Valores analíticos e simulados para a probabilidade de <i>outage</i> com tráfego uniforme (30Erl) e diferentes valores de $Z_\lambda$ . . . . .	22

# Lista de Símbolos

$\lambda$	- Taxa de chegada do processo poissoniano
$C_l$	- Capacidade do enlace $l$
$S$	- Número de classes de serviço no sistema
$\lambda_s$	- Taxa de chegada dos usuários da classe $s$
$\mu_s$	- Tempo médio de ocupação de um usuário da classe $s$
$b_s$	- número de troncos ocupados por um usuário ativo da classe $s$
$d_s$	- Número de usuários ativos da classe $s$
$X_s(t)$	- Número de usuários ativos da classe $s$ no instante $t$
$X(t)$	- Estado do enlace no instante $t$
$\mathcal{Y}$	- Espaço de estado sobre o qual $X(t)$ evolui
$M(t)$	- Matriz das probabilidades de transição para cada instante de tempo $t$
$p_i$	- Probabilidade estacionária do estado $i$
$\mathbf{p}$	- Vetor das probabilidades estacionárias
$Q$	- Matriz das taxas de transição
$A_s$	- Tráfego oferecido pela classe $s$
$N$	- Número de nós conectados na rede
$L$	- Número de enlaces
$\beta$	- Limiar de razão sinal-interferência
$E_b/I_N$	- Razão sinal-interferência-mais-ruído $i$
$G$	- Ganho de processamento
$W_j$	- Potência recebida do sinal desejado
$W_i$	- Potência recebida do sinal interferente
$n_j$	- Ruído branco aditivo gaussiano
$H_i$	- Função que modifica a taxa de chegada de chamadas
$D_i$	- Função que modifica a taxa de queda de chamadas
$Z_\lambda$	- Margem de interferência para a admissão
$Z_\mu$	- Margem de interferência para a queda
$\Omega$	- Potência de transmissão
$\sigma^2$	- Variância do ruído branco aditivo gaussiano
$S_x$	- Probabilidade de que $x$ troncos estejam ocupados
$E_C[x]$	- Número médio de troncos ocupados
$O_l$	- Probabilidade de <i>outage</i>
$A_l$	- Carga oferecida ao enlace

---

$R_{x,y}$	- Vetor com o conjunto de rotas que conectam o par de nós (x,y)
$\rho_{x,y}$	- Vetor de probabilidades associado ao vetor $R_{x,y}$
$A_{x,y}$	- Tráfego oferecido a acad par de nós origem-destino
$R_l$	- Conjunto de rotas que contêm o enlace $l$
$S_\sigma^N$	- Região no espaço $N$ -dimensional onde todas as restrições SINR de sinais mutuamente interferentes são satisfeitas considerando o ruído aditivo
$f_{\mathbf{w}}$	- Densidade de probabilidade conjunta de $W_1, \dots, W_N$
$M_{n_i}[\cdot]$	- Função geradora de momento $n_i$
$N_0$	- Nó de repasse
$l_x$	- Função que modifica a taxa de chegada $\lambda$ de acordo com a probabilidade de interferência
$m_x$	- Função que modifica a taxa de saída $\mu$ de acordo com a probabilidade de interferência
$\lambda_x$	- Taxa de chegada modificada em função da interferência
$\mu_x$	- Taxa de saída modificada em função da interferência
$P_{rec}$	- Valor médio da potência do sinal recebido
$P_{int}$	- Valor médio da soma das potências dos sinais interferentes
$P_I$	- Probabilidade de interferência
$I(n, Z)$	- Probabilidade da interferência ser tolerável
$p_x^i(j)$	- Probabilidade de que a classe de serviço $i$ ocupe $x$ troncos do número total de $j$ possíveis troncos a serem ocupados

# Capítulo 1

## Introdução

As comunicações sem fio têm experimentado um rápido crescimento nas últimas décadas. Foram observados grandes avanços na infraestrutura de redes, um aumento acelerado dos usuários das redes celulares, a crescente disponibilidade de aplicações sem fio e a presença cada vez mais frequente de dispositivos móveis para os mais diversos tipos de usuários ao redor do mundo. Os dispositivos móveis estão se tornando cada vez menores, mais baratos e mais poderosos. Além disso, eles vêm permitindo uma maior utilização dos aplicativos disponíveis nos serviços de rede. Todos estes fatores têm motivado o crescimento do mercado de comunicações móveis.

Atualmente, grande parte das conexões entre dispositivos sem fio ocorre por meio de provedores com uma infraestrutura fixa. Embora os esforços em pesquisa e desenvolvimento dedicados às redes sem fio tradicionais ainda sejam consideráveis, o interesse da comunidade científica e industrial de telecomunicações tem se deslocado em direção ao estudo das redes *ad hoc*, que apresentam muitos desafios.

As redes *ad hoc* têm se tornado cada vez mais importantes devido às vantagens da sua utilização como o baixo custo e a facilidade de implementação. Uma rede *ad hoc* é caracterizada por apresentar seus mecanismos de controle distribuídos e um comportamento auto-organizado. É esperado que a operação destas redes ocorra na ausência de qualquer infra-estrutura, criando de maneira autônoma percursos de múltiplos saltos para a transmissão de informação.

Além disso, o emprego de múltiplos serviços tem sido um guia importante para o desenvolvimento de redes com e sem fio que suportam aplicações com grande largura de banda e qualidade de serviço, QoS (do inglês, Quality of Service). Aplicações com multi-serviços podem incluir a comunicação por meio de vídeo, voz, dados, compartilhamento de arquivos, dentre outras. Estes avanços na utilização de multi-serviços e redes sem fio têm estimulado rapidamente o desenvolvimento da pesquisa na transmissão de múltiplos serviços em redes, que aqui particularmente são designadas como Redes Sem Fio Multi-Serviço. Aplicações com multi-serviços normalmente necessitam de banda larga com

restrições severas de atraso, interferência, ruído e requisitos rigorosos de perdas. Por outro lado, redes sem fio são caracterizadas por mudanças frequentes de topologia, desvanecimento no canal sem fio, congestionamento de rede e contenção de recursos. Por estes motivos, o projeto de redes sem fio que suportam aplicações de múltiplos serviços é uma tarefa extremamente intrincada.

O tráfego de múltiplos tipos de serviços está crescendo rapidamente com a convergência da Internet e das redes móveis. Este tipo de tráfego requer garantias de QoS. Assim diversas métricas têm sido utilizadas para especificar e calcular o nível de QoS oferecido por uma rede. Um dos principais problemas para se garantir o QoS para uma rede sem fio está relacionado ao dimensionamento de sua capacidade, i.e., determinar quantos usuários a rede permite, garantindo taxa de transmissão e QoS satisfatórios. Todavia, esta não é uma tarefa simples.

Esta dissertação apresenta uma ferramenta analítica que contribui para o cálculo da capacidade em redes sem fio com múltiplas classes de serviço. Esta ferramenta baseia-se no cálculo da probabilidade de *outage*, que é a probabilidade de uma conexão não ser estabelecida pela falta de recursos ou por um nível inaceitável de interferência. A formulação aqui obtida por meio desta ferramenta é nova e exata para a determinação da probabilidade de *outage* quando se têm múltiplas classes de serviço no sistema e pode ser aplicada para um número de classes de serviço tão grande quanto se desejar.

Os capítulos a seguir descrevem as etapas de desenvolvimento do trabalho até se obter este resultado e suas contribuições. A estruturação destes capítulos é a seguinte:

**Capítulo 2** Revisão das abordagens existentes para o problema da capacidade e o dimensionamento de redes *ad hoc*.

**Capítulo 3** Apresentação do problema de dimensionamento de redes *ad hoc*. Este problema é abordado utilizando-se o conceito de probabilidade de *outage* conjunta e os resultados obtidos são validados por meio de simulações. Ele serve também como motivação para que se busque a extensão do cálculo da probabilidade de *outage* empregando-se múltiplas classes de serviço.

**Capítulo 4** Descrição de como o cálculo da capacidade de redes sem fio com múltiplas classes de serviço é abordado neste trabalho e apresentação de algumas características necessárias ao modelo a ser considerado para a realização deste cálculo.

**Capítulo 5** Apresentação do problema do cálculo da probabilidade de *outage* para sistemas com múltiplas classes de serviço. O modelo utilizado é delineado e algumas das abordagens presentes na literatura para problemas similares são discutidas. Por fim, é apresentada a formulação fechada para o cálculo da probabilidade de *outage* para sistemas com múltiplas classes de serviço e este resultado é validado por meio de simulações.

**Capítulo 6** Apresentação das considerações finais sobre o trabalho apresentado nesta dissertação e propostas de trabalhos futuros.



# Capítulo 2

## Capacidade de Redes *Ad Hoc*

Redes *ad hoc* não-estruturadas são caracterizadas pela ausência de um controle centralizado e são formadas por nós que se comunicam por meio de um enlace sem fio. Cada nó tem a capacidade de detectar outros nós dentro do seu alcance de rádio. A transmissão entre os nós pode ocorrer de forma direta, ou utilizando-se nós de repasse, caso o nó de destino não esteja no alcance de transmissão do nó de origem. Outras características necessárias a uma rede *ad hoc* é que esta deve ser auto-organizável e adaptativa, uma vez que ela deve ser estabelecida em tempo real sem uma administração central. Além disso, por utilizar o canal rádio móvel, as redes *ad hoc* apresentam os mesmos problemas inerentes às rede sem fio, como otimização de banda, controle de potência, confiabilidade do enlace e manutenção da qualidade da transmissão frente a características intrínsecas do canal, como o desvanecimento e a interferência mútua entre os sinais transmitidos.

Um dos grandes desafios relacionados às redes *ad hoc* diz respeito ao seu dimensionamento. Devido às características que permitem uma maior flexibilidade da rede, o seu dimensionamento torna-se uma tarefa complexa. Aspectos como o número de nós existentes na rede e a quantidade de informação a ser transmitida para cada nó devem ser considerados no planejamento, implementação e otimização de uma rede *ad hoc*. O estudo da capacidade de redes *ad hoc* tem como objetivo analisar estes aspectos, buscando determinar quanta informação é possível transmitir garantindo-se a qualidade de serviço da rede e o modo ótimo de operação da mesma nesta condição de máxima taxa de transmissão.

### 2.1 Limites da Capacidade

A partir de uma análise simples da capacidade de redes *ad hoc*, apresentada em [1] é possível perceber intuitivamente uma das relações de compromisso em tais redes: ccc. Supõe-se que cada nó possui taxa de transmissão de  $r$  bits por segundo(*bps*) e alcance de transmissão de  $m$  metros. Seja

ainda  $\bar{L}$  a distância média percorrida por pacote. Assim, o número médio de saltos por pacote deve ser maior que  $\bar{L}/m$ . Com isso, cada nó gera pelo menos  $(r\bar{L}/m)$  bps para os outros nós. Todos os  $n$  nós compartilham uma banda de transmissão de  $W$  bps. Então, é necessário que  $W > nr\bar{L}/m$ . Portanto, a capacidade disponível para cada nó é

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

A inequação em (2.1) mostra que a vazão (i.e., o *throughput*) para cada nó é reduzida à medida que o número de nós cresce. Além disso, a vazão também decresce com o aumento da distância média entre os nós origem e destino. Assim, para se 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, entretanto, não é tão simples como delineada em (2.1). Outros fatores também 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. É possível concluir a partir de (2.1) que a taxa  $r$  cresce linearmente com o aumento do alcance de transmissão  $m$ , o que pode não ocorrer. Tal análise não contempla o fato de que o aumento de  $m$  implica em um aumento da potência de transmissão e, conseqüentemente, em um aumento da interferência e do tempo de retenção dos nós que estão para transmitir, conforme indicado em [2].

Uma primeira tentativa de se calcular os limites de transmissão em redes *ad hoc* sem fio foi apresentada em [2]. Propôs-se um modelo teórico para se encontrar os limites da capacidade das redes *ad hoc* sem fio, baseado numa rede de  $n$  nós dispostos em uma área de  $1m^2$ . Nele, 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, i.e., transmissões por meio de um único salto:

- *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 mais próximo 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  $\beta$  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  $\alpha$  é o expoente de decaimento das perdas por percurso.

Um resumo dos limitantes superiores e inferiores obtidos em [2] pode ser encontrado na Tabela 2.1. Uma extensão à análise dos limitantes superiores da capacidade é mostrada em [3], baseada numa rede tridimensional e na capacidade de Shannon para o modelo do enlace. Nesta análise, os nós estão uniformemente distribuídos em um cubo de volume  $1m^3$ . O limitante superior da taxa  $r$  alcançável para 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  $k_1 = W/(27 \cdot 2000^2)$  e  $k_2 = W(20\sqrt{2}/\log(2))$ .

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 [4], 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*) [5], em que todo o tráfego a ser repassado é dirigido a apenas

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

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

um nó (*clusterhead*);

- gerenciamento ótimo da potência de transmissão [6, 7];
- uso de antenas direcionais [8, 9];
- uso de infra-estrutura (estações rádio-base) [10];
- controle de topologia [11].

## 2.2 Cálculo da Capacidade Através de Simulações e Implantações Físicas

Uma abordagem comumente utilizada para o problema de dimensionamento de redes *ad hoc* são as simulações computacionais e implantações físicas. Um exemplo dessa abordagem pode ser encontrado em [1], que se baseia na avaliação do protocolo IEEE 802.11 [12], 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 por meio 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 um único salto (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 em cadeia e em malha. Nas redes com topologia em 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 um único salto, 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 único salto, devido às falhas no protocolo 802.11 em descobrir um agendamento ótimo. O procedimento de *backoff* [12] definido por tal protocolo provoca um fraco desempenho no que se refere ao repasse de pacotes, quesito essencial para uma rede com topologia em cadeia. Este resultado também é confirmado em [13]. Além disso, são realizados testes físicos para redes em cadeia, obtendo resultados semelhantes àqueles gerados na simulação.

Por outro lado, para uma rede com topologia em malha, as simulações são feitas para redes que transmitem apenas na direção horizontal, i.e., 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  $\frac{1}{12} \times 1.7 = 0.14Mbps$ , i.e., a capacidade de um único salto dividida por 12 nós vizinhos que estão em retenção. Todavia, o valor obtido por meio de simulações é de  $0.1Mbps$ . 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 [14], onde são feitas simulações com o OPNET para redes 802.11 com topologia em cadeia e em malha. Em [15], testes experimentais realizados com uma rede IEEE 802.11 mostram que a vazão por nó decai com  $n$  de acordo com a razão  $2.583/n^{1.68}$ .

### 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 da rede *ad hoc*: a rede *Mesh* sem fio (WMN, do inglês *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*. Consequentemente, 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 correto dos *gateways* são fatores determinantes para a qualidade de serviço oferecida aos usuários [16].

Em [17], a capacidade de redes WMNs com nós estacionários seguindo o Modelo de Protocolo 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 [13] 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 único salto. Este valor depende de diversos fatores como a tecnologia de rádio, a eficiência do protocolo, tamanho dos pacotes, taxa de erro do canal e número de nós [18]. Uma análise destes fatores em redes WMN com desvanecimento pode ser encontrada em [19].
- 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 formando pelo  $i$ -ésimo enlace e todos aqueles que devem estar inativos para o enlace transmitir

com sucesso. Em [20], apenas as restrições referentes à camada MAC são consideradas, porém outros parâmetros podem ser levados em conta como desvanecimento, tecnologia de rádio, erro de transmissão, etc.

A análise feita em [17] 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 isto 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* [16].

## 2.3 Vazão Local em Redes sem Fio de Múltiplos Saltos

Na literatura são encontrados muitos trabalhos que visam propor um modelo analítico para o cálculo da vazão total da rede sem fio de múltiplos saltos, i.e., quantas transmissões simultâneas a rede permite e a qual taxa. Entretanto, estes 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 um único salto (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 [21], uma rede CSMA (do inglês *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 [22], o mesmo modelo é aplicado para redes ALOHA e C-BTMA (do inglês *Conservative Busy Tone Multiple Access*). Em [23], a vazão local é calculada baseada na probabilidade de recepção do quadro para uma rede com espalhamento espectral por sequência direta (DSSS, do inglês *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 é estendido em [24] 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, do inglês *Distributed Coordination Function*) do padrão IEEE 802.11 para redes locais sem fio que considera uma rede de múltiplos saltos e o problema do terminal escondido, é apresentado em [25]. 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 [26]. Este modelo é utilizado em [27] para o desenvolvimento de um método analítico que leva em conta as interações entre as camadas física e de acesso ao meio para o 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 [28], o modelo de [24] é aplicado diretamente para a análise de desempenho em redes Bluetooth.

## 2.4 Cálculo da Probabilidade de Bloqueio

Um dos métodos encontrados na literatura para a análise da capacidade de redes *ad hoc* é o cálculo da probabilidade de bloqueio da rede. Neste método, deseja-se calcular a probabilidade de bloqueio da transmissão de um nó origem para um nó destino. O cálculo desta probabilidade viabiliza a análise da capacidade, uma vez que esta probabilidade está diretamente relacionada com o número de nós existentes na rede e com a ocupação de banda disponível para estes nós. Esta disponibilidade de banda, conseqüentemente, está ligada à vazão da rede que é determinante para análise da sua capacidade.

Um modelo analítico para o cálculo de bloqueio em redes *ad hoc* foi apresentado em [29]. Neste modelo, a probabilidade de bloqueio na transmissão é definida como a probabilidade de um nó ser bloqueado de transmitir, seja por ele ou o seu nó de destino estarem bloqueados, dado que este possui pacotes para enviar. Esta probabilidade de bloqueio é derivada em função do número de nós da rede, a densidade de nós e outros parâmetros definidos em um modelo baseado em cadeias de Markov unidimensionais. A probabilidade de bloqueio na transmissão é calculada para transmissões de salto único, desconsiderando-se assim os efeitos de repasse de tráfego dos demais nós, o que não pode ser desprezado no cálculo da probabilidade de bloqueio fim-a-fim.

Um método semi-analítico para o cálculo da probabilidade de bloqueio em uma rede *ad hoc* móvel comutada por circuitos foi proposto em [30]. Este método é baseado na aproximação de ponto fixo também encontrado em [31]. Neste caso, a probabilidade de bloqueio é calculada em uma rede na qual os efeitos de desvanecimento e interferência não são considerados. A mobilidade foi incluída no método analítico por meio de simulação de Monte Carlo.

Por fim, expressões fechadas para o cálculo da probabilidade de bloqueio em redes *ad hoc* estatísticas orientadas à conexão, com topologia linear e em malha, podem ser encontradas em [32]. Estas expressões foram derivadas a partir de uma cadeia de Markov de três estados para um canal: livre, ocupado e bloqueado. O estado ocupado indica chamada em curso, enquanto o estado bloqueado denota interferência neste canal. Mostra-se então a partir destas fórmulas, que para redes em cadeia, quanto maior o raio de transmissão menor será a probabilidade de bloqueio. Por outro lado nas redes

em malha, a relação é inversa, o que indica que a principal causa de bloqueio na redes mais esparsas é o tráfego em múltiplos saltos, enquanto que nas redes mais densas é a interferência entre os nós.

## 2.5 Conclusões

As redes *ad hoc* têm aparecido nos últimos anos como uma alternativa às redes sem fio baseadas numa infra-estrutura fixa. O controle distribuído presente nas redes *ad hoc* faz com que elas sejam mais 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.

Neste capítulo, foram descritas as diferentes abordagens para o problema da análise da capacidade presentes na literatura. Esta descrição partiu de trabalhos teóricos, que visam 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, estes são o cálculo da vazão local e da probabilidade de bloqueio.

Com isso, é possível observar que muitos destes trabalhos encontrados na literatura 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. Já os trabalhos baseados em simulação têm uma aplicabilidade restrita às topologias simuladas. Contudo, ambos os tipos de trabalho apresentam uma visão geral do problema. Por outro lado, o cálculo da vazão local, que tem 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 buscam desenvolver ferramentas para a análise da capacidade de carga computacional mais baixa em comparação com a simulação.

No próximo capítulo, é apresentado um método analítico de dimensionamento que contempla o tráfego em múltiplos saltos, bem como a interferência aleatória que ele provoca. Para tanto, é empregado o conceito de probabilidade de *outage* conjunta.



## Capítulo 3

# Dimensionamento de Redes *Ad Hoc* e Probabilidade de *Outage* Conjunta

O dimensionamento de redes *ad hoc* sem fio tem sido abordado na literatura de diversas maneiras, incluindo a análise da capacidade por meio de simulações [1] e a determinação de limites inferiores e superiores para esta capacidade [2]. Todavia, os métodos até então empregados para estas análises não levam em consideração o tráfego multihop, nem os prejuízos advindos do desvanecimento [29] ou dos efeitos da interferência combinados [33]. Aqui utiliza-se para o dimensionamento de redes *ad hoc* sem fio um método analítico baseado na probabilidade de *outage* [34].

Neste método, o efeito da interferência é avaliado quando uma nova chamada é admitida no sistema, verificando se o limiar de razão sinal-interferência mais ruído (SINR, do inglês *Signal-to-Interference-plus Noise Ratio*) requisitado é atendido pela nova chamada no sistema, dados o número de interferentes e as condições de canal. Contudo, esta é uma aproximação, uma vez que analisa apenas a SINR ao longo da rota da nova chamada, desconsiderando a interferência gerada pela nova chamada nas transmissões que já se encontravam em andamento. A fim de se suprimir essa limitação, i.e., para se considerar o efeito da nova chamada admitida no sistema como um todo, é necessário se aplicar o conceito de probabilidade de *outage* conjunta (JOP, do inglês *Joint Outage Probability*)[35].

Este capítulo, portanto, estende este método analítico visando contemplar o tráfego multihop, o ruído aditivo, a interferência mútua e os efeitos de roteamento combinados, resultando em uma formulação mais completa e realista. Além disso, os resultados obtidos são aplicados a um cenário prático de dimensionamento de redes *ad hoc* sem fio e validados por meio de simulações.

### 3.1 Modelo de Rede

Considera-se uma rede com  $N$  nós conectados por meio de  $L$  enlaces. Cada enlace  $l, l = 1, \dots, L$ , conecta dois nós e possui uma capacidade de  $C_l$  troncos. Cada enlace suporta uma chamada ou fluxo de dados entre dois nós, e chamadas dentro de um mesmo enlace são separadas por um código, como no sistema de múltiplo acesso por divisão de código com sequência direta (DS-CDMA, do inglês *Direct Sequence Code Division Multiple Access*). Supõe-se que os enlaces não interferem uns nos outros, porém chamadas no mesmo enlace, que compartilham a mesma frequência, podem interferir umas nas outras se a SINR exceder um determinado limiar  $\beta$  [34].

A restrição da razão sinal-interferência-mais-ruído  $E_b/I_N$  é dada por

$$\frac{E_b}{I_N} = \frac{GW_j}{\sum_{i=1}^{C_l} W_i + n_j}, \quad (3.1)$$

onde  $G$  é o ganho de processamento,  $W_j$  é a potência recebida do sinal desejado,  $W_i$  é a potência recebida do sinal interferente  $i$ , e  $n_j$  é a potência do ruído branco aditivo gaussiano.

A topologia da rede é arbitrária sem nenhuma restrição específica. Um par de nós origem-destino  $(x, y)$  é conectado por meio de rotas compostas de enlaces entre estes nós. Quando é estabelecida a comunicação entre um par de nós origem-destino, cada enlace pertencente à rota  $r$  passará a ter um tronco ocupado. Caso pelo menos um dos enlaces pertencentes à rota não possua troncos desocupados dentre os  $C_l$  troncos disponíveis, a chamada será bloqueada. Se a chamada não for bloqueada, mas a interferência  $I_N$  em qualquer enlace pertencente à rota aumentar de tal forma que a razão  $E_b/I_N$  passe a ser inferior a um determinado limiar para esta nova chamada e para todas as chamadas em curso, então a nova chamada não será admitida no sistema. A probabilidade de que uma chamada não seja admitida no sistema, por qualquer um dos motivos anteriores, é definida como probabilidade de *outage*.

Neste modelo são feitas as seguintes considerações:

1. As chamadas chegam a cada par de nós origem destino  $(x, y)$  como um processo poissoniano com taxa  $\lambda_{x,y}$  e possui uma determinada probabilidade de selecionar uma das rotas que conectam este par. Além disso, o seu tempo médio de ocupação é dado por  $\mu_{x,y}^{-1}$ . A carga total oferecida para cada enlace individual constitui também um processo de Poisson com uma taxa que dependerá das condições de *outage* para os outros enlaces.
2. O *outage* ocorre independentemente, de um enlace para o outro, determinado por suas respectivas taxas de chegada. Isto significa que apesar de uma rota ser composta por sucessivos enlaces

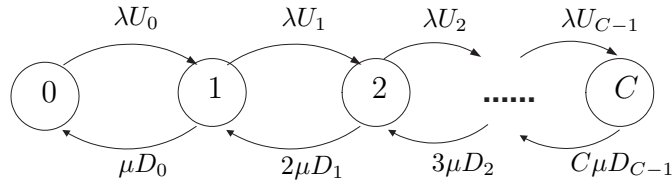


Fig. 3.1: Diagrama de estados para um único enlace com interferência tanto na admissão de chamadas, como na manutenção das mesmas.

criando uma dependência entre estes (e conseqüentemente, uma dependência nos eventos de *outage* nestes enlaces), todavia, aqui estes eventos serão tratados como independentes.

3. Considera-se que todos os enlaces são não direcionais. Para o tráfego entre dois nós, não há diferenciação entre origem e destino. Esta suposição é feita apenas para simplificar a notação, uma vez que este modelo pode, sem perdas de generalidades, ser aplicado a cenários com enlaces direcionais.
4. As potências  $W_j$  e  $W_i$  são modeladas como variáveis aleatórias exponenciais, i.e., as transmissões realizadas pelos nós estão sujeitas ao desvanecimento Rayleigh. Entretanto, outros tipos de desvanecimento podem ser considerados.
5. Todos os enlaces na rede possuem uma capacidade fixa. A redução da capacidade ou uma indisponibilidade dos enlaces pode ocorrer apenas devido à interferência gerada por outras chamadas ou ocupação de troncos. Apesar de esta hipótese restringir a mobilidade dos nós, este fator pode ser considerado nas simulações [33].
6. Todos os nós transmitem com a mesma potência, contudo este modelo pode também ser aplicado a nós com diferentes potências de transmissão.

## 3.2 Método Analítico

Define-se o tráfego ou a carga oferecida  $A$  como  $A = \lambda/\mu$ . A partir da cadeia de Markov mostrada na Figura 3.1, a derivação da probabilidade do estado  $S_x$ , i.e., a probabilidade de que  $x$  troncos estejam ocupados, é obtida como [36]

$$S_x = \frac{\frac{A^x}{x!} \prod_{i=0}^{x-1} \frac{H_i}{D_i}}{1 + \sum_{m=1}^C \frac{A^m}{m!} \prod_{i=0}^{m-1} \frac{H_i}{D_i}}. \quad (3.2)$$

Além disso, definem-se  $H_i$  como uma função que modifica a taxa de chegada de chamadas e uma função  $D_i$  que modifica a taxa de queda de chamadas, ambas em função da interferência, como apresentado em [34]. Estas funções são modeladas pela probabilidade de *outage* conjunta  $P_{\bar{I}}$ , que é descrita mais detalhadamente na Seção 3.3, tais que

$$\begin{aligned} H_x &= P_{\bar{I}}(Z_\lambda, \Omega, \sigma^2, x), \\ D_x &= 1/P_{\bar{I}}(Z_\mu, \Omega, \sigma^2, x), \end{aligned} \quad (3.3)$$

onde  $\Omega$  é a potência de transmissão,  $\sigma^2$  é a variância do ruído branco aditivo gaussiano,  $Z_\lambda$  e  $Z_\mu$  denotam as respectivas margens de interferência. A margem de interferência é definida aqui como  $G/\beta$ , onde  $\beta$  é o limiar de interferência aceitável. A utilização de diferentes valores para  $Z_\lambda$  e  $Z_\mu$  pode ter como finalidade observar-se uma histerese entre a admissão e a queda de uma chamada, e assim se evitar o efeito "ping-pong" (ocupação do tronco seguida de queda imediata).

O número médio de troncos ocupados para um enlace com  $C_l$  troncos pode ser calculado como

$$E_C[x] = \sum_{x=1}^{C_l} x S_x. \quad (3.4)$$

Desta maneira, seguindo-se a definição clássica de carga carregada, uma expressão proposta em [34] que associa a nova carga carregada ao número médio de troncos ocupados é utilizada, i.e.  $A(1 - O_l) = E_C[x]$ , em que  $O_l$  é a probabilidade de *outage*. Portanto,

$$O_l = 1 - \frac{E_C[x]}{A}. \quad (3.5)$$

Assim sendo, para se calcular a probabilidade de *outage* de um enlace  $l$ , as variáveis de entrada serão a carga  $A_l$  oferecida ao enlace, a capacidade  $C_l$  do enlace e as margens de interferência  $Z_\lambda$  e  $Z_\mu$ . Este método é então referenciado como

$$O_l = Out(A_l, C_l, Z_\lambda, Z_\mu). \quad (3.6)$$

### 3.2.1 Roteamento e Probabilidade de *Outage*

Para tratar o roteamento, inicialmente, define-se o vetor  $R_{x,y} = \{r_{x,y}^1, r_{x,y}^2, \dots, r_{x,y}^R\}$  como o conjunto de rotas que conectam o par de nós  $(x, y)$ . Considera-se ainda que cada rota possui uma probabilidade de ser selecionada, sendo esta probabilidade determinada por um algoritmo de roteamento, tal que  $\rho_{x,y} = \{q_{x,y}^1, q_{x,y}^2, \dots, q_{x,y}^R\}$  será o vetor de probabilidades associado ao vetor  $R_{x,y}$ . Conse-

quentemente, é necessário que  $\sum_{k=1}^R q_{x,y}^k = 1$ .

Uma aproximação utilizada para se analisar as interações entre chamadas em uma rede multihop com a finalidade de se determinar a probabilidade de *outage* é a aproximação da carga reduzida, apresentada em [34]. Empregando-se o vetor de probabilidades  $\rho_{x,y}$  esta aproximação pode ser aplicada para o caso com múltiplas rotas [34]. Supondo que o *outage* ocorre independentemente em cada um dos enlaces, é possível afirmar que as conexões chegam ao enlace  $l$  de acordo com um processo poissoniano com carga oferecida dada por

$$A_l = \sum_{r \in R_l} A_{x,y} q_{x,y}^r \prod_{\substack{j \in r \\ j \neq l}} (1 - O_j), \quad (3.7)$$

onde  $R_l$  é o conjunto de rotas que contêm o enlace  $l$ ,  $A_{x,y}$  é o tráfego oferecido a cada par de nós origem-destino  $(x, y)$  e  $j$  é cada um dos demais enlaces da rota em consideração. Substituindo-se então (3.7) em (3.6) obtém-se a probabilidade de *outage* para cada enlace, calculada como

$$O_l = Out\left(\sum_{r \in R_l} A_r q_{x,y}^r \prod_{\substack{j \in r \\ j \neq l}} (1 - O_j), C_l, Z_\lambda, Z_\mu\right). \quad (3.8)$$

Para o caso em que o controle de admissão de chamadas é modelado, apenas a interferência nas chamadas que chegam é considerada e, portanto,  $Z_\mu = \infty$ .

Considerando-se ainda a hipótese de independência entre os enlaces, tem-se que a probabilidade de *outage* para cada par de nós  $O_{x,y}$  será dada por

$$O_{x,y} = 1 - \sum_{r=1}^{R_{x,y}} q_{x,y}^r \prod_{l \in r} (1 - O_l). \quad (3.9)$$

É importante notar que (3.8) constitui uma equação transcendental que deve ser resolvida iterativamente até que a solução convirja para atender uma determinada precisão. Uma das maneiras de se resolver esta equação é o emprego do método da relaxação, no qual é dado um valor inicial arbitrário de entrada para a equação. Este método também é conhecido como aproximação do ponto fixo, uma vez que converge para um único ponto, como mostrado em [37].

### 3.3 Probabilidade de *Outage* Conjunta com Ruído Aditivo

Para que o efeito da interferência mútua possa ser considerado no esquema proposto, será aplicado o conceito de Probabilidade de *Outage* Conjunta (JOP) [35]. A JOP corresponde à probabilidade de que, dado um conjunto de restrições para a razão sinal-interferência-mais-ruído (SINR) de um grupo

de sinais mutuamente interferentes, pelo menos um sinal estará em *outage* ( $P_I$ ), ou de maneira dual, todas as restrições de SINR serão atendidas ( $P_{\bar{I}}$ ).

### 3.3.1 Esboço do Problema

Suponha que as potências instantâneas das chamadas mutuamente interferentes sejam designadas por  $W_i$  com  $i = 1, \dots, N$ . Como apresentado anteriormente, para que uma chamada não seja rejeitada ou saia do sistema enquanto estiver em curso, é necessário que a razão sinal-interferência-mais-ruído nos receptores apresentem valores maiores do que os limiares toleráveis  $Z_i$ ,  $i = 1, \dots, N$ , especificados para a comunicação. Neste cenário ainda, cada chamada está sujeita a ruído aditivo, com potências instantâneas denotadas por  $n_i$ . Considera-se também, sem perda de generalidade, que  $n_i$  é constante. Consequentemente, os  $N$  sinais recebidos devem satisfazer o seguinte conjunto de inequações

$$\mathcal{S}_\sigma^N = \left\{ \frac{W_j}{\sum_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^N W_i + n_j} \geq Z_j, \quad j = 1, \dots, N \right. \quad (3.10)$$

As inequações apresentadas em (3.10) descrevem um hipervolume no espaço  $N$ -dimensional, representado por  $\mathcal{S}_\sigma^N$ . Com isso, a probabilidade de *outage* conjunta pode então ser obtida pela seguinte integral

$$P_I = \int_{\mathcal{S}_\sigma^N} f_{\mathbf{W}}(w_1, \dots, w_N) dw_1 \dots dw_N, \quad (3.11)$$

onde  $f_{\mathbf{W}}(w_1, \dots, w_N)$  é a função de densidade de probabilidade conjunta de  $W_1, \dots, W_N$ . Para o caso em que os ruídos aditivos  $n_i$  também são variáveis aleatórias, mais  $N$  integrações devem ser realizadas a fim de que se obtenha o valor exato para ( $P_I$ ). Uma solução exata para a probabilidade de *outage* conjunta foi encontrada em [38]. A partir deste resultado, é possível então obter-se a JOP para um ambiente com desvanecimento Rayleigh considerando-se o ruído aditivo.

### 3.3.2 Probabilidade de *Outage* Conjunta para um Ambiente Rayleigh com Ruído Aditivo

Inicialmente, considera-se que os sinais mutuamente interferentes  $W_i$  são independentes, e que cada um desses sinais possui uma distribuição Rayleigh com potência média  $\Omega_i$ . Neste cenário o resultado da integração para o cálculo da JOP será dado por [35]

$$P_{\bar{I}} = P_{\bar{I}0}(\boldsymbol{\Omega}, \mathbf{a}_i) \exp \left( - \sum_{i=1}^N \frac{g_i(\mathbf{a}, \mathbf{n})}{\Omega_i} \right), \quad (3.12)$$

onde  $\boldsymbol{\Omega} \triangleq (\Omega_1, \dots, \Omega_N)$ , e as funções  $a$  e  $g$  são definidas como

$$a_i = \frac{Z_i}{1 + Z_i}, \quad (3.13)$$

e

$$g_j(\mathbf{a}, \mathbf{n}) \triangleq a_j \left( \frac{\sum_{i=1}^N a_i n_i}{1 - \sum_{i=1}^N a_i} + n_j \right). \quad (3.14)$$

onde  $\mathbf{a} \triangleq (a_1, a_2, \dots, a_N)$  e  $\mathbf{n} \triangleq (n_1, n_2, \dots, n_N)$ . Além disso, a função  $P_{\bar{I}0}(\boldsymbol{\Omega}, \mathbf{a}_i)$  é dada pela probabilidade de que todas as inequações em (3.10) sejam satisfeitas quando  $n_i = 0$  para todo  $i$ , calculada como [35]:

$$P_{\bar{I}0}(\boldsymbol{\Omega}, \mathbf{a}_i) = \frac{\left( 1 - \sum_{j=1}^N a_j \right)^{N-1}}{\prod_{i=1}^N \left( 1 - \sum_{j=1}^N a_j \left( 1 - \frac{\Omega_i}{\Omega_j} \right) \right)}. \quad (3.15)$$

Caso os ruídos aditivos  $n_i$  sejam constituídos por variáveis aleatórias, pode-se mostrar diretamente que a probabilidade de *outage* conjunta em um ambiente de desvanecimento Rayleigh independente [35] é dada por

$$P_{\bar{I}} = P_{\bar{I}0}(\boldsymbol{\Omega}, \mathbf{a}_i) \prod_{i=1}^N M_{n_i}[-g_i(\mathbf{a}, \boldsymbol{\Omega}^{-1})], \quad (3.16)$$

onde  $\boldsymbol{\Omega}^{-1} \triangleq (\Omega_1^{-1}, \Omega_2^{-1}, \dots, \Omega_N^{-1})$  e  $M_{n_i}[\cdot]$  é a função geradora de momento de  $n_i$ , definida como  $M_{n_i}[s] = \mathbb{E}[e^{sn_i}]$ .

Quando o ruído aditivo possui uma distribuição gaussiana com variância  $\sigma^2$  e média nula, com  $i = 1, \dots, N$ , então (3.16) pode ser reescrita como

$$P_{\bar{I}} = P_{\bar{I}0}(\boldsymbol{\Omega}, \mathbf{a}_i) \prod_{i=1}^N \left( 1 + \sigma_i^2 g_i(\mathbf{a}, \boldsymbol{\Omega}^{-1}) \right)^{-1/2}. \quad (3.17)$$

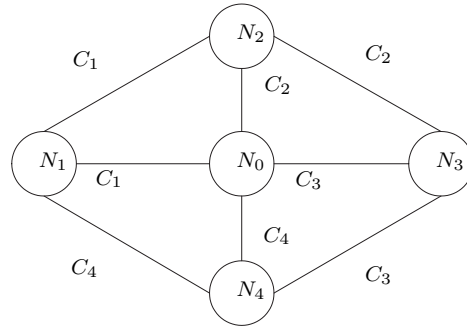


Fig. 3.2: Um exemplo de rede em estrela

Se ainda considerar-se um ambiente simétrico, i.e.,  $Z_i = Z$ ,  $\Omega_i = \Omega$  e  $\sigma_i^2 = \sigma^2$  para todo  $i$ , teremos que 3.17 é simplificada para

$$P_I(Z, \Omega, \sigma^2, N) = \frac{\left(1 - \frac{NZ}{1+Z}\right)^{3N/2-1}}{\left(1 + \frac{Z}{1+Z} \left(\frac{\sigma^2}{\Omega} - N\right)\right)^{N/2}}. \quad (3.18)$$

### 3.4 Um Exemplo de Aplicação

A fim de se ilustrar as formulações apresentadas, uma rede multihop com a topologia mostrada na Figura 3.2 foi analisada. Esta análise considera uma rede multihop com chamadas chegando em cada rota pré-definida, que é relacionada a cada par de nós origem-destino, como um processo poissoniano. Todos os nós com exceção de  $N_0$  geram e recebem tráfego. Assim, temos que o nó  $N_0$  funciona apenas como um nó de repasse. Além disso, apenas rotas com dois enlaces ou menos são consideradas, de tal forma que apenas 14 rotas são definidas para este cenário. Supõe-se ainda que as probabilidades de se utilizar rotas de apenas um enlace é maior do que a probabilidade de se utilizar rotas de dois enlaces. Consequentemente, as rotas definidas são mostradas na Tabela 3.1.

Inicialmente, foi simulado um cenário de controle de admissão, no qual a potência do sinal correspondente a determinado usuário possui distribuição exponencial, devido ao desvanecimento Rayleigh. Antes de determinada chamada ser admitida no sistema são realizados os seguintes testes:

- a) Verifica-se se há troncos disponíveis;
- b) Caso haja recursos disponíveis, o efeito da admissão da nova chamada nas razões sinal-interferência mais ruído para todas as chamadas em curso, bem como o efeito das chamadas em curso na chamada a ser admitida são comparadas com os limiares toleráveis;
- c) Se, ainda após este teste, concluir-se que a nova chamada pode ser admitida, esta finalmente



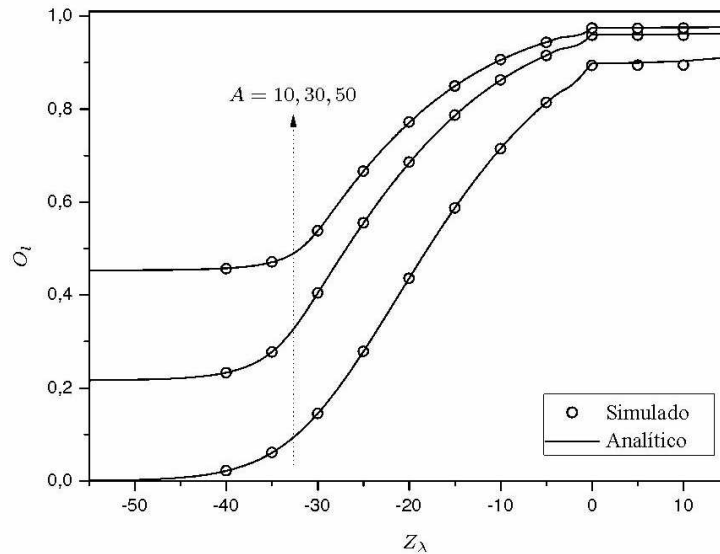


Fig. 3.3: Probabilidade de *Outage* como uma função do limiar  $Z_\lambda$  (em *dB*) para a SINR considerando-se duas rotas possíveis entre os nós origem-destino.

entrará no sistema;

d) Caso a nova chamada não passe em pelo menos um destes testes, esta será rejeitada.

Os resultados teóricos, bem com os resultados das simulações são apresentados nas Figuras 3.3 e 3.4 para alguns casos. A probabilidade de *outage* é apresentada em termos do limiar  $Z_\lambda$  (em *dB*) para a SINR com  $C_1 = C_2 = C_3 = C_4 = 30$  e diferentes valores de tráfego uniforme. Como pode ser observado, as curvas teóricas e simuladas apresentam uma excelente concordância.

Analisando os resultados é possível perceber que, para valores baixos do limiar de SINR, a interferência terá pouca influência na probabilidade de *outage* e o sistema é, portanto, limitado pela disponibilidade de recursos, i.e., o tráfego. Com o aumento do valor de  $Z_\lambda$ , o efeito da interferência no meio das chamadas torna-se perceptível, e, conseqüentemente, a probabilidade de *outage* cresce assintoticamente. Quando  $Z_\lambda \geq 0$  dB, a probabilidade de *outage* no sistema passa a apresentar uma saturação devido à interferência, uma vez que nesta circunstância no máximo um enlace da rede pode ser ocupado em qualquer instante de tempo. Este fenômeno pode ser observado como uma descontinuidade em torno de  $Z_\lambda = 0$  dB, presente em todas as curvas. A partir deste valor para  $Z_\lambda$ , a rede torna-se limitada por interferência, e no máximo uma chamada, que ocupa apenas um enlace, pode ser admitida no sistema.

Em seguida, é apresentado um cenário composto por uma rede assimétrica, i.e., uma rede cujas capacidades são diferentes para cada enlace. Em particular,  $C_1 = 10$ ,  $C_2 = 20$ ,  $C_3 = 30$  e  $C_4 = 40$ . Os valores para a probabilidade de *outage* para cada par origem-destino obtidos por meio do

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

Tab. 3.1: Rotas definidas para a rede da Figura 3.2 e suas probabilidades.

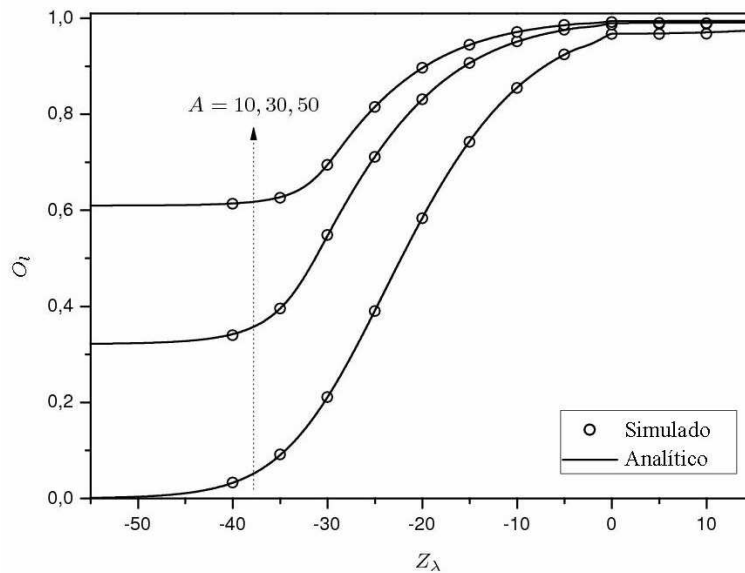


Fig. 3.4: Probabilidade de *Outage* como uma função do limiar  $Z_\lambda$  (em *dB*) para a SINR considerando-se três rotas possíveis entre os nós origem-destino.

Par	$Z_\lambda = -40dB$		$Z_\lambda = -30dB$		$Z_\lambda = -20dB$	
	An.	Sim.	An.	Sim.	An.	Sim.
$N_1 - N_2$	0.7345	0.7343	0.7075	0.7079	0.7077	0.7079
$N_1 - N_3$	0.5951	0.5933	0.6961	0.6963	0.8372	0.8366
$N_1 - N_4$	0.3213	0.3206	0.4775	0.4777	0.6859	0.6855
$N_2 - N_3$	0.3461	0.3453	0.4069	0.4057	0.6816	0.6805
$N_2 - N_4$	0.5140	0.5138	0.6099	0.6096	0.8333	0.8333
$N_3 - N_4$	0.1728	0.1720	0.3827	0.3820	0.6840	0.6838

Tab. 3.2: Valores analíticos e simulados para a probabilidade de *outage* com tráfego uniforme (30Erl) e diferentes valores de  $Z_\lambda$ .

método analítico e a partir das simulações, para diferentes valores de margem de interferência  $Z_\lambda$  especificados em cada coluna, são mostrados na Tabela 3.2. Novamente, os resultados teóricos e simulados apresentam uma excelente concordância entre si.

### 3.5 Conclusões

Neste capítulo, o método analítico para cálculo da probabilidade de *outage* foi estendido para contemplar casos mais gerais e próximos da realidade. O cálculo da probabilidade de *outage* é um passo importante no processo de dimensionamento de redes sem fio *ad hoc*. Aqui este cálculo foi realizado enfatizando-se os seguintes aspectos: tráfego multihop, ruído aditivo, interferência conjunta e roteamento, todos combinados.

Assim, uma formulação exata para o cálculo da probabilidade de interferência para pelo menos uma chamada considerando-se ruído aditivo gaussiano foi apresentada baseando-se no conceito de probabilidade de *outage* conjunta (JOP). Esta formulação foi utilizada para a derivação da aproximação da carga reduzida que considera o tráfego de todos os pares de nós origem-destino e as probabilidades de roteamento para o cálculo das probabilidades de *outage* para cada enlace, e consequentemente, para cada rota, e portanto, para cada par de nós. A fim de se validar o método, uma rede multihop com múltiplas rotas foi simulada. Os resultados analíticos e simulados são, como mostrados aqui, na prática, indistinguíveis uns dos outros.

## Capítulo 4

# Capacidade de Redes com Múltiplas Classes de Serviço

Neste capítulo são consideradas redes capazes de suportar diversas classes de tráfego ou serviço e inicialmente considera-se um cenário sem limitações por interferência. Este tipo de rede com múltiplas classes de serviços está crescendo rapidamente com a convergência da Internet e das redes móveis e este tipo de tráfego requer garantias de QoS. A seguir serão apresentados os principais fundamentos teóricos característicos deste tipo de tráfego.

### 4.1 Tráfego de Múltiplas Classes de Serviço

O tráfego oferecido a uma rede pode ser descrito por um processo de chegadas de usuários, a partir do qual pode ser derivada uma taxa de chegadas, e uma distribuição do tempo de permanência do usuário no sistema. Normalmente, considera-se que os tempos de chegada e permanência dos usuários são mutuamente independentes. A taxa de chegada,  $\lambda$ , é definida como [37]

$$\lambda := \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{(\text{Número de chegadas no intervalo } [0, t])}{t}. \quad (4.1)$$

Uma vez que cada usuário ocupa uma porção fixa do enlace (e.g., uma determinada largura de banda do espectro de frequências) que é designada como o número de troncos disponíveis, o tempo de permanência dependerá apenas do serviço requerido pelo usuário. A intensidade de tráfego é uma medida da carga oferecida à rede. Ela pode ser definida como a razão entre o tempo médio de permanência e o tempo médio entre chegadas. Embora a intensidade de tráfego seja adimensional, frequentemente ela é expressa em Erlangs.

Como mencionado, a rede considerada neste capítulo suporta diferentes classes de serviço. Uma

classe de serviço é distinguida pelo processo de chegada de usuários, pelo tempo de permanência do usuário e pelo requisito de recursos que o seu usuário demanda da rede, i.e., o número de troncos que um usuário desta classe irá ocupar. A fim de se simplificar a análise a ser realizada, serão feitas algumas considerações sem perdas de generalidades:

a) Existe um número finito de classes de serviço a serem atendidas;

b) O requisito básico de recursos da rede de determinada classe é um múltiplo inteiro da taxa básica, ou seja, de um tronco dentro de um enlace da rede;

c) As capacidades dos enlaces são múltiplos inteiros de um tronco.

A discussão apresentada aqui pode ser aplicada a diversas classes de redes, não apenas à rede telefônica tradicional. Por exemplo, suponha uma rede integrada de pacotes que suporta múltiplas classes de tráfego, na qual algumas das classes requerem uma garantia de qualidade de serviço da rede. Uma das maneiras possíveis de se assegurar isso é traduzir as estatísticas de chegada de pacotes e as especificações de QoS em um requisito de disponibilidade da rede. Assim, a rede deve garantir determinados requisitos de qualidade de serviço para todos os usuários no sistema. Um novo usuário deverá ser admitido se, e somente se, a rede for capaz de garantir os limiares de QoS para todos os enlaces na rota a ser ocupada sem afetar os usuários ativos. Caso esta condição não seja satisfeita, o usuário encontrará a rede indisponível e, portanto, não será admitido. Este é considerado um sistema com perdas, no qual ao usuário não admitido não é permitido esperar em uma fila até que a rede se torne disponível.

Os modelos utilizados para tais redes são conhecidos como modelos com perdas. Assim sendo, o parâmetro de desempenho mais importante a se determinar é a probabilidade de perda ou bloqueio. Normalmente é a partir deste parâmetro que se obtém a carga carregada, i.e., a parcela do tráfego oferecido que é efetivamente cursada pelo enlace. Conseqüentemente, toda a discussão a seguir visa à obtenção destas medidas de desempenho.

## 4.2 Tráfego de Múltiplas Classes em um Único Enlace

Suponha um único enlace em uma rede com múltiplas classes. Seja  $C_l$ , um número inteiro, denotando a capacidade do enlace. Considera-se ainda que existam  $S$  classes de usuários, e um usuário de uma classe  $s$ ,  $s \in \{1, 2, \dots, S\}$ , chega de acordo com um processo poissoniano estacionário de taxa  $\lambda_s$ . Os tempos de permanência dos usuário da classe  $s$  são i.i.d. (independentemente e identicamente distribuídos, do inglês *independent identically distributed*), distribuídos exponencialmente com média  $\mu_s^{-1}$  e requer  $b_s$  troncos quando ativo. Por enquanto, supõe-se que um novo usuário da classe  $s$  será admitido no enlace se existirem pelo menos  $b_s$  troncos disponíveis no momento.

Seja  $d_s$  o número de usuários da classe  $s$  ativos no enlace. Definem-se ainda dois vetores coluna

$S$ -dimensional  $b$  e  $d$  como em (4.2) e (4.3):

$$b := [b_1, \dots, b_s]^T \quad (4.2)$$

$$d := [d_1, \dots, d_s]^T. \quad (4.3)$$

Utilizando esta notação, a regra para admissão de um novo usuário da classe  $s'$  deve ser atendida caso a condição em (4.4) seja satisfeita, i. e.,

$$b'_s \leq C_l - \sum_{s=1}^S d_s b_s. \quad (4.4)$$

Se esta condição não for satisfeita, o usuário será bloqueado. Caso se permitisse que os usuários bloqueados pudessem tentar novamente a admissão depois de atrasos aleatórios o modelo se tornaria complexo e analiticamente intratável.

O estado do enlace visto do ponto de vista do usuário que chega determina se este será bloqueado ou admitido. A suposição de chegadas poissonianas e a propriedade de que chegadas poissonianas vêm médias temporais (PASTA, do inglês *Poisson Arrivals See Time Averages*) [39] implicam que a fração de usuários que chegam e que observarão o enlace no estado  $d$  é igual à fração de tempo que o enlace permanece neste mesmo estado; i.e., a probabilidade de que um usuário seja bloqueado é exatamente igual à probabilidade de o sistema ser encontrado neste estado de bloqueio. Portanto, deseja-se encontrar as probabilidades de estado estacionário para o sistema.

Considera-se agora um enlace com capacidade  $C_l$ . Seja  $X_s(t)$  um número inteiro que denota o número de usuários ativos da classe  $s$  no instante  $t$ , e seja o vetor em (4.5)

$$\left\{ X(t) := [X_1(t), \dots, X_s(t), \dots, X_S(t)]^T, T \geq 0 \right\}, \quad (4.5)$$

que denota o processo aleatório dado pelo número de usuários ativos no enlace no instante  $t$ . Assim,  $X(t)$  designa o estado do enlace no instante  $t$ .  $X(t)$  evolui sobre um espaço de estados  $\mathcal{Y}$ , definido como  $\mathcal{Y} = \{d : d^T \cdot b \leq C_l\}$ . É interessante observar que  $\mathcal{Y}$  é finito, mas pode ser demasiadamente grande.

O estado do enlace pode ser alterado devido à chegada ou à saída de um usuário. Uma vez que os tempos de permanência dos usuários são exponenciais i.i.d. e que suas chegadas compõem um processo poissoniano estacionário,  $\{X(t), t \geq 0\}$  constitui uma cadeia de Markov em tempo contínuo. O estado muda devido à chegada de um usuário da classe  $s$  que ocorre com taxa  $\lambda_s$  para todo  $d$  que pode admitir um usuário da classe  $s$ . Visto que neste caso considera-se um sistema com perdas e no qual todos os usuários assim que admitidos iniciam o serviço, a taxa de saída de uma

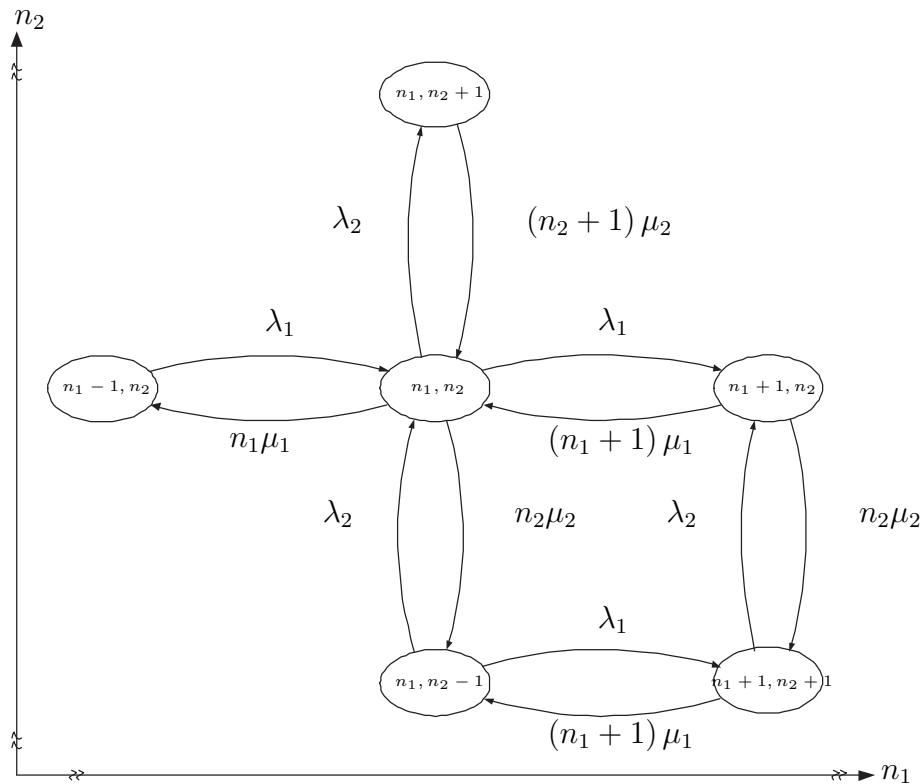


Fig. 4.1: Taxas de transição em uma cadeia de Markov contínua no tempo representando o enlace multi-serviço com duas classes de serviço (i.e.,  $S = 2$ ). São mostradas as taxas de transição para um estado interno arbitrário.

classe  $s$  quando  $X(t) = d = [d_1, \dots, d_s, \dots, d_S]$  é dada por  $d_s \mu_s$ . Desta forma, a cadeia de Markov para  $X(t)$  é completamente definida. A Figura 4.1 mostra uma parte da cadeia de Markov e as taxas de transição para estados internos, para um enlace com duas classes de serviço.

A representação da cadeia de Markov de  $X(t)$  é irredutível [40], [41]. Além disso, uma vez que ela é definida sobre um espaço de estados finito, ela é recorrente positiva, o que implica que existe uma distribuição estacionária para ela. A fim de se obter as probabilidades de estado estacionário para o número de usuários ativos no enlace, deve-se garantir que a cadeia  $X(t)$  é reversível. Esta propriedade então é utilizada para mostrar que a probabilidade estacionária possui a forma de produto simples.

### 4.3 Critério de Reversibilidade e suas Consequências

**Definição 1.** Dado um processo  $\{X(t)\}, t \in (-\infty, \infty)$ , e dado  $\tau \in \mathbb{R}$ , um processo reverso  $\{\tilde{X}(t)\}, t \in (-\infty, \infty)$  é definido como  $\tilde{X}(t) = X(\tau - t)$ , i.e.  $X(t)$  reverso no tempo e deslo-

cado por  $\tau$ .

Suponha que  $\{X(t)\}, t \in (-\infty, \infty)$  seja uma cadeia de Markov contínua no tempo regular e estacionária, em um espaço de estados  $\mathcal{Y}$ . Considere que  $M(t)$  denote as matrizes das probabilidades de transição para cada  $t \geq 0$ . Seja  $p_i, i \in \mathcal{Y}$  a medida de probabilidade estacionária, e  $\mathbf{p}$  denota o vetor das probabilidades estacionárias. Considere ainda a seguinte probabilidade de um evento no passado dado o presente e o futuro:

$$\begin{aligned} Pr(X(t-\tau) = j | X(k), k \geq t, X(t) = i) &= \frac{Pr(X(t-\tau)) Pr(X(k), k \geq t, X(t) = i | X(t-\tau) = j)}{Pr(X(k), k \geq t, X(t) = i)} \\ &= \frac{Pr(X(t-\tau)) P_{j,i}(\tau) Pr(X(k), k \geq 0, X(0) = i)}{Pr(X(t) = i) Pr(X(k), k \geq 0 | X(0) = i)} \\ &= \frac{p_j}{p_i} M_{j,i}(\tau) \end{aligned}$$

onde a segunda igualdade utiliza a propriedade de Markov. Consequentemente, uma cadeia de Markov contínua no tempo, estacionária e reversa temporalmente é novamente uma cadeia de Markov contínua no tempo com probabilidades de transição homogêneas temporalmente, as quais denotamos por  $\tilde{M}(t), t \geq 0$ , onde

$$\tilde{m}_{i,j}(t) = \frac{p_j}{p_i} m_{j,i}(t) \quad (4.6)$$

Definindo-se que  $Q$  denota a matriz da taxa de transição e visto que,  $\dot{M}(0) = Q$ , derivando (4.6) em  $t = 0$  é possível relacionar a matriz de taxa de transição  $\tilde{Q}$  da cadeia de Markov reversa temporalmente à  $Q$ , a matriz de taxa de transição da cadeia de Markov original. Assim, obtém-se

$$\tilde{q}_{i,j} = \frac{p_j}{p_i} q_{j,i} \quad (4.7)$$

É interessante observar que

$$\sum_{i \in \mathcal{Y}} p_i \tilde{q}_{i,j} = \sum_{i \in \mathcal{Y}} p_i \frac{p_j}{p_i} q_{j,i} = 0 \quad (4.8)$$

Portanto, tem-se que  $p\tilde{Q} = 0$ , e consequentemente  $p$  é também uma medida estacionária para a cadeia de Markov reversa temporalmente  $X^{\sim}(t)$ . Além disso, tem-se que



$$\begin{aligned} \sum_{j \in \mathcal{Y}: j \neq i} \tilde{q}_{i,j} &= \sum_{j \in \mathcal{Y}: j \neq i} \frac{p_j q_{j,i}}{p_i} \\ &= \frac{-p_i q_{i,i}}{p_i} = \frac{p_i a_i}{p_i} = a_i \end{aligned}$$

Isto significa que a taxa condicional de deixar  $i$  na cadeia reversa temporalmente é  $a_i$ ; equivalentemente, o intervalo de tempo médio que o processo reverso permanece no estado  $i$ , a cada vez que o processo entra em  $i$ , é o mesmo nas cadeias de Markov contínuas no tempo direta e reversa. Este resultado é esperado uma vez que no tempo reverso, o percurso amostral de um processo não altera o intervalo de tempo que ele permanece em cada estado entre as transições.

**Proposição 1.** *Se  $\{X(t), t \in \mathbb{R}\}$  é estacionário, então um processo reverso  $\{\tilde{X}(t), t \in \mathbb{R}\}$  também é estacionário.*

**Definição 2.** *Um processo  $\{X(t), t \in \mathbb{R}\}$  é dito reversível se, para todo  $\tau \in \mathbb{R}$ ,  $\{\tilde{X}(t) = X(\tau - t), t \in \mathbb{R}\}$  possui a mesma lei de probabilidade de  $\{X(t), t \in \mathbb{R}\}$ .*

**Proposição 2.** *Um processo reversível é estacionário.*

**Teorema 1.** *Uma cadeia de Markov em tempo contínuo regular é reversível se, e somente se, existe uma distribuição de probabilidade  $\mathbf{p}$  em  $\mathcal{Y}$  tal que, para todo  $i, e j \in \mathcal{Y}$ ,*

$$p_i q_{i,j} = p_j q_{j,i} \quad (4.9)$$

*tal que  $\mathbf{p}$  também será uma vetor das probabilidades de estado estacionário da cadeia de Markov em tempo contínuo [37].*

As equações de balanço completo que são utilizadas para se obter o vetor  $\mathbf{p}$  de probabilidades estacionárias são dadas por

$$\sum_{i \in \mathcal{Y}} p_i q_{i,j} = 0, \forall j \in \mathcal{Y}. \quad (4.10)$$

As equações (4.9) são conhecidas como equações de balanço local; é fácil perceber que ao somá-las obtêm-se as equações de balanço completo.

**Teorema 2.** *Critério de Kolmogorov [37]*

*Seja  $X(t)$  uma cadeia de Markov em tempo contínuo positiva, regular e irredutível.  $X(t)$  é reversível se, e somente se, para qualquer sequência finita de estados  $i_1, i_2, \dots, i_w$  em  $\mathcal{Y}$ ,*

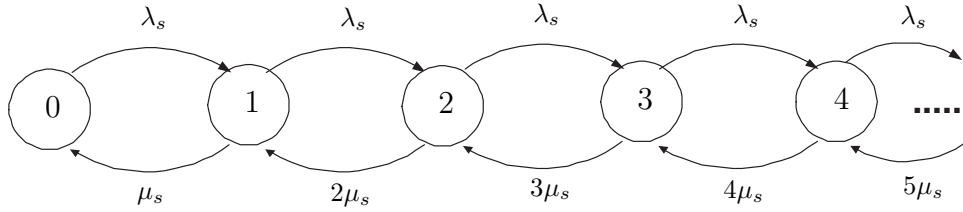


Fig. 4.2: Taxas de transição para uma cadeia de Markov contínua no tempo de  $X_s(t)$  quando  $C_l = \infty$ .

$$q_{i_1, i_2} \cdot q_{i_2, i_3} \cdot q_{i_3, i_4} \cdot \dots \cdot q_{i_w, i_1} = q_{i_1, i_w} \cdot q_{i_w, i_{w-1}} \cdot q_{i_{w-1}, i_{w-2}} \cdot \dots \cdot q_{i_2, i_1}. \quad (4.11)$$

**Teorema 3.** *Um processo markoviano positivo  $X(t)$  com um grafo de transição não direcionado é reversível se o critério de Kolmogorov é válido para cada um dos caminhos fechados existentes no grafo [37].*

A fim de se calcular as probabilidades de estado estacionário de  $X(t)$  como proposto na seção 4.2, considere  $C_l = \infty$ . Portanto, diferentemente de quando  $C_l$  é finito, não há nenhuma interação entre as diferentes classes, e o número de usuários ativos de determinada classe no sistema não afeta a admissão de novos usuários das demais classes. Os componentes individuais de  $\{X(t)\}$ , ou seja,  $X_s(t)$ , evoluem independentemente uns dos outros e também constituem cadeias de Markov contínuas no tempo. Considera-se  $p_\infty(d_s)$  como a probabilidade de estado estacionário de  $X_s(t) = d_s$ . A partir da Figura 4.2 é possível afirmar que  $X_s(t)$  obedece ao critério de Kolmogorov para reversibilidade. Portanto,  $X_s(t)$  é reversível, e assim é possível escrever as equações detalhadas de balanço,  $\lambda_k p_\infty(d_s) = (d_s + 1) \mu_s p_\infty(d_s + 1)$  para  $d_s \geq 0$ . Resolvendo-se as equações de balanço, obtém-se

$$p_\infty(d_s) = e^{-A_s} \frac{A_s^{d_s}}{d_s!} \quad (4.12)$$

onde  $A_s = \lambda_s / \mu_s$ . A probabilidade estacionária de  $X(t) = d = [d_1, \dots, d_S]$ ,  $p_\infty(d)$ , será o produto das probabilidades de  $X_s(t) = n_s$ :

$$p_\infty(d) = p_\infty(d_1, \dots, d_S) = \prod_{s=1}^S p_\infty(d_s) = \prod_{s=1}^S e^{-A_s} \frac{A_s^{d_s}}{d_s!} \quad (4.13)$$

## 4.4 Conclusões

Neste capítulo, foram apresentados os fundamentos teóricos nos quais é baseado o cálculo da capacidade de redes sem fio com múltiplas classes de serviço. Além disso, foram introduzidas algumas

características necessárias ao modelo a ser considerado para a realização deste cálculo, i.e., o critério de reversibilidade para uma cadeia de Markov multi-dimensional.

# Capítulo 5

## Probabilidade de *Outage* em Sistemas com Múltiplas Classes

Neste capítulo estendemos o cálculo da probabilidade de *outage* considerando-se tráfego e interferência combinados para redes com múltiplas classes de serviços. Cada classe de serviço corresponde a um fluxo de tráfego.

### 5.1 Modelo de Enlace

O modelo de enlace a ser adotado é o de uma cadeia de Markov multidimensional, na qual cada classe de serviço a ser atendida é considerada como um processo de Markov simples, i.e., com chegadas poissonianas e atendimento exponencial. A dimensão da cadeia será correspondente ao número  $S$  de classes de serviço a serem tratadas e a capacidade do enlace será designada por  $C_l$ . Além disso, as taxas de chegada e saída são dependentes do estado da cadeia. Este modelo é geral, uma vez que inclui os possíveis eventos de *outage*: o bloqueio devido à falta de recursos, que ocorre quando o número de canais ocupados no enlace for igual a sua capacidade  $C_l$ ; e a indisponibilidade do sistema devido à interferência, esta sendo modelada pela dependência das taxas de transição com relação ao estado da cadeia.

Como o tráfego oferecido por cada classe de serviço é considerado constante, as taxas de chegada e saída de cada serviço também serão constantes. Todavia, estas taxas serão modificadas de forma que a admissão e a queda de chamadas, que dependem da interferência definida para cada estado, possam ser contempladas. Uma chamada deixará de ser admitida caso a interferência das demais chamadas sobre ela excedam determinado limiar  $\beta$  de razão sinal-interferência. A queda de uma chamada ocorre pelo mesmo motivo, porém quando o limiar  $\beta$  é excedido durante o tempo de serviço da chamada. Desta maneira, as taxas de transição da cadeia serão dependentes da interferência,

variando de acordo com o limiar  $\beta$  de razão sinal-interferência e com o número de interferentes, que é diretamente relacionado com o estado  $(i, j, k \dots)$  no qual a cadeia se encontra.

### 5.1.1 Modelo de Interferência

A probabilidade de interferência é dada pela probabilidade de que, para uma dada chamada, sua razão sinal-interferência-mais-ruído (SINR) encontra-se abaixo de determinado limiar  $\beta$ . Desta maneira, as taxas de transição da cadeia inicialmente consideradas constantes irão depender da interferência, de acordo com o limiar  $\beta$  e o número de interferentes.

A interferência é então modelada utilizando-se as funções  $l_x$  e  $m_x$  que multiplicam as taxas de chegada e saída, respectivamente, de acordo com a probabilidade de interferência, como pode ser visto nas equações 5.1 e 5.2.

$$\lambda_x = \lambda l_x, \quad (5.1)$$

$$\mu_x = \mu m_x. \quad (5.2)$$

Dentre os fatores que influenciam a probabilidade de interferência deve-se considerar a margem de interferência, o número de interferentes e o modelo de propagação adotado. A margem de interferência  $Z$  é definida como a tolerância, dada em decibéis, pela qual o valor médio da potência do sinal recebido desejado excede o valor médio da soma das potências dos sinais interferentes, isto é,

$$P_{rec} \geq P_{int} - Z. \quad (5.3)$$

É válido lembrar que a margem de interferência aceitável é definida pelo projetista e está ligada diretamente à qualidade de serviço da rede. Para sistemas CDMA (do inglês, *Code Division Multiple Access*), por exemplo, tem-se que

$$z = \frac{G}{\beta}, \quad (5.4)$$

em que  $Z = 10 \log z$  e  $G$  é o ganho de processamento sendo definido pelo tipo de sistema CDMA utilizado, e é calculado a partir da razão entre a banda de transmissão e a taxa de transmissão para cada enlace.

O ambiente de propagação influenciará na probabilidade de interferência. Inicialmente, considera-se neste trabalho a interferência apenas na nova chamada, baseado no fato de que as chamadas em curso possuem prioridade no sistema. Diversas expressões para a probabilidade de interferência para vários ambientes de propagação já foram determinadas [42]. Por exemplo, em um ambiente no qual

tanto o sinal desejado quanto os sinais interferentes estão submetidos a desvanecimento Rayleigh, a probabilidade de interferência  $P_I$  para o caso com  $n$  interferentes e margem de interferência  $z$  é [42]

$$P_I = 1 - \left( \frac{z}{1+z} \right)^n. \quad (5.5)$$

Com isso, define-se a função  $I(n, Z)$  como a probabilidade da interferência ser tolerável (ocorrência do evento "não-interferência"), i.e.,  $I(n, Z) = 1 - P_I$ , e utilizando-se a margem de interferência em decibéis, obtém-se

$$I(n, z) = \left( \frac{10^{Z/10}}{1 + 10^{Z/10}} \right)^n. \quad (5.6)$$

Desta maneira, as funções multiplicativas são definidas como apresentado nas equações (5.7) e (5.8), onde  $Z_\lambda$  e  $Z_\mu$  são margens de interferência para a admissão e queda de chamadas, respectivamente. A partir deste ponto, define-se então a função auxiliar  $U(n)$  como é possível observar na equação (5.9).

$$l(n) = I(n, Z_\lambda), \quad (5.7)$$

$$m(n) = \frac{1}{I(n, Z_\mu)}, \quad (5.8)$$

$$U(n) = \frac{l(n)}{m(n+1)}. \quad (5.9)$$

### 5.1.2 Processos Markovianos Reversíveis

Considera-se, inicialmente, um sistema com  $C_l$  troncos ao qual são oferecidas chamadas provenientes de duas classes de serviço distintas, com taxas de chegada  $\lambda_1$  e  $\lambda_2$  e taxas de saída  $\mu_1$  e  $\mu_2$ . Assim, o tráfego oferecido será, respectivamente,  $A_1 = \lambda_1/\mu_1$  e  $A_2 = \lambda_2/\mu_2$ .

Denotando-se o estado no qual este sistema se encontra por  $(i, j)$ , i.e.,  $i$  indica o número de chamadas em curso da classe de serviço 1 e  $j$  é o número de chamadas da classe de serviço 2, teremos as seguintes restrições a serem atendidas:

$$\begin{cases} 0 \leq i \leq C_l, \\ 0 \leq j \leq C_l, \\ 0 \leq i + j \leq C_l \end{cases} \quad (5.10)$$

Supondo que a cadeia é estatisticamente equilibrada (i.e. ela apresenta um comportamento equi-

librado em estado estacionário) as probabilidades dos estados podem ser obtidas resolvendo-se as equações de balanço global para cada nó, resultando em um total de  $(C_l + 1)(C_l + 2)/2$  equações.

A fim de que a distribuição estacionária de probabilidade da cadeia possua a forma de produto, deve-se garantir que esta seja uma cadeia de Markov reversível com balanço local. Com isso, é possível mostrar que as equações de balanço global são satisfeitas para probabilidades dos estados que podem ser da seguinte forma [43]:

$$p(i, j) = Q \cdot \frac{A_1^i}{i!} \cdot \frac{A_2^j}{j!} \quad (5.11)$$

onde  $Q$  é uma constante de normalização e  $i$  e  $j$  devem satisfazer às restrições impostas.

Uma condição necessária e suficiente para se garantir a reversibilidade da cadeia é o critério de Kolmogorov, i.e., o processo será reversível se o fluxo de circulação no diagrama for nulo. Portanto, para o caso de uma cadeia bidimensional, se considerarmos os quatro estados vizinhos, então o fluxo no sentido horário deve ser igual ao fluxo no sentido anti-horário [43]. A partir da Figura 5.1, onde já consideramos as taxas modificadas pela probabilidade de interferência, temos que a condição necessária e suficiente para garantir a reversibilidade é apresentada em (5.12).

$$\begin{aligned} \lambda_1 \cdot l_1(i + j + 2) \cdot \lambda_2 \cdot l_2(i + j + 1) \cdot \mu_1 \cdot m_1(-i - j - 1) \cdot \mu_2 \cdot m_2(-i - j - 2) = \\ \lambda_1 \cdot l_1(i + j + 1) \cdot \lambda_2 \cdot l_2(i + j + 2) \cdot \mu_1 \cdot m_1(-i - j - 2) \cdot \mu_2 \cdot m_2(-i - j - 1) \end{aligned} \quad (5.12)$$

Realizando as simplificações necessárias, obtemos então a condição para que o modelo considerado seja uma cadeia de Markov reversível. Esta condição é apresentada em (5.13) e é válida para o caso em que o número de interferentes é igual ao número de usuários no sistema e os limiares de interferência podem ser diferentes para cada classe de serviço.

$$l_1 m_2 = l_2 m_1 \quad (5.13)$$

Utilizando (5.6), (5.7) e (5.8), obtemos a solução para (5.13) apresentada em (5.14). Esta solução pode ser calculada apenas numericamente, uma vez que (5.14) é uma equação transcendental.

$$\frac{Z_{1\lambda} Z_{2\mu}}{1 + Z_{1\lambda} + Z_{2\mu} + Z_{1\lambda} Z_{2\mu}} = \frac{Z_{2\lambda} Z_{1\mu}}{1 + Z_{2\lambda} + Z_{1\mu} + Z_{2\lambda} Z_{1\mu}} \quad (5.14)$$

Esta restrição pode ser estendida para um número qualquer de classes de serviço no sistema. Para o caso em que existem três classes de serviço, por exemplo, esta restrição será dada por:

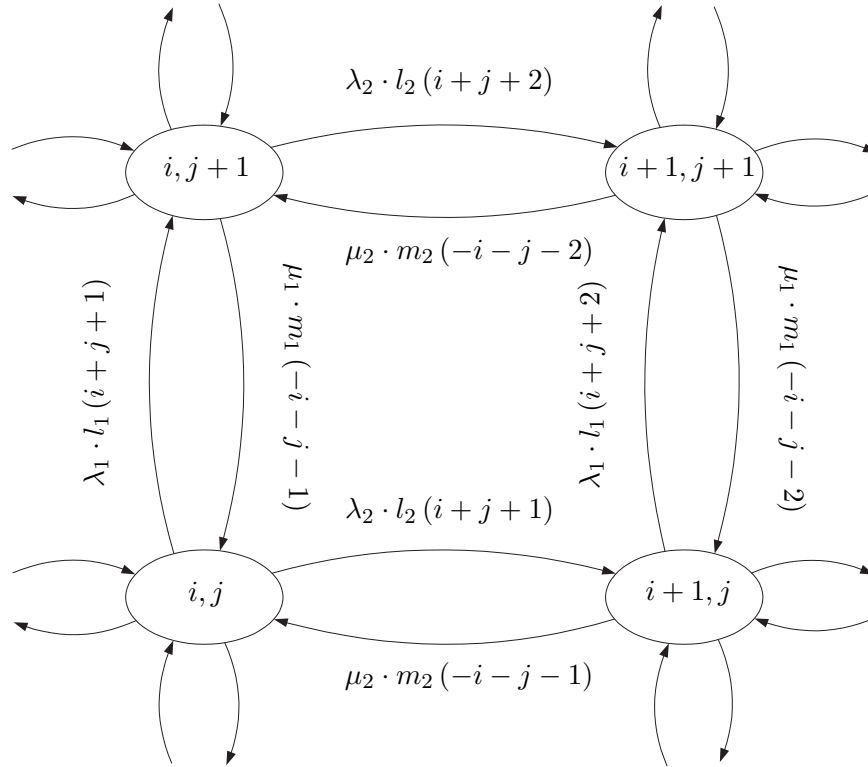


Fig. 5.1: Critério de Kolmogorov: uma condição necessária e suficiente para a reversibilidade de um processo markoviano bidimensional é que o fluxo de circulação entre quatro estados vizinhos em um quadrado seja nulo, i.e., fluxo no sentido horário deve ser igual ao fluxo no sentido anti-horário.

$$\begin{cases} l_1 m_2 = l_2 m_1, \\ l_1 m_3 = l_3 m_1, \\ l_2 m_3 = l_3 m_2 \end{cases} \quad (5.15)$$

Fazendo as substituições necessárias, as restrições podem então ser escritas como:

$$\begin{cases} \frac{Z_{1\lambda} Z_{2\mu}}{1 + Z_{1\lambda} + Z_{2\mu} + Z_{1\lambda} Z_{2\mu}} = \frac{Z_{2\lambda} Z_{1\mu}}{1 + Z_{2\lambda} + Z_{1\mu} + Z_{2\lambda} Z_{1\mu}}, \\ \frac{Z_{1\lambda} Z_{3\mu}}{1 + Z_{1\lambda} + Z_{3\mu} + Z_{1\lambda} Z_{3\mu}} = \frac{Z_{3\lambda} Z_{1\mu}}{1 + Z_{3\lambda} + Z_{1\mu} + Z_{3\lambda} Z_{1\mu}}, \\ \frac{Z_{2\lambda} Z_{3\mu}}{1 + Z_{2\lambda} + Z_{3\mu} + Z_{2\lambda} Z_{3\mu}} = \frac{Z_{3\lambda} Z_{2\mu}}{1 + Z_{3\lambda} + Z_{2\mu} + Z_{3\lambda} Z_{2\mu}} \end{cases} \quad (5.16)$$



## 5.2 Probabilidade de *Outage* em Sistemas com Múltiplas Classes

A probabilidade de *outage* em sistemas com múltiplas classes de serviço pode ser calculada somando-se as probabilidades dos estados de bloqueio do sistema por falta de recursos e a probabilidade da união dos eventos interferência para cada estado, uma vez que a probabilidade de indisponibilidade do sistema devido à interferência está relacionada a todos os estados da cadeia. Todavia, este método pode se mostrar trabalhoso e até mesmo intrincado matematicamente. Isto pode decorrer do fato de a cadeia multidimensional a ser considerada ser excessivamente grande, o que pode resultar em numerosas equações a serem resolvidas, ou também da complexidade das funções multiplicativas que modificam as taxas de transição da cadeia de acordo com a probabilidade de interferência.

Uma alternativa mais simples para o cálculo da probabilidade de *outage* em sistemas com múltiplas classes é a partir da congestão de tráfego. O congestionamento de tráfego é definido como a fração do tráfego oferecido que não é carregada pelo sistema. Visto que o tráfego carregado corresponde ao tráfego que não está em *outage*, tem-se então que o congestionamento do tráfego será igual à probabilidade de *outage*. Assim, a probabilidade de *outage*  $O_l$  será dada por:

$$O_l = 1 - \frac{E_c}{A} \quad (5.17)$$

onde  $E_c$  é o tráfego total carregado e  $A$  é o tráfego total oferecido. Além disso, o tráfego carregado corresponde ao número médio de troncos ocupados, e, portanto pode ser calculado como

$$E_c = \sum_{j=0}^C \sum_{x=0}^j x p_x^i(j). \quad (5.18)$$

onde  $p_x^i(j)$  denota a probabilidade de que a classe de serviço  $i$  ocupe  $x$  troncos do número total de  $j$  possíveis troncos a serem ocupados. Até o presente momento, tem-se buscado determinar a probabilidade de *outage* para sistemas com múltiplas classes de serviço. Para tanto, é necessário calcular a probabilidade de ocupação para cada classe de serviço no sistema, designada por  $p_x^i(j)$ . Existem diversas maneiras de aproximá-la e o algoritmo da convolução é uma alternativa eficiente para este fim.

### 5.2.1 Algoritmo da Convolução

Um método proposto para o cálculo da probabilidade de ocupação para cada classe de serviço no sistema é o algoritmo da convolução para sistemas com perdas [43]. Este algoritmo é descrito pelos seguintes passos:

1. Inicialmente, calculam-se as probabilidades de estado estacionário para cada classe de serviço

como se esta estivesse sozinha no sistema. Para a classe de serviço  $i$ , obtém-se:

$$\underline{P}_i = \{p_i(0), p_i(1), \dots, p_i(c_i)\}, i = 1, 2, \dots, C_l. \quad (5.19)$$

Para que problemas de truncamento sejam evitados, recomenda-se normalizar estas probabilidades depois de terem sido calculadas.

2. Por meio de sucessivas convoluções calculam-se as probabilidades de estados agregados para o sistema como um todo. Pimeiramente, convolui-se  $\underline{P}_1$  e  $\underline{P}_2$  e obtém-se  $\underline{P}_{12}$ , que é então convoluído com  $\underline{P}_3$  e assim por diante. É importante lembrar que ambas as propriedades comutativa e associativa são válidas para a operação de convolução, definida aqui como é usualmente conhecida:

$$\underline{P}_i * \underline{P}_j = \left\{ p_i(0) \cdot p_j(0), \sum_{x=0}^1 p_i(x) \cdot p_j(1-x), \dots, \sum_{x=0}^u p_i(x) \cdot p_j(u-x) \right\}, \quad (5.20)$$

onde

$$u = \min \{c_i + c_j, C_l\}. \quad (5.21)$$

É válido notar que o espaço de estados é truncado no estado  $C_l$ . Apesar de os vetores  $\underline{P}_i$  e  $\underline{P}_j$  serem normalizados, o resultado da convolução em geral não será normalizado devido ao truncamento. É recomendado, portanto, que após o cálculo de cada convolução as probabilidades obtidas sejam normalizadas a fim de que sejam evitados problemas numéricos.

3. Por fim, calcula-se o tráfego carregado  $E_c$  a partir de  $p_x^i(j)$  obtida no passo anterior, e então calcula-se a probabilidade de *outage* final do sistema  $O_l$ .

O algoritmo da convolução, entretanto, pode ser insuficiente para o cálculo da probabilidade de *outage* no caso em consideração. Uma vez que o algoritmo da convolução leva em consideração as probabilidades dos estados de cada classe de serviço como se esta estivesse sozinha no sistema, ele não contempla o caso em que uma classe de serviço provoca interferência nas demais e vice-versa. Assim, o resultado do algoritmo da convolução pode ser utilizado apenas para o caso em que não há influência da interferência entre usuários de diferentes classes de serviço.

### 5.2.2 Resultado Principal

À luz da discussão conduzida até aqui, o principal desafio deste trabalho foi encontrar uma formulação que contemplasse o caso em que todas as classes de serviço no sistema interferissem umas nas outras. Para tanto, utilizou-se a função  $U(n)$  definida na seção 5.1.1. A partir do produtório desta função considerando-se o número de interferentes no estado para o qual se deseja calcular a probabilidade pôde-se definir a influência da interferência na probabilidade dos estados. É importante ressaltar que, neste caso, não há distinção da classe de serviço originária de cada um dos interferentes. Desta maneira, a interferência de todas as chamadas em curso no sistema sobre a chamada a ser admitida pôde ser contemplada.

Assim, é possível encontrar uma formulação fechada, nova e de fácil aplicação para a probabilidade de *outage* em sistemas com múltiplas classes considerando o efeito da interferência entre as diferentes classes de serviço. A probabilidade *outage* para sistemas com múltiplas classes de serviço será dada por:

$$O_l = 1 - \frac{\sum_{x=0}^C x p_{(a,b,c,\dots)}(x)}{A} \quad (5.22)$$

onde

$$p_{(a,b,c,\dots)}(x) = \frac{\left[ \frac{A_a^a}{a!} \cdot \frac{A_b^b}{b!} \cdot \frac{A_c^c}{c!} \cdot \dots \cdot \prod_{x=0}^{a+b+c+\dots-1} U_x \right]}{\sum_{x=0}^C p_{(a,b,c,\dots)}(x)} \quad (5.23)$$

sendo  $a, b, c, \dots$  o número de usuários no sistema para cada classe de serviço.

## 5.3 Aplicação e Validação

Com a finalidade de validar a formulação proposta para o cálculo da probabilidade de *outage* e verificar sua exatidão, foi desenvolvido um simulador de eventos discretos [44]. Para o caso apresentado foi simulado um enlace de uma rede multihop sem fio que pode receber chamadas de quantas classes de serviço se desejar, cada uma destas classes com taxas de chegadas diferentes e com cada usuário ocupando um tronco do enlace em questão. As chamadas são geradas segundo um processo poissoniano de taxa  $\lambda_s$ , onde  $s$  designa a classe de serviço em questão. Além disso as chamadas têm tempo de duração exponencial de média  $\mu_s$ . Todavia, o uso de simulação de eventos discretos com taxas de saída variáveis é impossibilitado pela dificuldade de se alterar a posição do evento *saída* dentro do calendário de eventos. Por este motivo, o exemplo aqui considerado abordou apenas a interferência na admissão de chamadas equivalendo, portanto, ao caso em que  $Z_\mu = \infty$ . As potências de cada chamada são sorteadas segundo uma exponencial negativa de média unitária. A nova chamada

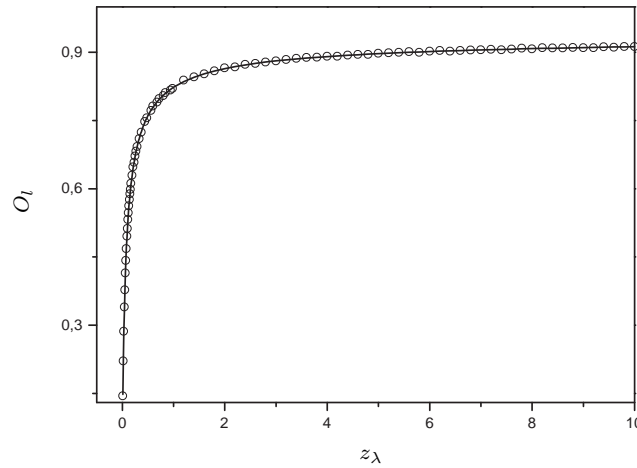


Fig. 5.2: Probabilidade de *Outage* como uma função do limiar  $z_\lambda$  para a SIR considerando-se três classes de serviço distintas com tráfegos iguais a  $A_1 = 2\text{Erl}$ ,  $A_2 = 5\text{Erl}$  e  $A_3 = 9\text{Erl}$ , e enlace com capacidade  $C = 20$  troncos. A linha contínua representa os valores obtidos a partir da formulação teórica e os círculos representam os valores obtidos na simulação.

será admitida apenas se não houver interferência nela e se houver troncos disponíveis.

A Figura 5.2 apresenta as curvas para a probabilidade de *outage* obtidas por meio da simulação e da formulação analítica para uma variação da margem de interferência  $Z_\lambda$  entre 0.01 e 10. O cenário simulado nesse caso era constituído por um enlace com 20 troncos disponíveis e sujeito a chamadas de 3 classes de serviço distintas, cada uma com tráfegos correspondentes a  $A_1 = 2\text{Erl}$ ,  $A_2 = 5\text{Erl}$  e  $A_3 = 9\text{Erl}$ . Inicialmente, é possível observar que para uma variação muito pequena da margem de interferência ocorre um aumento significativo da probabilidade de *outage* do sistema. Este comportamento pode ser justificado pelo bloqueio devido à falta de recursos. Uma vez que para valores tão baixos de  $Z_\lambda$ , o sistema não se encontrava limitado por interferência. Além disso, é importante ressaltar que os resultados analíticos quando comparados com os resultados simulados apresentam uma conformidade muito boa.

Para mostrar que a formulação é válida para um número qualquer de classes de serviço, na Figura 5.3 são apresentados resultados da simulação em conjunto com valores obtidos com o emprego da formulação proposta para um outro cenário. Neste caso, o cenário era constituído por um enlace com 30 troncos disponíveis e sujeito a chamadas de 5 classes de serviço distintas, cada uma com tráfegos correspondentes a  $A_1 = 2\text{Erl}$ ,  $A_2 = 5\text{Erl}$ ,  $A_3 = 7\text{Erl}$ ,  $A_4 = 3\text{Erl}$  e  $A_5 = 9\text{Erl}$ . Além disso, na Figura 5.4 são apresentados resultados da simulação em conjunto com valores obtidos com o emprego da formulação proposta para um outro cenário. Neste caso, o cenário era constituído por um enlace com 100 troncos disponíveis e sujeito a chamadas de 10 classes de serviço distintas, cada uma com tráfegos correspondentes a  $A_1 = 4\text{Erl}$ ,  $A_2 = 8\text{Erl}$ ,  $A_3 = 10\text{Erl}$ ,  $A_4 = 15\text{Erl}$ ,  $A_5 = 16\text{Erl}$ ,

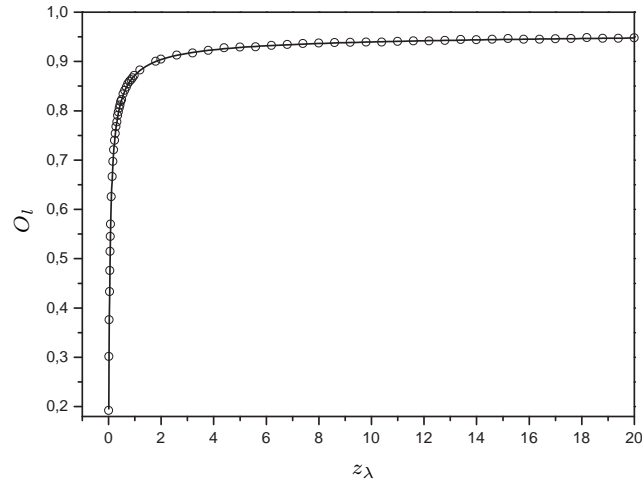


Fig. 5.3: Probabilidade de *Outage* como uma função do limiar  $z_\lambda$  para a SIR considerando-se cinco classes de serviço distintas com tráfegos iguais a  $A_1 = 2\text{Erl}$ ,  $A_2 = 5\text{Erl}$ ,  $A_3 = 3\text{Erl}$ ,  $A_4 = 7\text{Erl}$  e  $A_5 = 9\text{Erl}$ , e enlace com capacidade  $C_l = 30$  troncos. A linha contínua representa os valores obtidos a partir da formulação teórica e os círculos representam os valores obtidos na simulação.

$A_6 = 23\text{Erl}$ ,  $A_7 = 27\text{Erl}$ ,  $A_8 = 31\text{Erl}$ ,  $A_9 = 35\text{Erl}$  e  $A_{10} = 42\text{Erl}$ . Como é mostrado nas Figuras 5.3 e 5.4, os valores obtidos por meio da simulação apresentam uma excelente concordância com relação aos valores analíticos. Com este resultado, é possível afirmar que a formulação proposta foi validada com sucesso.

## 5.4 Conclusões

Neste capítulo foi apresentado o problema de se calcular a probabilidade de *outage* para sistemas com múltiplas classes de serviço. Para isto, utilizou-se um modelo de enlace baseado em uma cadeia de Markov multi-dimensional. Além disso, foram consideradas características intrínsecas do canal sem fio como o desvanecimento e a interferência.

Após o emprego do método da convolução, verificou-se a necessidade de se obter uma nova formulação que contemplasse o caso em que há interferência entre todas as chamadas de diferentes classes de serviço dentro de um mesmo enlace. Esta formulação fechada foi obtida e prontamente validada por meio de simulações. Como é possível observar a partir das figuras mostradas, os resultados obtidos por meio da formulação analítica e por meio das simulações convergem perfeitamente bem.

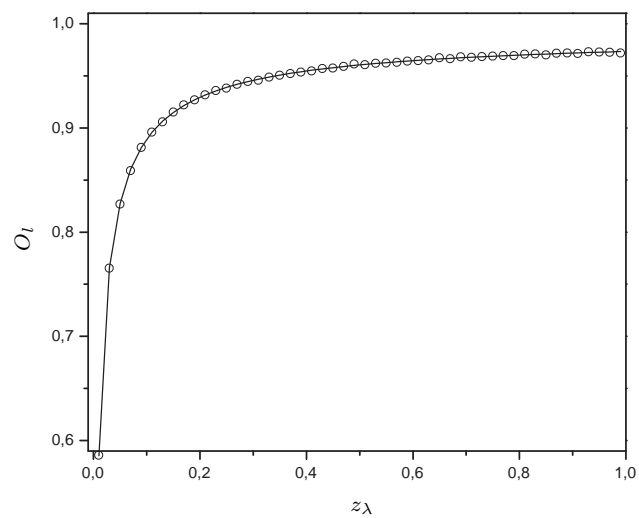


Fig. 5.4: Probabilidade de *Outage* como uma função do limiar  $z_\lambda$  para a SIR considerando-se dez classes de serviço distintas com tráfegos iguais a  $A_1 = 4\text{Erl}$ ,  $A_2 = 8\text{Erl}$ ,  $A_3 = 10\text{Erl}$ ,  $A_4 = 15\text{Erl}$ ,  $A_5 = 16\text{Erl}$ ,  $A_6 = 23\text{Erl}$ ,  $A_7 = 27\text{Erl}$ ,  $A_8 = 31\text{Erl}$ ,  $A_9 = 35\text{Erl}$  e  $A_{10} = 42\text{Erl}$  e enlace com capacidade  $C_l = 100$  troncos. A linha contínua representa os valores obtidos a partir da formulação teórica e os círculos representam os valores obtidos na simulação.

# Capítulo 6

## Considerações Finais

Neste trabalho, abordou-se o dimensionamento de redes sem fio por meio da análise da probabilidade de *outage* visando contemplar sistemas com múltiplas classes de serviço. Como foi mostrado, esta é uma tarefa complexa, uma vez que deve considerar aspectos como o desvanecimento e a interferência do canal sem fio e o tráfego de diferentes classes de serviço.

Primeiramente, o método analítico para cálculo da probabilidade de *outage* apresentado em [36] foi estendido para contemplar casos mais gerais e próximos da realidade. O cálculo da probabilidade de *outage* foi realizado considerando aspectos como: tráfego multihop, ruído aditivo, interferência conjunta e roteamento, todos combinados. A fim de se validar o método, uma rede multihop com múltiplas rotas foi simulada, apresentando resultados analíticos e simulados indistinguíveis uns dos outros.

Em seguida foi apresentado o problema de se calcular a probabilidade de *outage* para sistemas com múltiplas classes de serviço. Para isto, utilizou-se um modelo de enlace baseado em uma cadeia de Markov multi-dimensional e novamente as características intrínsecas do canal sem fio foram enfatizadas.

Ao longo do estudo do problema, tornou-se necessário obter-se uma nova formulação para que se contemplasse o caso em que há interferência entre todas as chamadas de diferentes classes de serviço dentro de um mesmo enlace. Foi então obtida uma formulação fechada para este cálculo. Esta foi prontamente validada por meio de simulações a eventos discretos. Como foi possível observar, os resultados obtidos por meio da formulação analítica e por meio das simulações coincidem em cenários com diversas classes de serviço. Assim a formulação proposta pode ser utilizada para o dimensionamento de redes *ad hoc* sem fio multi-serviço sem a necessidade da realização de simulações. Isto significa que foi obtida uma ferramenta de dimensionamento rápida e precisa.

Apesar da aplicabilidade da formulação obtida a um número qualquer de classes de serviço, ela representa ainda as etapas iniciais de um método analítico mais completo. Diversos aspectos presentes

no trabalho de dimensionamento de redes *ad hoc* sem fio multi-serviço não foram abordados aqui. Consequentemente, a seguir são elencadas algumas sugestões de trabalhos futuros:

- Estender a formulação para classes de serviço com requisitos de capacidade e qualidade de serviço diferentes.
- Considerar no modelo de interferência para múltiplas classes a probabilidade de *outage* conjunta.
- Estender para o caso em que o número de interferentes é dado pelo número de troncos ocupados, com um usuário de determinada classe podendo ocupar mais de um tronco ao entrar no sistema.
- Contemplar outros modelos de tráfego diferentes do poissoniano.
- Empregar a probabilidade de *outage* para a utilização em algoritmos de alocação em rádio cognitivo.
- Calcular a probabilidade de *outage* por classe de serviço.
- Estender a formulação com múltiplas classes de serviço para redes *ad hoc*.
- Em um cenário com diferentes rotas, considerar-se rotas específicas para determinadas classes de serviço.



# Referências Bibliográficas

- [1] J. Li, C. Blake, D. de Couto, H. Lee and R. Morris. Capacity of Ad Hoc Wireless Networks. In *7th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, pages 61–69, 2001.
- [2] P. Gupta and P. R. Kumar. The Capacity of Wireless Networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, 46(2):388–404, March 2000.
- [3] S. Toumpis and A. Goldsmith. Ad hoc network capacity. In *Conference Record of the 34th Asilomar Conference on Signals, Systems and Computers*, volume 2, pages 1265–1269, November 2000.
- [4] M. Grossglauser and D. Tse. Mobility Increases the Capacity of Ad Hoc Wireless Networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 10(4):477–486, August 2002.
- [5] C.R. Lin and M.Gerla. Adaptive clustering for mobile wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 15:1265–1275, September 1997.
- [6] A. Behzad and I. Rubin. High Transmission Power Increases the Capacity of Ad Hoc Wireless Networks. In *IEEE International Conference on Communications*, volume 6, pages 3601–3606, June 2004.
- [7] T. A. ElBatt, S. V. Krishnamurthy, D. Connors and S. Dao. Power Management for Throughput Enhancement in Wireless Ad Hoc Networks. In *IEEE International Conference on Communications*, volume 3, pages 1506–1513, June 2000.
- [8] S. Yi, Y. Pei and S. Kalyanaraman. On the Capacity Improvement of Ad Hoc Wireless Networks Using Directional Antennas. In *Proceedings of the 4th ACM MOBIHOC*, pages 108–116, October 2003.
- [9] A. Spyropoulos and C. S. Raghavendra. Capacity Bounds For Ad-Hoc Networks Using Directional Antennas. In *IEEE International Conference on Communications*, volume 1, pages 348–352, May 2003.

- [10] B. Liu, Z. Liu and D. Towsley. On the Capacity of Hybrid Wireless Networks. In *IEEE INFOCOM*, volume 2, pages 1543–1552, 2003.
- [11] P. Santi. *Topology Control in Wireless Ad Hoc and Sensor Networks*. John-Wiley and Sons, 2005.
- [12] 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. Relatório técnico, IEEE-SA Standards Board, 2003.
- [13] 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 *4th International Information and Telecommunication Technologies Symposium, I2TS'05*, December 2005.
- [14] J. Li, Z. J. Haas and M. Sheng. Capacity Evaluation of Multi-Channel Multi-Hop Ad Hoc Networks. In *IEEE Int. Conf. on Personal Wireless Communications*, pages 211–214, December 2002.
- [15] P. Gupta, R. Grey and P. R. Kumar. An Experimental Scaling Law for Ad Hoc Networks. In <http://black.csl.uiuc.edu/~prkumar>, 2001.
- [16] M.D. Yacoub P. Cardieri D. M. Gallego C. E. Seo, E.J.Leonardo and A.A.M. Medeiros. Performance of ieee 802.11 in wireless mesh networks. *Proceedings of the SBMO/IEEE International Microwave and Optoelectronics Conference, IMOC2005*, July 2005.
- [17] J. Jun. Capacity estimation of wireless mesh networks. Master's thesis, Electrical and Computer Engineering Department at North Carolina State University, 2002.
- [18] J. Jun, P. Peddabachagari and M. Sichitiu. Theoretical maximum throughput of IEEE 802.11 and its applications. In *Proceedings of 2nd IEEE International Symposium on Network Computing and Applications*, pages 249–256, April 2003.
- [19] P. Cardieri M.D. Yacoub C. Seo D. M. Gallego, A.A.M. de Medeiros and E.J. Leonardo. Capacidade das redes wmn em ambientes com desvanecimento. *Anais do XXII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, SBrT'05*, September 2005.
- [20] J. Jun and M. L. Sichitiu. The Nominal Capacity of Wireless Mesh Networks. *IEEE Wireless Communications*, 10(5):8–14, October 2003.

- [21] B. Maglaris R. R. Boorstyn, A. Kershenbaum and V. Sashin. Throughput analysis in multihop csma packet radio networks. *IEEE Transactions on Communications*, 35(3):267–274, March 1987.
- [22] F. A. Tobagi and J. M. Brazio. Throughput analysis of multihop packet radio networks under various channel access schemes. *Proceedings of INFOCOM'83*, April 1983.
- [23] E. S. Sousa and J. A. Silvester. Optimum transmission ranges in a direct-sequence spread-spectrum multihop packet radio network. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 8(5):762–771, June 1990.
- [24] M. Zorzi and S. Pupolin. Outage probability in multiple access packet radio networks in the presence of fading. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 43(3):604–610, August 1994.
- [25] H. Chhaya and S. Gupta. Performance modeling of asynchronous data transfer methods of iee 802.11 mac protocol. *Wireless Networks*, 3:217–214, 1997.
- [26] G. Bianchi. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(3):565–574, March 2000.
- [27] M. M. Carvalho and J.J. Garcia-Luna-Aceves. A Scalable Model for Channel Access Protocols in Multihop Ad Hoc Networks. In *Proceedings of the 10th MOBICOM*, pages 330–344, September 2004.
- [28] D. P. Agrawal C. M. Cordeiro and D. H. Sadok. Interference modeling and performance of bluetooth mac protocol. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2(6):1240–1246, November 2003.
- [29] A. Futernik, A. M. Haimovich and S. Papavassiliou. An Analytical Model for Measuring QoS in Ad-Hoc Wireless Networks. In *IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM '03*, pages 216–220, December 2003.
- [30] Y. Gugrajah and F. Takawira. Analytical model for evaluating blocking probability in wireless ad hoc networks. In *6th Africon Conference in Africa*, pages 272–282. IEEE AFRICON, October 2002.
- [31] M. Liu and J.S.Baras. Fixed point approximation for multirate multihop loss networks with state-dependent routing. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 12(2):361–374, April 2004.
- [32] M. Zafer and E. Modiano. Blocking probability and channel assignment in wireless networks. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 5(4):869–879, April 2006.

- [33] Y. Gugrajah and F. Takawira. Analytical Model for Evaluating Blocking Probability in Wireless Ad Hoc Networks. In *6th Africon Conference in Africa IEEE AFRICON*, pages 277–282, October 2002.
- [34] A. A. M. de Medeiros and M. D. Yacoub. An Analytical Approach for Dimensioning Wireless Multihop Networks. In *IEEE Global Telecommunications Conference, 2007. GLOBECOM '07*, pages 4687–4691, November 2007.
- [35] Flavio P. Calmon and Michel Daoud Yacoub. A General Exact Formulation for the Outage Probability in Interference-Limited Systems. In *IEEE Global Telecommunications Conference, 2008. GLOBECOM '08*, pages 1–5, November 2008.
- [36] Alvaro Augusto Machado de Medeiros. *Dimensionamento em Redes Ad Hoc: Tráfego e Interferência Combinados*. PhD thesis, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, Universidade Estadual de Campinas, São Paulo, Brazil, 2007.
- [37] A. Kumar, D. Manjunath and J. Kuri. *Communication Networking: An Analytical Approach*. Morgan Kaufman, 2004.
- [38] Alvaro Augusto Machado de Medeiros. *Dimensionamento em Redes Ad Hoc: Tráfego e Interferência Combinados*. PhD thesis, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, Universidade Estadual de Campinas, São Paulo, Brazil, 2007.
- [39] Ronald W. Wolff. Poisson arrivals see time averages. *Operations Research*, 30(2):223–231, March-April 1982.
- [40] Dimitri P. Bertsekas and John N. Tsitsiklis. *Introduction to Probability*. Athena Scientific, 2nd edition, 2008.
- [41] L. Kleinrock. *Queueing System - Volume I: Theory*. Wiley-Interscience, 1975.
- [42] Nelcy Felisbino Keffer. *Interferência Cocanal e Técnicas de Encaminhamento Alternativo*. PhD thesis, Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, 1997.
- [43] ITU-D Study Group 2. *Teletraffic Engineering Handbook*. Disponível em <http://www.com.dtu.dk/teletraffic>, 2006.
- [44] J.S. Carson J. Banks and B.L. Nelson. *Discrete-Event System Simulation*. Prentice Hall, 2nd edition, 2004.

# Capítulo 7

## Anexo I

Neste anexo, é mostrado o programa que implementa a formulação analítica para múltiplas classes de serviço em MatLab:

```
clear all

n=100;      %%canais disponíveis no sistema
str=10;     %%número de serviços no sistema
lambda=[4 8 10 15 16 23 27 31 35 42];
mu=[1 1 1 1 1 1 1 1 1 1];
d=[1 1 1 1 1 1 1 1 1 1];

OCO=[];
A=[lambda(1,1)/mu(1,1) lambda(1,2)/mu(1,2) lambda(1,3)/mu(1,3)
   lambda(1,4)/mu(1,4) lambda(1,5)/mu(1,5)
   lambda(1,6)/mu(1,6) lambda(1,7)/mu(1,7) lambda(1,8)/mu(1,8)
   lambda(1,9)/mu(1,9) lambda(1,10)/mu(1,10)];

for Zlambda1=0.01:0.01:1

    Zlambda1=-10*log10(Zlambda1);

l=ones(str,n);
m=ones(str,n);
```

---

```

pro=ones(str,n+1);
P=zeros(str,n+1);

for i=1:n
    for j=1:str
        l(j,i)=((10^(Zlambda1/10))/(1+10^(Zlambda1/10)))^(i-1);
        m(j,i)=1;
        X=1./m;
        pd=prod(X,2);
        pro(j,i)=pd(j,1);
    end
end

powerA=ones(n+1,str);
powerA(1,:)=1;
powerA(2,:)=A;
powerd=ones(n+1,str);
powerd(1,:)=1;
powerd(2,:)=d;

for k=0:n
    powerA(k+2,:)=powerA(2,:).^k;
    powerd(k+2,:)=powerd(2,:).^k;
    fact(k+2,:)=factorial(k);
    for j=1:str
        P(j,k+1)=((A(1,j))^k)/factorial(k);
    end
end

for j=1:str
    P(j,:)=P(j,1:((n./d(1,j))+1))./(1+sum((powerA(2:((n./d(1,j))+1),j))./

```

---

```
(fact(2:((n./d(1,j))+1),1)).*ones(1,(n./d(1,j))).');
end

for k=1:str-1
    Q=P(k,:).'*P(k+1,:);
    P(k+1,:)=zeros(1,n+1);
    for j=1:n+1
        for i=1:n+1
            if i+j>n+1
                end
            end
        end
    end
end

Q = Q./sum(sum(Q));

for j=1:n+1
    for i=1:n+1
        for w=1:n+1
            if i+j-1==w
                P(k+1,i+j-1)=P(k+1,i+j-1)+Q(i,j);
            end
        end
    end
end

Q=zeros(n+1,n+1);
end

Oct=1-(Ect./sum(A));

OCO=[OCO Oct];
end
```

# Capítulo 8

## Anexo II

Neste anexo, é mostrado o programa que implementa a simulação a eventos discretos para múltiplas classes de serviço em MatLab:

```
clear all

PO=[];
for Z=0.01:0.01:1
    Z1=1;
    simu=1;
    Capc=100; %canais existentes no sistema
    Nstr=10; %quantidade de serviços no sistema
    d=[1 1 1 1 1 1 1 1 1 1]; %ocupação de canais por serviço por chegada
    lbd=[4 8 10 15 16 23 27 31 35 42]; %taxa de chegada por serviço
    %mu unitário
    T=10^5;
    Bloq=ones(1,Nstr); %vetor de bloqueio por serviço
    OcupStr=zeros(1,Nstr);
    NBloqStrI=zeros(1,Nstr);
    NBloqStrR=zeros(1,Nstr);
    N=0;
    NS=zeros(1,Nstr);
    Ocup=0;
    inte=0;
    p=zeros(Nstr,Capc);
    BloqI=1;
```



```
NBloqSysI=0;
```

```
NBloqSysR=0;
```

```
tic
```

```
j=1;
```

```
Zl=[Z Z Z Z Z Z Z Z Z Z Z];
```

```
for n=1:simu
```

```
    for i=1:Nstr
```

```
        cheg(i)=exprnd(1/lbd(i)); %sorteio da primeira chegada para  
                                %cada serviço
```

```
        Typ(i,1)=1; %tipo de evento=> 1=chegada ; 0=saída
```

```
    end
```

```
    [Sch,Str]=sort(cheg); %ordenamento das chegadas e mapeamento dos  
                        %respectivos serviços
```

```
    StrB=Str;
```

```
    Typ=Typ(Str);    %ordenamento do tipo de evento
```

```
        for j=1
```

```
            if Typ(j,1)    %primeiro evento do tipo chegada
```

```
                cheg(j)=Sch(1)+exprnd(1/lbd(Str(j))); %sorteio do
```

```
                %próximo
```

```
                %instante de
```

```
                %chegada p/ o
```

```
                %mesmo tipo de
```

```
                %serviço
```

```
                %que acabou de
```

```
                %entrar no sistema
```

```
                N=N+1; %número de chegadas no sistema
```

---

```
NS(Str(j))=NS(Str(j))+1;    %número de chegadas em cada
                             %serviço do sistema
Ocup=d(Str(j));    %número de canais ocupados no sistema
OcupStr(Str(j))=OcupStr(Str(j))+d(Str(j));%número de
                             %canais
                             %ocupados por
                             %serviço
saida=Sch(1)+exprnd(1); %sorteio do instante de saída
                             %da última chamada sorteada
Sch=[Sch; cheg]; %inserção da nova chegada na lista de
                             %eventos
Str(j+1,1)= Str(j);    %inserção do serviço da nova
                             %chegada na lista de serviços
Sch=reshape(Sch,numel(Sch),1);%reestruturação da lista
                             %em vetor
Str=reshape(Str,numel(Str),1);%reestruturação da lista
                             %em vetor
[Str,ind]=sort(Str);%mapeamento dos serviços em índices
Sch=Sch(ind);    %ordenamento da lista de eventos
Sch=Sch(Nstr:numel(Sch));%retirada eventos repetidos
Str=Str(Nstr:numel(Str)); %retirada dos serviços dos
                             %eventos repetidos
Sch=[Sch; saida]; %inserção da nova saída na lista de
                             %eventos
Str=[Str;StrB(j)]; %inserção do serviço da nova saída
                             %na lista de serviços
Typ=[Typ; 1; 0]; %acrescenta os tipos dos novos
                             %eventos listados
[Sch,ind]=sort(Sch); %mapeamento da lista de eventos
                             %por índices
Str=Str(ind); %mapeamentos dos serviços associados aos
                             %eventos listados
Typ=Typ(ind); %mapeamentos dos tipos dos eventos
                             %listados
```

---

```
    cheg=[];    %esvazia a variável chegada
    Sch=Sch(2:length(Sch),1); %retirada do evento tratado
                                %da lista de eventos
    Str=Str(2:length(Str),1);%retirada do serviço do evento
                                %tratado da lista de serviços
    Typ=Typ(2:length(Typ),1);
    j=j+1;
end
end

for j=2:T

    if Typ(1,1)

        cheg=Sch(1)+exprnd(1/lbd(Str(1))); %sorteio do próximo
                                            %instante de chegada
                                            %p/ o mesmo tipo de
                                            %serviço que acabou
                                            %de entrar no sistema

        N=N+1;
        NS(Str(1))=NS(Str(1))+1;
        Sch=[Sch; cheg];    %inserção da nova chegada na
                            %lista de eventos
        Str=[Str;Str(1)];  %inserção do serviço da nova
                            %chegada na lista de serviços
        Typ=[Typ; 1]; %acrescenta o tipo do novo evento listado

        if Ocup < Capc-d(Str(1))+1

            BloqI=1;
            raynovo= exprnd(1); %sorteio da variável
                                %rayleigh para a nova
                                %chamada (potência)
            ray=zeros(Nstr,Ocup);
```

---

```
for i=1:Nstr
    for n=1:(OcupStr(i)/d(i))
        ray(i,n)= exprnd(1);%sorteio das variáveis
                                %rayleigh das chamadas
                                %em curso
    end
end
inte=sum(sum(ray)); %interferência total sobre
                    %a nova chamada

    if raynovo<=((Zl(Str(1)))*inte)
        BloqI=0;
    end

if ~BloqI
    NBloqStrI(Str(1))=NBloqStrI(Str(1))+1;
    NBloqSysI=NBloqSysI+1;
end
end

if Ocup >= Capc-d(Str(1))+1

    NBloqSysR=NBloqSysR+1;
    NBloqStrR(Str(1))=NBloqStrR(Str(1))+1;
    BloqI=0;
end

if BloqI
    saida=Sch(1)+exprnd(1);
    Ocup=Ocup+d(Str(1)); %número de canais
                                %ocupados no sistema
    OcupStr(Str(1))=OcupStr(Str(1))+d(Str(1));
    %número de canais ocupados por serviço
```

---

```
Sch=[Sch; saida];%inserção da nova saída na
                        %lista de eventos
Str=[Str; Str(1)]; %inserção do serviço da
                        %nova saída na lista de
                        %serviços
Typ=[Typ; 0]; %acrescenta o tipo do novo
                        %evento listado

end

[Str,ind]=sort(Str);%mapeamento dos serviços em índices
Sch=Sch(ind); %ordenamento da lista de eventos
Typ=Typ(ind);
[Sch,ind]=sort(Sch);%mapeamento da lista de eventos por
                        %índices
Str=Str(ind); %mapeamentos dos serviços associados
                        %aos eventos listados
Typ=Typ(ind);

else

if Ocup>0
    Ocup=Ocup-d(Str(1));
end
if OcupStr(Str(1))>0
    OcupStr(Str(1))=OcupStr(Str(1))-d(Str(1));
end
end

cheg=[];
Sch=Sch(2:length(Sch),1);
Str=Str(2:length(Str),1);
Typ=Typ(2:length(Typ),1);
```

```
end

PI=NBloqSysI/N;
PR=NBloqSysR/N;
P=(NBloqSysR+NBloqSysI)/N;
for i=1:Nstr
    PsI(i)=NBloqStrI(i)/NS(i);
    PsR(i)=NBloqStrR(i)/NS(i);
end

end
PO=[PO P];
end
```