



**Universidade Estadual de Campinas**  
**Faculdade de Engenharia Elétrica e Computação**  
**Departamento de Comunicações**

**Capacidade e Roteamento em Redes Metropolitanas Sem Fio**  
**Híbridas**

**Autor: Fabrício Lira Figueiredo**

**Orientador: Paulo Cardieri**

Trabalho apresentado à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da UNICAMP como parte dos requisitos exigidos para obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica.

**Comissão Examinadora**

**Dr. Paulo Cardieri – FEEC/UNICAMP – Presidente**

**Dr. Dalton Soares Arantes – FEEC/UNICAMP**

**Dr. Michel D. Yacoub – FEEC/UNICAMP**

**Dr. Ailton Akira Shinoda - Universidade Estadual Paulista Júlio de Mesquita Filho**

**Dr. Amilcar Careli Cesari - Escola de Engenharia de São Carlos/USP**

Campinas, 10 de Dezembro de 2008

**Universidade Estadual de Campinas**  
**Faculdade de Engenharia Elétrica e Computação**  
**Departamento de Comunicações**

**Capacidade e Roteamento em Redes Metropolitanas Sem Fio  
Híbridas**

**Autor: Fabrício Lira Figueiredo**

**Orientador: Paulo Cardieri**

Trabalho apresentado à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da UNICAMP como parte dos requisitos exigidos para obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica.

Campinas, 10 de Dezembro de 2008

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

F469c Figueiredo, Fabrício Lira  
Capacidade e roteamento em redes metropolitanas sem fio híbridas / Fabrício Lira Figueiredo. --Campinas, SP: [s.n.], 2008.

Orientador: Paulo Cardieri.  
Tese de Doutorado - Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Sistemas de comunicação sem fio. 2. Redes de computação - Protocolos. 3. Redes metropolitanas de computação. I. Cardieri, Paulo. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Título em Inglês: Capacity and routing in wireless metropolitan area networks

Palavras-chave em Inglês: Wireless communication systems, Computer network protocols, Metropolitan area networks

Área de concentração: Telecomunicações e Telemática

Titulação: Doutor em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Dalton Soares Arantes, Michel Daoud Yacoub, Ailton Akira Shinoda, Amilcar Careli Cesari

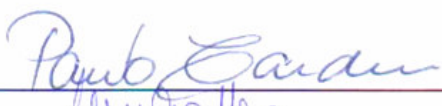
Data da defesa: 10/12/2008


Programa de Pós Graduação: Engenharia Elétrica


**Candidato:** Fabricio Lira Figueiredo


**Data da Defesa:** 10 de dezembro de 2008

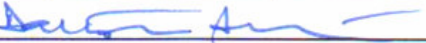
**Título da Tese:** "Capacidade e Roteamento em Redes Metropolitanas Sem Fio Híbridas"

Prof. Dr. Paulo Cardieri (Presidente): 

Prof. Dr. Amílcar Careli César: 

Prof. Dr. Ailton Akira Shinoda: 

Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub: 

Prof. Dr. Dalton Soares Arantes: 

# Agradecimentos

Agradeço primeiramente à minha família por todo apoio e compreensão, que me motivou diante dos obstáculos e desafios encontrados.

Agradeço ao meu orientador, Prof. Paulo Cardieri, por ter por ter me incentivado em todas as etapas deste trabalho, e importantes contribuições para os resultados alcançados.

Sou grato aos colegas Marcel, Amanda, Marcos Siqueira, Tatiana e Hélio pelas contribuições e discussões que ajudaram a construir este trabalho, bem como pela amizade e convivência ao longo destes anos em que me dediquei a esta tese.

Finalmente, quero agradecer à Fundação CPqD por ter tornado possível a realização deste trabalho, bem como ao FUNTTEL, por ter financiado o projeto que viabilizou as pesquisas realizadas.

Dedico este trabalho  
à minha família.

# Resumo

As redes metropolitanas sem fio (*Wireless Metropolitan Area Networks* – WMAN) modernas representam uma tendência tecnológica que viabiliza a ampliação da disponibilidade de acesso a serviços banda larga em todo o mundo. Estas redes se baseiam principalmente nas tecnologias WiMAX e Wi-Fi ad hoc e mesh, que apresentam características complementares e permitem, a partir de sua integração, construir uma rede metropolitana sem fio híbrida com suporte a múltiplos serviços, mais flexível e de custo otimizado.

Esta é a solução de rede investigada nesta tese, que exige o tratamento de diversos desafios tecnológicos, principalmente com o intuito de maximizar cobertura e desempenho da rede. Para tanto, é proposta uma abordagem que consiste em adotar, ao mesmo tempo, metodologias de planejamento e protocolos eficientes para redes WMAN híbridas. Neste contexto, dois aspectos de grande relevância são tratados: esquemas de roteamento de pacotes eficientes para redes Wi-Fi ad hoc e mesh e o planejamento de redes WMAN híbridas. Os resultados obtidos nesta tese representam contribuições significativas para o tratamento destes aspectos, e podem ser adotados para aumentar a eficiência de soluções de redes WMAN híbridas.

# Abstract

Modern wireless metropolitan area networks (WMAN) correspond to technological tendency that has contributed to the growth of broadband services availability all over the world. These networks are currently based on technologies WiMAX, Wi-Fi ad hoc e mesh, which support complimentary features, thus allowing the design of multi-service hybrid WMANs, which correspond to a more flexible and cost-effective solution.

This approach is the key research subject of this thesis, which requires that several technological challenges are handled, aiming at maximizing network coverage and performance. In this thesis, this problem is addressed by adopting network planning techniques and protocols that jointly contribute to increase coverage and efficiency of hybrid WMAN. In this context, two major aspects are considered: routing in Wi-Fi ad hoc and mesh and planning of hybrid WMAN. The results from this work correspond to significant contributions for each subject and can be adopted for increasing efficiency of hybrid WMAN solutions.



# Sumário

|   |      |
|---|------|
| Resumo.....   | vii  |
| Abstract.....   | viii |
| Lista de Abreviaturas.....  | xi   |
| 1. Introdução.....  | 1    |
| 1.1. Redes Metropolitanas Sem Fio.....                                      | 1    |
| 1.2. Contribuições.....   | 2    |
| 1.3. Estrutura da Tese.....   | 3    |
| 2. Redes Metropolitanas Sem Fio Banda Larga.....                            | 5    |
| 2.1. Introdução.....  | 5    |
| 2.2. Descrição geral das redes WiMAX.....                                   | 7    |
| 2.3. Descrição geral de redes ad hoc e mesh sem fio.....                    | 22   |
| 2.2. Redes WMAN Híbridas.....   | 35   |
| 3. Mecanismo de Roteamento REPAIR.....                                      | 38   |
| 3.1. Introdução.....  | 38   |
| 3.2. Mecanismo de roteamento REPAIR.....                                    | 40   |
| 3.3. Análise de desempenho do mecanismo REPAIR.....                         | 60   |
| 3.4. Conclusão.....   | 82   |
| 4. Capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio.....                           | 83   |
| 4.1. Introdução.....  | 83   |
| 4.2. Capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio.....                         | 84   |
| 4.3. Modelos de simulação de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio..... | 88   |
| 4.4. Modelo de simulação de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio.....  | 94   |
| 4.5. Resultados quantitativos.....  | 101  |

|   |     |
|---|-----|
| 4.6. Metodologia de planejamento de redes ad hoc e mesh sem fio.....                        | 112 |
| 4.7. Conclusão.....   | 118 |
| 5. Cobertura e capacidade de redes WiMAX.....   | 120 |
| 5.1. Introdução.....  | 120 |
| 5.2. Planejamento de cobertura e capacidade de redes WiMAX.....                             | 121 |
| 5.3. Modelos de Propagação.....   | 122 |
| 5.4. Predição de cobertura.....   | 125 |
| 5.5. Resultados de simulação.....   | 128 |
| 5.6. Modelos para cálculo de capacidade em redes WiMAX.....                                 | 131 |
| 5.7. Conclusão.....   | 158 |
| 6. Conclusão.....   | 159 |
| 6.1. Discussão geral.....   | 159 |
| 6.2. Contribuições.....   | 160 |
| 6.3. Sugestões para trabalhos futuros.....  | 161 |
| Apêndice A: Evolução e funcionalidades avançadas do padrão IEEE 802.16.....                 | 162 |
| Apêndice B: Protocolos avançados de roteamento para redes ad hoc e mesh sem fio.....        | 168 |
| Apêndice C: Formato dos pacotes do mecanismo REPAIR.....                                    | 177 |
| Apêndice D: Repositório de informações e parâmetros de configuração do mecanismo REPAIR.... | 187 |
| Apêndice E: Algoritmos para cálculo de capacidade em redes ad hoc e mesh sem fio.....       | 190 |
| Apêndice F: Algoritmos para cálculo de capacidade em redes WiMAX.....                       | 195 |
| Referências.....  | 201 |

# Lista de Abreviaturas

| <b>Símbolo</b> | <b>Significado</b>                                  |
|----------------|---|
| ABR            | Associativity-Based Routing                         |
| AODV           | Ad hoc on Demand DistanceVector                     |
| ASN            | Access Service Network                              |
| BE             | Best Effort   |
| BWA            | Broadband Wireless Access                           |
| CSMA-CA        | Carrier Sense Multiple Access - Collision Avoidance |
| CSN            | Connectivity Service Network                        |
| DSDV           | Destination Sequenced Distance Vector               |
| DSR            | Dynamic Source Routing                              |
| ertPS          | Extended Real Time Polling Service                  |
| FBSS           | Fast Base Station Switching                         |
| FSR            | Fisheye State Routing                               |
| HHO            | Hard Handoff  |
| MBS            | Multicast and Broadcast Service                     |
| MDHO           | Macro-Diversity Handoff                             |
| MS             | Mobile Station                                      |
| NAP            | Network Access Provider- NAP                        |
| nrtPS          | Non-Real Time Polling Service                       |
| NSP            | Network Service Provider- NSP                       |
| OFDM           | Orthogonal Frequency Division Multiplexing          |
| OFDMA          | Orthogonal Frequency Division Multiple Access       |
| OLSR           | Optimized Link State Routing                        |
| QoS            | Quality of Service                                  |

|        |   |
|--------|---|
| REPAIR | Reference Path Ad hoc Integrated Routing        |
| rtPS   | Real Time Polling Service                       |
| SMR    | Split Multipath Routing                         |
| SS     | Subscriber Station                              |
| SUI    | Stanford University Interim                     |
| UGS    | Unsolicited Grant Service                       |
| WiMAX  | Worldwide Interoperability for Microwave Access |
| WI-SC  | Walfisch-Ikegami Street-Canyon                  |

# 1. Introdução

## 1.1. Redes Metropolitanas Sem Fio

As pesquisas e desenvolvimentos na área de Redes Metropolitanas Sem Fio (*Wireless Metropolitan Area Networks* – WMAN) vêm experimentando um ritmo de evolução acelerado ao longo dos últimos anos, resultando na consolidação de novos conceitos em termos de interfaces aéreas e arquiteturas, com ênfase no suporte a altas taxas de transmissão, multiplicidade de serviços e mobilidade.

Este avanço está relacionado com a crescente demanda por serviços de acesso de banda larga em todo o mundo que viabilizem de fato o conceito de **ubiquidade**, ou seja, acesso a qualquer tipo de serviço, em qualquer local e através de qualquer tipo de dispositivo. Trata-se de proporcionar, com qualidade, amplo acesso sem fio a Internet, serviços de voz e vídeo sobre pacotes, através de múltiplos tipos de terminais de usuário.

As redes WMAN foram implementadas inicialmente com base em tecnologias denominadas BWA (*Broadband Wireless Access*), que eram proprietárias e não conseguiram alcançar elevadas escalas de produção. A grande maioria destas soluções foi especificada para operação em faixas licenciadas do espectro, o que também contribuiu para os preços elevados dos serviços e, conseqüentemente, baixa penetração de mercado. Atualmente, as principais

soluções de redes WMAN se baseiam nas tecnologias WiMAX ou Wi-Fi nos modos ad hoc e mesh. Estas soluções são complementares em diversos aspectos e podem ser integradas, permitindo a construção de uma rede metropolitana sem fio híbrida com suporte a múltiplos serviços, resultando em uma solução mais flexível e de custo reduzido quando comparado a outras soluções. Esta abordagem, no entanto, requer o tratamento de diversos desafios tecnológicos.

No caso das redes ad hoc e mesh sem fio, podem ser destacados os problemas do suporte a tráfego em tempo real, roteamento, controle de acesso ao meio e do dimensionamento de capacidade, cuja complexidade é elevada por causa das características intrínsecas destas redes, principalmente a topologia dinâmica e restrições de transmissão e QoS da interface aérea Wi-Fi. No caso das redes WiMAX, aspectos como ampliação da eficiência espectral, mecanismos eficientes de mobilidade e o planejamento de capacidade e cobertura podem ser destacados. Alguns destes aspectos serão apresentados e investigados com detalhes ao longo desta tese.

Nesta tese, é proposta uma abordagem para o tratamento de alguns dos desafios tecnológicos de redes WMAN híbridas, que consiste em adotar, ao mesmo tempo, metodologias de planejamento e protocolos eficientes. Os resultados obtidos representam contribuições significativas para o tratamento destes aspectos, e podem ser adotados para aumentar a eficiência de soluções de redes WMAN híbridas.

### 1.2. Contribuições

O objetivo central desta tese é investigar importantes desafios tecnológicos em redes metropolitanas sem fio de banda larga, baseadas nas tecnologias WiMAX, ad hoc e mesh sem fio. Neste contexto, as seguintes contribuições podem ser destacadas:

- Protocolo de roteamento para redes Ad Hoc e Mesh sem fio com desempenho otimizado para serviços em tempo real;
- Modelo semi-analítico de dimensionamento de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio;
- Metodologia de planejamento de redes ad hoc e mesh sem fio;
- Modelos semi-analíticos de dimensionamento de capacidade de redes WiMAX;
- Conceito e formulação da **Demanda de Transição** como parâmetro no dimensionamento de redes WMAN híbridas.

### 1.3. Estrutura da Tese

No Capítulo 2, é apresentado um modelo de arquitetura rede WMAN híbrida, resultante da integração de redes WiMAX, ad hoc e mesh sem fio. Neste contexto, é realizado um levantamento detalhado das principais características das redes WiMAX, ad hoc e mesh sem fio. No caso das redes WiMAX, são descritas as principais funcionalidades das camadas física e de enlace de dados, destacando aspectos como arquitetura de rede, arquitetura de protocolo, esquemas OFDM e S-OFDMA, modulação adaptativa, antenas inteligentes, gerenciamento de qualidade de serviço (*Quality of Service* – QoS) e mobilidade. Com relação às redes ad hoc e mesh sem fio, foi elaborado um amplo levantamento de protocolos de roteamento, um dos principais focos de pesquisa neste trabalho.

No Capítulo 3, é introduzido o mecanismo de roteamento *Reference Path Ad Hoc Integrated Routing* – REPAIR, projetado para otimizar o desempenho de protocolos de roteamento ad hoc e mesh reativos, em termos de métricas de QoS relevantes para serviços em tempo real, tais como vazão, atraso fim-a-fim e *jitter*. O mecanismo foi avaliado através de simulações baseadas na ferramenta NS-2, através de cenários e métricas relevantes, mostrando desempenho superior quando comparado a protocolo clássico de roteamento ad hoc e mesh. Os resultados indicam que a abordagem proposta no REPAIR aumenta a eficiência do protocolo de roteamento reativo, contribuindo para ampliar a capacidade da rede e para o transporte de tráfego em tempo real.

No Capítulo 4, é abordado o problema do dimensionamento de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio. Inicialmente, é realizado um levantamento sobre o estado da arte no assunto, destacando os principais resultados e técnicas de dimensionamento. Em seguida, um modelo semi-analítico é proposto, que permite estimar a capacidade máxima por nó para uma topologia, assumidas condições de propagação, densidades de nós e densidade de *gateways*. Este modelo é validado com base na comparação com resultados obtidos através do simulador NS-2, considerando um conjunto de cenários de referência. Aplicando o método de Monte Carlo, estimativas de capacidade média são obtidas para um conjunto de topologias, permitindo determinar uma relação estatisticamente consistente entre capacidade média e densidade de *gateways*. Com base nos resultados obtidos, uma metodologia de dimensionamento de redes ad hoc e mesh sem fio é apresentada.

O Capítulo 5 trata o planejamento de capacidade e cobertura de redes WiMAX, considerando o modelo de rede WMAN híbrida apresentado no Capítulo 2, segundo o qual as redes WiMAX são adotadas como *backhaul* ponto-multiponto para clusters ad hoc e mesh. Neste cenário, as redes WiMAX são mais adequadas em localidades onde é elevada demanda de tráfego, quando o dimensionamento da infra-estrutura é determinado pelos requisitos de capacidade e não de cobertura. Neste contexto, torna-se primordial definir um critério objetivo para a diferenciação entre cenários de planejamento limitados em cobertura e capacidade em redes WiMAX, principal objetivo do capítulo. Para tanto, foi introduzido o parâmetro **Demanda de Transição**, com uma formulação analítica elaborada a partir de várias etapas de modelagem semi-analítica de capacidade de redes WiMAX.

No Capítulo 6, as conclusões a respeito do emprego das técnicas descritas neste trabalho são enumeradas e analisadas. São analisados os benefícios e desafios das abordagens adotadas e são apresentadas perspectivas de evolução e ampliação do escopo do trabalho.



## 2 Redes Metropolitanas Sem Fio de Banda Larga

### 2.1. Introdução

Recentemente, diversas tecnologias de redes sem fio avançadas têm sido desenvolvidas, com foco em interoperabilidade, flexibilidade, baixo custo, suporte a transporte IP e elevadas taxas de transmissão. Neste contexto, algumas tecnologias já permitem a implantação de redes metropolitanas sem fio de banda larga, com cobertura na ordem de quilômetros e taxas de transmissão acima de 50 Mbps.

A tecnologia Wi-Fi é um exemplo de tal abordagem, que corresponde a uma solução amplamente adotada de redes locais sem fio, baseada no padrão IEEE 802.11 [IEEE802.11] e desenvolvida em colaboração com a indústria de semicondutores e equipamentos de telecomunicações. Em sua configuração padrão, esta tecnologia suporta topologia ponto-multiponto, esquema de acesso compartilhado *Carrier Sense Multiple Access - Collision Avoidance* (CSMA-CA) e operação estritamente em faixas não licenciadas (2.4 GHz e 5.8 GHz), com cobertura na ordem de centenas de metros em ambientes outdoor e taxas de transmissão bruta de até 54 Mbps. Estas redes podem, no entanto, ter cobertura efetiva estendida através da adoção de topologias ad hoc e mesh, nas quais os elementos da rede podem

incorporar funcionalidades de roteamento e viabilizar o encaminhamento de pacotes através de múltiplos saltos, até um nó de interface para redes externas (*gateway*). Deste modo, as configurações ad hoc e mesh sem fio baseadas na tecnologia de acesso IEEE 802.11, também denominadas redes Wi-Fi ad hoc e mesh, podem ser adotadas como solução de redes metropolitanas sem fio, com limitações significativas, no entanto, em termos de capacidade, gerenciamento de QoS e segurança da informação.

Visando atender os requisitos de redes metropolitanas sem fio de banda larga, vem sendo elaborado o padrão IEEE 802.16 [IEEE802.16], que representa a especificação da tecnologia denominada como WiMAX (*Worldwide Interoperability for Microwave Access*). Trata-se de uma interface aérea que suporta cobertura na ordem de quilômetros e taxas de transmissão de até 74 Mbps por setor, além de mecanismos avançados de controle de QoS, segurança da informação e múltiplas interfaces para a rede núcleo, tais como E1/T1, ATM, IP e Ethernet. Assim como no caso da tecnologia Wi-Fi, a tecnologia WiMAX está orientada à garantia de interoperabilidade entre dispositivos de fabricantes distintos. Esta é a principal missão do WiMAX Forum e do Wi-Fi Alliance, que correspondem aos órgãos internacionais de certificação das tecnologias WiMAX e Wi-Fi, respectivamente. Estes órgãos tratam ainda das questões regulatórias em todo o mundo, sendo compostos principalmente de fabricantes, centros de pesquisas e operadoras.

Neste capítulo é apresentado o conceito de redes metropolitanas sem fio híbridas, constituídas a partir da integração de redes WiMAX, ad hoc e mesh sem fio, que corresponde a uma arquitetura flexível e aplicável a uma grande diversidade de cenários de operação. Visando consolidar este conceito, são apresentadas as tecnologias WiMAX, Wi-Fi ad hoc e mesh. No caso da tecnologia WiMAX, são descritas as características mais relevantes, tais como a arquitetura de rede, arquitetura de protocolo, camadas física e de enlace de dados. No caso das redes ad hoc e mesh sem fio, serão descritos principalmente os protocolos de roteamento específicos para estas abordagens.

## 2.2. Descrição geral das Redes WiMAX

A tecnologia WiMAX tem ocupado posição de destaque cada vez maior no cenário tecnológico internacional das telecomunicações, devido a uma série de fatores que a tornam uma alternativa para viabilizar técnica e economicamente o acesso sem fio de banda larga em diversos mercados, incluindo os países emergentes. Trata-se de uma tecnologia baseada no padrão IEEE 802.16, que contempla técnicas avançadas de transmissão, bem como arquitetura e interfaces flexíveis. Suporta múltiplas faixas de frequência de operação, além de mecanismos avançados de gerenciamento de qualidade de serviço, segurança da informação e mobilidade.

Nesta seção, são descritas as principais características da tecnologia WiMAX. Uma visão do caminho evolutivo e das funcionalidades mais avançadas do padrão IEEE 802.16 está disponível no Apêndice A.

### 2.2.1. Arquitetura fim-a fim

A tecnologia WiMAX, definida no padrão IEEE 802.16, engloba as especificações de camadas física (PHY) e de acesso ao meio (MAC). Contudo, a incorporação de requisitos associados à mobilidade, tais como interoperabilidade tanto de equipamentos como de redes provedoras de serviço, *roaming*, continuidade nas conexões IP, entre outros, geraram a necessidade de estabelecimento de novas especificações e a padronização de interfaces. De acordo com esse conceito, a rede fim-a-fim inclui o suporte a serviços de voz e multimídia, acesso a provedores de serviços e aplicações, serviços providos através de redes legadas, serviços IP nos modos *broadcast* e *multicast*, *roaming* e gerenciamento de mobilidade através de diferentes redes de acesso WiMAX, segurança e variedade de padrões e protocolos de autenticação e formas de credenciamento e tarifação.

A implementação da rede fim-a-fim depende da definição dos protocolos de comunicação entre os diversos elementos da rede, bem como do conjunto de funcionalidades de gerenciamento e controle. A partir desses objetivos, o WiMAX Forum<sup>1</sup> especificou um modelo de referência para a arquitetura da rede fim-a-fim, cujos elementos encontram-se ilustrados na Figura 2.1. O elemento ASN (*Access Service Network*) engloba as entidades funcionais e respectivas interfaces responsáveis pelo provimento do acesso dos terminais WiMAX aos

---

<sup>1</sup> WiMAX Fom: organização sem fins lucrativos, cujo principal objetivo é garantir a interoperabilidade entre os dispositivos dos diversos fabricantes baseados no padrão IEEE 802.16.

serviços disponibilizados pela rede CSN (*Connectivity Service Network*), bem como a manutenção da IP.

A BS (*Base Station*) é responsável pela interface entre os terminais de usuários e redes externas, em uma topologia ponto-multiponto, suportando múltiplas interfaces com a CSN, através de conexões IP, ATM, Ethernet ou E1/T1. Os dispositivos SS (*Subscriber Station*) e MS (*Mobile Station*) permitem aos usuários o acesso aos serviços disponibilizados pela rede externa IP após conclusão de procedimentos de registro e autenticação. No contexto da mobilidade, a MS permite o acesso com mobilidade aos usuários.

A rede CSN incorpora elementos de controle e de interface típicos de redes IP, tais como servidor AAA, bancos de dados, *gateways*, dentre outros. Sob o ponto de vista da operação, uma ou vários ASN podem ser compartilhadas por diferentes provedores de acesso (*Network Access Provider- NAP*). Da mesma forma, múltiplos provedores de serviço (*Network Service Provider- NSP*) podem compartilhar a infra-estrutura de acesso.

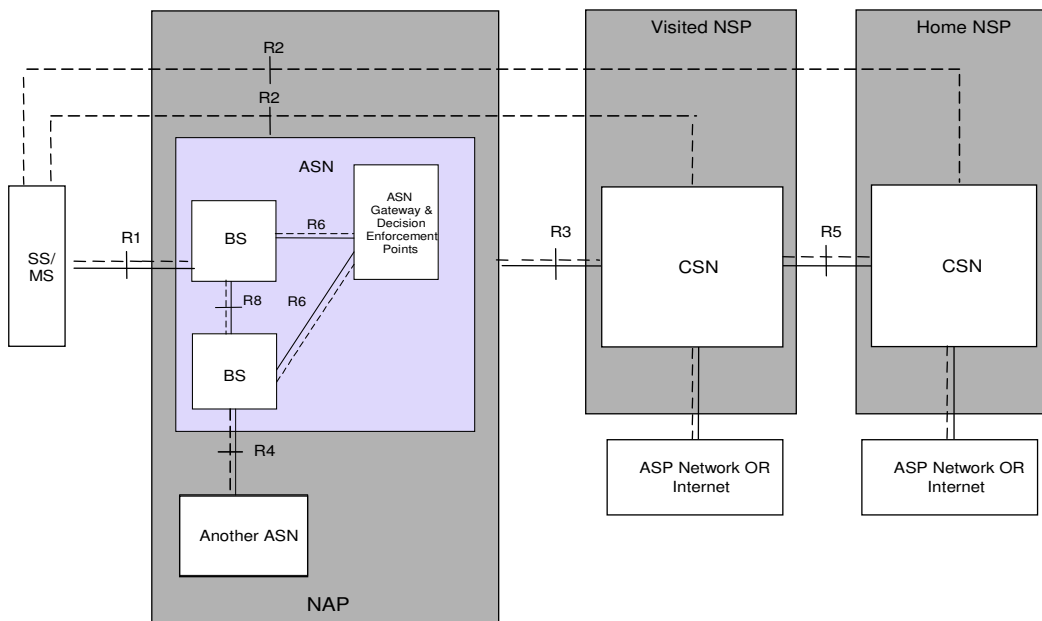


Figura 2.1: Arquitetura de referência especificada pelo WiMAX Forum.

### 2.2.2. Arquitetura de protocolo

O padrão IEEE 802.16 [IEEE802.16] especifica a interface aérea para frequências até 66 GHz e inclui a camada de enlace de dados (MAC) e múltiplas camadas físicas (PHY), segundo a arquitetura de protocolos ilustrada na Figura 2.2.

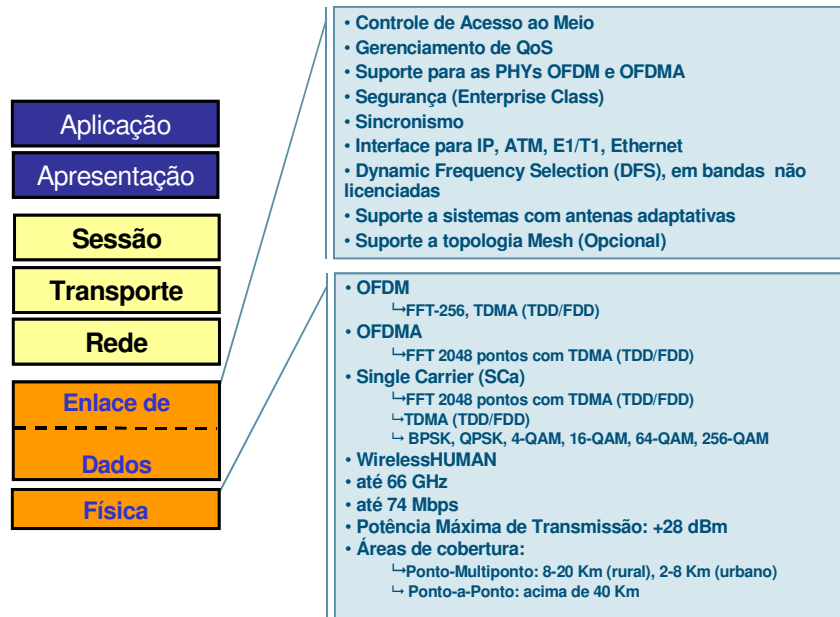


Figura 2.2: Arquitetura de protocolos da tecnologia WiMAX: camadas física e de enlace de dados.

A camada MAC tem a função de controle de acesso ao meio e de garantia do nível de QoS na interface aérea, através de mecanismos de reserva de banda e priorização de tráfego. Adicionalmente, a flexibilidade das interfaces para as múltiplas camadas físicas e rede núcleo, bem como mecanismos de sincronismo e de segurança da informação, constituem o conjunto principal de funcionalidades da camada MAC especificada no padrão 802.16.

O padrão especifica múltiplas camadas físicas, visando atender diferentes aplicações. A versão com portadora única, para frequências até 11 GHz (SCa), compreende um conjunto de funcionalidades para suportar operação sem linha de visada (*Non-Line of Sight* - NLOS), incluindo uma estrutura de quadros robusta a multi-percurso, estimação e equalização de canal, modulação adaptativa, múltiplos esquemas de codificação, antenas adaptativas, dentre outras. A versão OFDM, também projetada para operação sem linha de visada (NLOS), em frequências abaixo de 11 GHz, com base em modulação multi-portadoras (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing* – OFDM), além das funcionalidades especificadas na SCa. A versão OFDMA também suporta operação NLOS em frequências abaixo de 11 GHz, mas se baseia no esquema de múltiplo acesso denominado *Orthogonal Frequency Division Multiple Access* (OFDMA), que corresponde a uma extensão da técnica de modulação OFDM para permitir o compartilhamento de canal por múltiplos usuários, sendo mais apropriada para serviços móveis.

### 2.2.3. Operação sem linha de visada

A definição formal de operação em linha de visada é estabelecida com base no conceito de zonas de Fresnel, ilustrado a Figura 2.3. Os obstáculos à propagação do sinal de rádio podem provocar, dentre outros efeitos, a difração, cuja abrangência é modelada através de zonas volumétricas elipsoidais em torno da visada direta entre transmissor e receptor, denominadas zonas de Fresnel [Yacoub93].

O conceito de operação em linha de visada consiste em garantir que não existam obstáculos situados no interior da primeira zona de Fresnel. Deste modo, a abertura da primeira zona de Fresnel, que depende da frequência de operação e das distâncias para os obstáculos, impõe um limite mínimo à altura da antena transmissora.

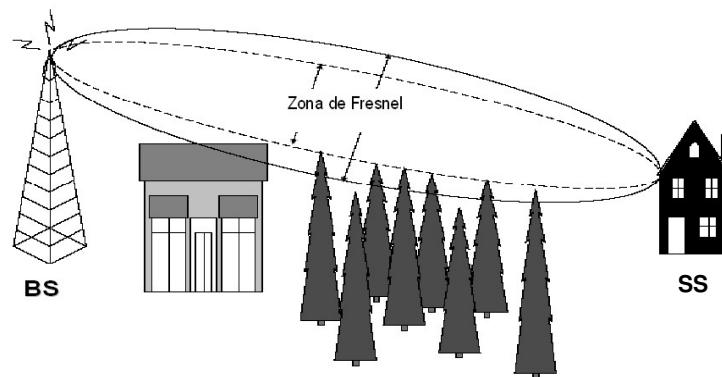


Figura 2.3: Zonas de Fresnel e a definição de operação em linha de visada [Wimaxf04].

A operação em frequências abaixo de 11 GHz implica na transmissão em enlaces de radiofrequência com comprimentos de onda mais longos, tornando desnecessária a condição de visada direta para a operação. Adicionalmente, a recepção de sinais em multi-percurso é possível nesta faixa de frequências, melhorando ainda mais o desempenho na recepção.

Para suportar a operação em cenários NLOS, é necessário implementar um conjunto de funcionalidades nas camadas física e de enlace de dados. As principais funcionalidades especificadas no padrão IEEE 802.16 são descritas a seguir.

#### 2.2.3.1. Modulação OFDM

A modulação OFDM representa um elemento fundamental para suportar operação sem linha de visada na tecnologia WiMAX, devido ao alto desempenho alcançado nesta condição de propagação. Trata-se de uma técnica de multiplexação de informações em um conjunto de sub-

canais constituídos por sub-portadoras de banda estreita ortogonais entre si [Edfors96]. Este esquema de modulação pode ser implementado por meio de um banco de filtros, como mostra a Figura 2.4. Neste caso, uma seqüência de bits transmitida a uma taxa de  $R$  bits/s é multiplexada em  $N$  sub-canais, resultando na transmissão de  $R/N$  bits/s sobre cada sub-portadora.

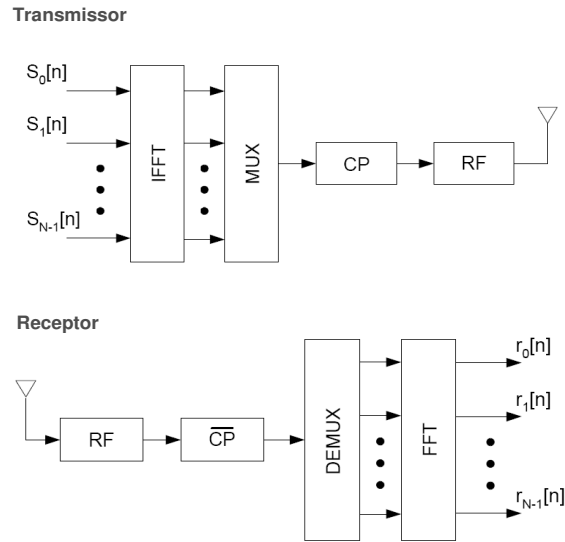


Figura 2.4: Modulação OFDM implementada através de banco de filtros.

Esta estratégia tem como benefício imediato a possibilidade de utilização de equalizadores simplificados nos receptores. A Figura 2.5a ilustra a distorção imposta pelo canal de rádio a um sinal transmitido por um sistema de banda larga de portadora única, que requer um equalizador de alta complexidade para a recomposição do sinal original. Já no caso da Figura 2.5.b, o canal de rádio distorce uniformemente cada sub-canais, de modo que a operação de equalização de cada sub-portadora se resume a uma simples amplificação. Outro importante benefício, é o aumento da eficácia na utilização de técnicas de codificação e correção de erros, possibilitado pela transmissão a taxas reduzidas em cada sub-portadora [Wimaxf04].

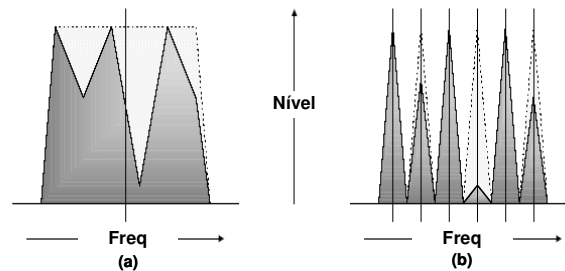


Figura 2.5: Sinais recebidos em sistemas de banda larga de portadora única e multi-portadora [Wimaxf04].

Alternativamente, é possível implementar a modulação OFDM através de transformadas discretas de Fourier, usando processadores digitais de sinais (*Digital Signal Processor-DSP*) de alto desempenho, resultando em sistemas mais estáveis, flexíveis e de custo reduzido. Com a rápida evolução dos DSP's, a modulação OFDM tem sido cada vez mais adotada nas soluções modernas de redes sem fio de banda larga.

A Figura 2.6 ilustra o esquema de modulação OFDM especificado para a tecnologia WiMAX. A informação é mapeada em um símbolo de duração  $T_s$ , que compreende um intervalo de guarda  $T_g$  e o símbolo efetivo, de duração  $T_b$  (vide Figura 2.6a). O tempo de guarda  $T_g$  tem a função de aumentar a robustez ao desvanecimento por multi-percurso. A porção final de cada símbolo é ciclicamente copiada sobre porção reservada ao intervalo de guarda, originando um prefixo cíclico (*Cyclic Prefix*), que contribui para manter a ortogonalidade entre as sub-portadoras, representada na Figura 2.6b. Na Figura 2.6.c, pode-se observar os tipos de sub-portadoras definidos na camada física OFDM da tecnologia WiMAX. As sub-portadoras piloto são utilizadas nos mecanismos de controle de potência e sincronismo, enquanto as sub-portadoras DC podem ser utilizadas como banda de guarda dentro de um canal de banda larga.

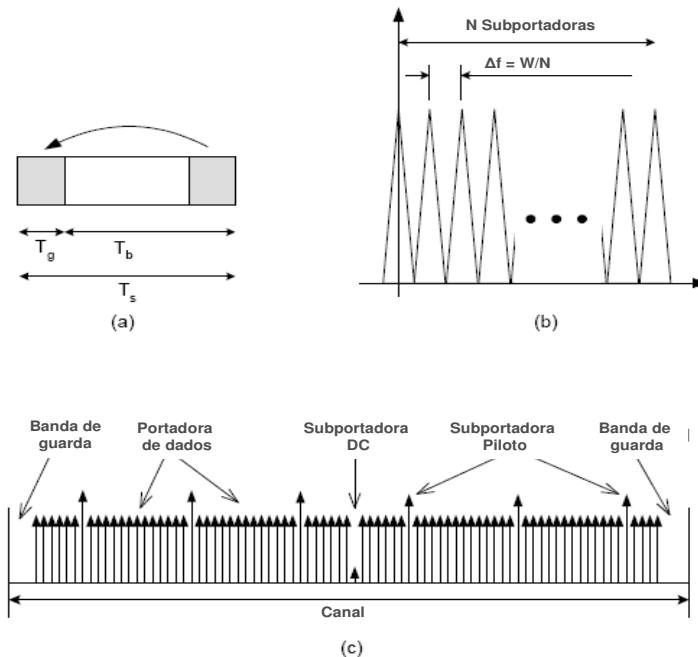


Figura 2.6: Modulação OFDM na tecnologia WiMAX [IEEE80216].



### 2.2.3.2. Modulação OFDMA

A camada física denominada OFDMA foi especificada inicialmente na versão IEEE 802.16-2004 do padrão. A tecnologia de acesso OFDMA corresponde a uma extensão do esquema de modulação OFDM que proporciona a possibilidade de compartilhamento do mesmo intervalo de tempo, correspondente a um símbolo, por múltiplos usuários no acesso ao enlace reverso (*uplink*), e a alocação simultânea de dados destinados a diferentes usuários no período de tempo correspondente à parcela do quadro do enlace direto (*downlink*).

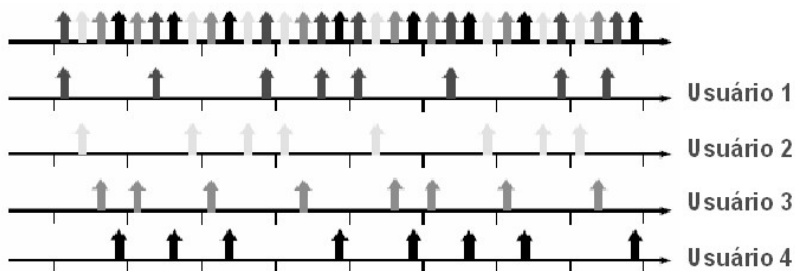


Figura 2.7: Sinais recebidos em sistemas de banda larga de portadora única e multi-portadora.

A Figura 2.7 ilustra o conceito do esquema OFDMA. No caso ilustrado, as sub-portadoras são alocadas segundo um algoritmo pseudo-aleatório entre os usuários. Uma vez que as sub-portadoras são ortogonais, este esquema minimiza a interferência entre usuários e maximiza a eficiência e a flexibilidade no uso do espectro, sendo mais apropriada para suportar serviços móveis.

Na versão IEEE 802.16e, a interface OFDMA foi evoluída para suportar flexibilidade quanto à largura do canal, originando o esquema denominado S-OFDMA (*Scalable Orthogonal Frequency Division Multiple Access*). Esta flexibilidade é alcançada mantendo constante o espaçamento entre as sub-portadoras (em 10.94 kHz) e variando a dimensão da FFT para ajustar à uma determinada largura de canal. Uma vez que a largura de sub-portadora é fixa, a duração do símbolo também tem esta característica, minimizando o impacto sobre as camadas superiores. Deste modo, o esquema S-OFDMA viabiliza a operação de redes WiMAX em uma grande variedade de larguras de canal (entre 1.25 e 20 MHz), o que favorece a harmonização dos diversos cenários regulatórios em todo o mundo.

Através desta abordagem, por exemplo, canais mais largos podem ser suportados, ampliando a capacidade da rede e viabilizando a implantação de serviços como a TV móvel. Por

outro lado, canais mais estreitos podem ser adotados em aplicações com requisitos de banda menos restritivos, tais como serviços de acesso a Internet em áreas rurais.

### 2.2.3.3. Esquemas de transmissão

Além da flexibilidade em termos de diferentes camadas físicas, o padrão IEEE 802.16 suporta diferentes esquemas de transmissão sobre o *downlink* e *uplink*.

No esquema FDD (*Frequency Division Duplex*), dois canais distintos e de mesma largura são utilizados para a transmissão no *downlink* e no *uplink*, como está representado na Figura 2.8. Este esquema de transmissão é mais apropriado para o transporte de tráfegos simétricos entre *downlink* e *uplink*. No caso de tráfego assimétrico, ocorre redução na eficiência de uso do espectro, que não é desejável em muitos cenários.

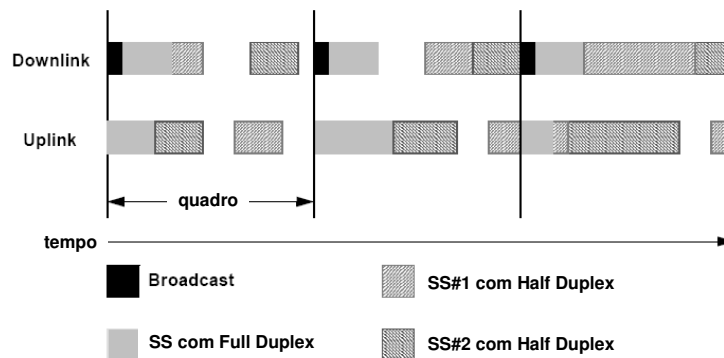


Figura 2.8: Esquema de transmissão FDD.

No esquema TDD (*Time Division Duplex*), um único canal é utilizado para a transmissão no *downlink* e no *uplink*, como ilustra a Figura 2.9. Neste caso, o quadro é subdividido em duas porções, sendo a primeira para o *downlink* e a segunda para o *uplink*, com uma separação mínima entre as mesmas. No padrão IEEE 802.16, a fronteira entre as porções *uplink* e *downlink* do quadro TDD é ajustável, podendo ser pré-configurada ou alterada dinamicamente. Esta abordagem é mais apropriada para tráfego assimétrico e dinâmico, com requisitos de latência moderados.

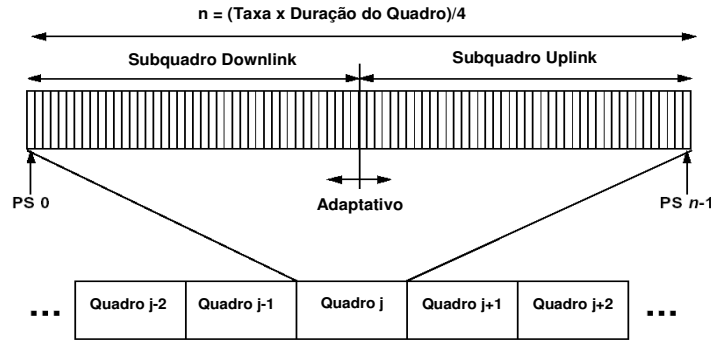


Figura 2.9: Esquema de transmissão TDD.

#### 2.2.3.4. Sub-canalização

Um problema bastante comum em redes sem fio baseadas em topologia ponto-multiponto é o desbalanceamento de cobertura entre os enlaces direto (*downlink*) e reverso (*uplink*). De fato, em vários cenários práticos, as estações clientes sofrem restrições quanto ao consumo de potência e à potência máxima de transmissão, resultando em uma tendência natural para que a cobertura seja limitada pelo enlace reverso.

Para minimizar o problema do desbalanceamento de cobertura entre os enlaces, o padrão IEEE 802.16 adota a técnica de sub-canalização, representada na Figura 2.10, que consiste em um cenário hipotético onde a potência máxima de transmissão da SS corresponde a 25% da potência máxima da BS. Para compensar este desequilíbrio, a técnica de sub-canalização é adotada, de modo que a informação é transmitida em apenas 25% das sub-portadoras disponíveis, o que permite elevar a potência efetiva em um fator de quatro vezes nas sub-portadoras selecionadas. O preço a ser pago pelo aumento de cobertura através da sub-canalização é a redução na vazão máxima suportada pelo enlace.

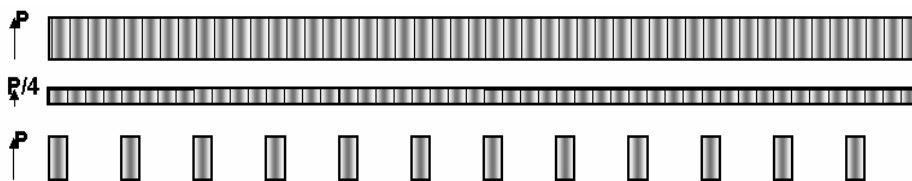


Figura 2.10: Esquema de sub-canalização na tecnologia WiMAX, para camada física OFDM [IEEE80216].

### 2.2.3.5. Modulação adaptativa

Na tecnologia WiMAX, além da multiplexação OFDM, adota-se um esquema de modulação adaptativa. Trata-se da seleção da modulação a ser utilizada na camada física (QPSK, QAM-16, QAM-64), selecionada a partir do nível da relação sinal-ruído avaliada no receptor. A partir da negociação entre as estações base e cliente, a modulação a ser adotada é dinamicamente adaptada às condições do enlace de rádio. Esta técnica confere maior robustez e flexibilidade ao sistema, além de maximizar a capacidade média sem comprometer a cobertura da célula.

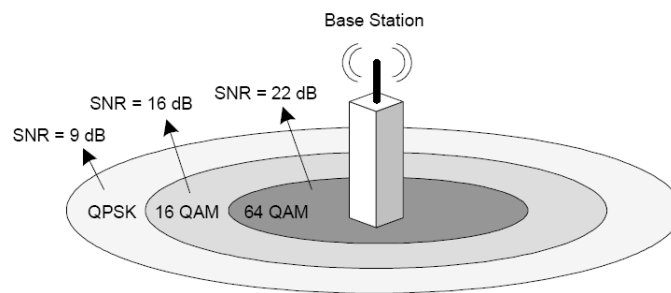


Figura 2.11: Esquema modulação adaptativa adotado na tecnologia WiMAX.

O resultado deste esquema de modulação é ilustrado na Figura 2.11, onde é possível observar a taxa de transmissão bruta na interface aérea WiMAX, em função da modulação, codificação e largura de canal.

| Modulação           | QPSK  |       | 16 QAM |       | 64 QAM |       |
|---------------------|-------|-------|--------|-------|--------|-------|
| Taxa de codificação | 1/2   | 3/4   | 1/2    | 3/4   | 2/3    | 3/4   |
| 5 MHz               | 4.16  | 6.28  | 8.32   | 12.48 | 16.63  | 16.70 |
| 10 MHz              | 8.31  | 12.47 | 16.63  | 24.94 | 33.25  | 37.40 |
| 20 MHz              | 16.62 | 24.94 | 33.25  | 49.87 | 66.49  | 74.81 |

Tabela 2.1: Taxas de transmissão na interface aérea WiMAX, em função da modulação, codificação e largura de canal [IEEE80216e].

### 2.2.3.6. Antenas inteligentes

As tecnologias de antenas inteligentes se baseiam em algoritmos para o processamento dos sinais provenientes de múltiplos elementos constituintes do conjunto de antenas, visando melhorar a relação entre sinal e ruído mais interferente associada a uma estação terminal. Tipicamente, estes algoritmos envolvem operações com vetores ou matrizes complexas,

associadas à caracterização do canal e à combinação e ponderação de sinais, provenientes ou transmitidos pelos elementos do conjunto de antenas.

A tecnologia OFDMA se mostra adequada à implementação de antenas inteligentes, uma vez que as sub-portadoras encontram-se sujeitas à desvanecimento que pode ser caracterizado como sendo plano. Esta propriedade além de eliminar a necessidade de equalizadores complexos para compensar o efeito do desvanecimento seletivo, facilita a caracterização das condições de propagação de um sub-conjunto de sub-portadoras e a incorporação dessas características nos algoritmos determinantes do comportamento dinâmico do feixe ou do processamento dos fluxos de dados associados aos diferentes elementos do conjunto de antenas. Deste modo, o esquema OFDMA é bastante apropriado a tecnologias de antenas inteligentes, facilitando sua implementação.

A versão IEEE 802.16e, referente ao WiMAX Móvel, suporta um conjunto bastante completo de tecnologias de antenas inteligentes, cujo objetivo é melhorar o desempenho do sistema em termos de cobertura e capacidade. As opções suportadas são:

- *Beamforming*: consiste na utilização de múltiplas antenas para conformação do diagrama de radiação, visando aumentar a cobertura e incrementar a capacidade do sistema, reduzindo as degradações associadas aos eventuais sinais interferentes, reduzindo assim as chances de exaustão de recursos da interface aérea (*outage probability*);
- *Space-Time Code (STC)*: a diversidade de transmissão é implementada na camada física com o intuito de suportar diversidade espacial e reduzir as margens de desvanecimento necessárias à operação;
- *Multiplexação espacial (SM)*: neste esquema, múltiplas seqüências de dados são transmitidas através de múltiplas antenas. Caso o receptor também disponha de múltiplas antenas, as diferentes seqüências são separadas a fim de maximizar a vazão, quando esta é comparada com a obtida em sistemas de antena única;
- *Multiple Input – Multiple Output (MIMO)*: corresponde a um caso particular do esquema de multiplexação espacial, no qual ao menos dois transmissores e dois receptores são utilizados simultaneamente com a finalidade de maximizar a vazão em ambos os sentidos dos enlaces. Como exemplo, o esquema MIMO 2x2 permite duplicar a vazão no *uplink* e no *downlink*.

Vale salientar que no caso de estações móveis, a adoção de esquemas MIMO com transmissão via múltiplos canais tem aplicabilidade limitada, devido à alta correlação espacial entre as antenas. Neste cenário, a abordagem mais indicada é a denominada MIMO Colaborativo (*Collaborative MIMO*), segundo a qual duas MS transmitem simultaneamente sobre o *uplink*, no mesmo *slot* (tempo e frequência), através de uma única antena. Esta abordagem permite duplicar a capacidade média do setor no *uplink*.

Vale ainda salientar que o WiMAX Móvel suporta ainda o chaveamento adaptativo entre diferentes esquemas de antenas inteligentes, visando extrair o máximo de benefício destas técnicas em diferentes condições de propagação. Como exemplo, a técnica SM contribui para aumentar a vazão do sistema, mas em condições de propagação desfavoráveis, a taxa de erro de pacote (*Packet Error Rate* – PER) pode se tornar elevada, resultando na limitação da área de cobertura onde limiares mínimos de PER são alcançados. Já a técnica STC amplia a cobertura, com eventuais aumentos das taxas de transmissão de pico.

### 2.2.3.7. Gerenciamento de QoS

O gerenciamento de Qualidade de Serviço (*Quality of Service* - QoS) em redes WiMAX representa um de seus principais diferenciais, quando comparada a outras tecnologias de redes sem fio de banda larga. Com enlaces de alta velocidade, possibilidade de alocação assimétrica entre *downlink* e *uplink*, e elevada granularidade para controle de recursos da interface aérea, a tecnologia WiMAX possui flexibilidade para atender os requisitos de QoS de uma grande variedade de serviços e aplicações.

O mecanismo de gerenciamento de QoS da tecnologia WiMAX se baseia no conceito de Fluxo de Serviço, que consiste em um fluxo unidirecional de pacotes para o qual se provê um nível particular de QoS, podendo ser associado tanto ao *uplink* quanto ao *downlink*. Um fluxo de serviço é caracterizado principalmente pelos atributos de QoS associados, principalmente o conjunto de parâmetros a ser provisionado via sistemas de gerência (*ProvisionedQoSParamSet*), o conjunto de parâmetros que representam recursos a serem reservados na BS e SS (*AdmittedQoSParamSet*) e o conjunto de parâmetros que definem os serviços associados a um fluxo de serviço (*ActiveQoSParamSet*).

O mecanismo de gerenciamento de QoS da tecnologia WiMAX compreende a sinalização necessária para o estabelecimento dinâmico de fluxos de serviços e parâmetros de

## 2. Redes Metropolitanas Sem Fio de Banda Larga

---

tráfego, o agendamento de pacotes na estrutura de quadros, em conformidade com o perfil de cada fluxo de serviço, e o agrupamento das propriedades dos fluxos de serviços em Classes de Serviços, com base na utilização de parâmetros de tráfego e QoS que definem o perfil dos fluxos de serviços. As classes de serviço definidas para a tecnologia WiMAX são:

- *Unsolicited Grant Service (UGS)*: suporta tráfego em tempo real de pacotes de comprimento fixo transmitidos em intervalos periódicos, como E1/T1 e VoIP sem detecção de atividade de voz;
- *Real Time Polling Service (rtPS)*: suporta tráfego em tempo real de pacotes de comprimento variável transmitidos em intervalos periódicos, como MPEG;
- *Extended Real Time Polling Service (ertPS)*: suporta tráfego em tempo real, com comprimento variável, mas com latência reduzida, como VoIP com detecção de atividade de voz;
- *Non-Real Time Polling Service (nrtPS)*: suporta tráfego tolerante a atraso e com requisito de taxa mínima de transmissão, consistindo de pacotes de comprimento variável, tal como FTP;
- *Best Effort (BE)*: nenhum requisito mínimo de nível de serviços é requerido, podendo ser tratado segundo a disponibilidade de recursos.

O padrão IEEE 802.16e define o conjunto de parâmetros ilustrado na Tabela 2.2, os quais são associados às classes de serviço WiMAX conforme a Tabela 2.3.

| Parâmetro                             | Descrição  |
|---------------------------------------|--|
| <i>Traffic priority</i>               | Prioridade do fluxo de serviço                         |
| <i>Maximum sustained traffic rate</i> | Pico da taxa de informação do serviço                  |
| <i>Maximum traffic burst</i>          | Máximo comprimento de surtos de tráfego                |
| <i>Minimum reserved traffic rate</i>  | Mínima taxa reservada para o fluxo de serviço          |
| <i>Minimum tolerated traffic rate</i> | Mínimo volume de tráfego a ser retransmitido para a CS |
| <i>Tolerated jitter</i>               | Máxima variação de atraso permitida                    |
| <i>Maximum latency</i>                | Máximo atraso na retransmissão de pacotes              |

Tabela 2.2: Parâmetros de QoS definidos para a tecnologia WiMAX.

| Classe de Serviço   | Aplicações                                       | Parâmetros de QoS   |
|---|--|---|
| <b>UGS</b><br>( <i>Unsolicited Grant</i> )                    | VoIP, E1/T1                                      | <ul style="list-style-type: none"> <li>• <i>Maximum Sustained Traffic Rate</i></li> </ul>   |
| <b>rtPS</b><br>( <i>Real-Time Polling</i> )                   | <i>Streaming</i> de áudio e vídeo                | <ul style="list-style-type: none"> <li>• <i>Minimum Reserved Traffic Rate</i></li> <li>• <i>Maximum Sustained Traffic Rate</i></li> <li>• <i>Maximum Latency</i></li> <li>• <i>Traffic Priority</i></li> </ul>                                    |
| <b>ertPS</b><br>( <i>Extended Real-Time Polling Service</i> ) | Serviços de voz com detecção de atividade (VoIP) | <ul style="list-style-type: none"> <li>• <i>Minimum Reserved Traffic Rate</i></li> <li>• <i>Maximum Sustained Traffic Rate</i></li> <li>• <i>Maximum Latency</i></li> <li>• <i>Tolerated Jitter</i></li> <li>• <i>Traffic Priority</i></li> </ul> |
| <b>nrtPS</b><br>( <i>Non-Real-Time Packet</i> )               | <i>File Transfer Protocol</i> (FTP)              | <ul style="list-style-type: none"> <li>• <i>Minimum Reserved Traffic Rate</i></li> <li>• <i>Maximum Sustained Traffic Rate</i></li> <li>• <i>Traffic Priority</i></li> </ul>  |
| <b>BE</b><br>( <i>Best-Effort</i> )                           | Serviços de dados, <i>web-browsing</i>           | <ul style="list-style-type: none"> <li>• <i>Maximum Sustained Traffic Rate</i></li> <li>• <i>Traffic Priority</i></li> </ul>  |

Tabela 2.3: Classes e parâmetros de QoS definidos para a tecnologia WiMAX.

No caso da classe UGS, a BS aloca porções fixas do quadro para a transmissão dos dados, sem a necessidade de negociação para alocação de banda com a SS. Deste modo, reduz-se latência, em detrimento da flexibilidade de alocação do tráfego na estrutura de quadro. Esta abordagem é ideal para tráfegos do tipo E1/T1 e VoIP sem supressão de silêncio. No caso das classes rtPS, ertPS e nrtPS, mensagens *Request* e *Grant* devem ser trocadas entre BS e SS para garantir o nível de QoS de cada fluxo de serviço. Este controle é realizado quadro a quadro, garantindo elevada granularidade e, conseqüentemente, melhor desempenho no gerenciamento do QoS na ocorrência de perturbações devido às variações nas condições de propagação e na demanda de tráfego na célula.

A Figura 2.12 representa a estrutura do mecanismo de agendamento de pacotes (*scheduler*), adotado na tecnologia WiMAX. Trata-se de um esquema de priorização de tráfego, no qual os fluxos de serviço são classificados e priorizados de acordo com as classes de serviço a que pertencem. Observa-se que as mensagens de sinalização relativas a uma classe de serviço têm nível de prioridade superior aos fluxos de dados associados a esta classe.



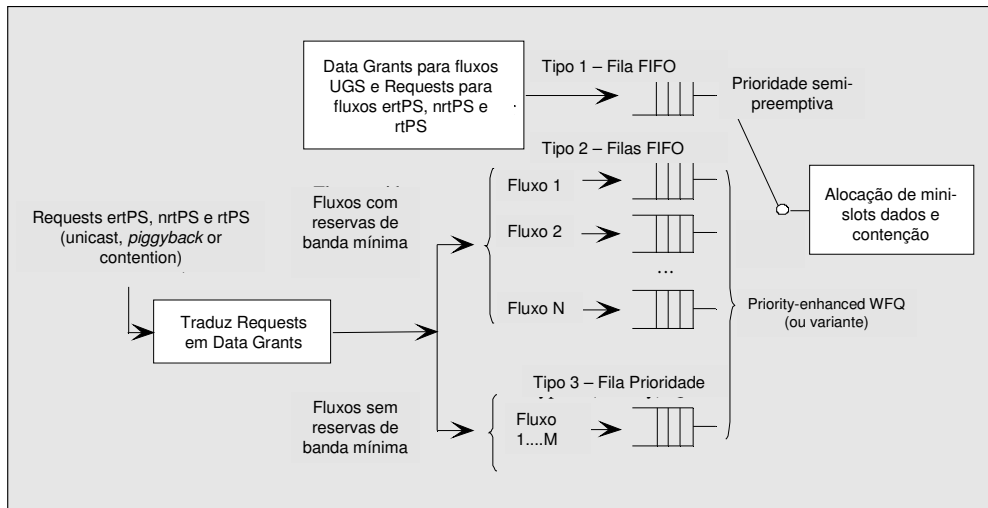


Figura 2.12: Esquema simplificado de agendamento de pacotes (*scheduler*) da tecnologia WiMAX.

### 2.2.3.8. Mobilidade

Os esquemas de *handoff* especificados pelo padrão IEEE 802.16e são otimizados para garantir latência inferior a 50 ms, visando suportar aplicações em tempo real. O padrão especifica três mecanismos de *handoff* no padrão:

- *Hard Handoff* (HHO): esquema mandatório, em que a MS realiza uma varredura no espectro e seleciona a BS vizinha com melhor relação sinal-ruído (SNR), com a qual realiza a sinalização de *handoff* para a mudança de BS;
- *Fast Base Station Switching* (FBSS): esquema opcional, em que a MS mantém uma lista de estações base, denominada *Active Set*. Realiza, então, uma varredura periódica e seleciona a BS com melhor SNR como a BS âncora, com a qual a MS realiza a troca de mensagens de sinalização. A transição de uma BS âncora para outra (*BS switching*) ocorre sem a necessidade de mensagens explícitas, através do envio da informação de qualidade do sinal via canal de sinalização específico. Neste modo, um requisito importante é que a MS poderá transmitir dados simultaneamente às BS do *Active Set* que têm condições de servir a MS;
- *Macro-Diversity Handoff* (MDHO): esquema opcional, em que a MS também mantém um conjunto *Active Set* de BS vizinhas e uma BS âncora, mas realiza o *handoff* através de mensagens de sinalização explícita com as BS âncora e destino. Neste caso, porém, a MS deve estar sincronizada com múltiplas BS do

*Active Set* e receber dados no *downlink* para combinação dos mesmos, em procedimento que corresponde ao conceito de macro-diversidade. No *uplink*, a MS pode enviar dados a múltiplas BS, que deverão realizar um procedimento de diversidade de seleção sobre a informação recebida.

### 2.3. Descrição geral de redes ad hoc e mesh sem fio

As redes ad hoc e mesh sem fio têm topologia dinâmica, são auto-organizadas, auto-configuráveis, e permitem a comunicação através de múltiplos saltos entre nós origem e destino. Trata-se de uma solução de acesso sem fio flexível, que permite a expansão sob-demanda da rede e a redução dos custos de implantação iniciais.

Uma rede ad hoc é definida em [Raman02] como um conjunto de dispositivos de rede que pretendem se comunicar, mas que não possuem infra-estrutura fixa disponível e não possuem organização pré-determinada de enlaces de comunicação disponíveis. Os nós individuais da rede são responsáveis por descoberta dinâmica de quais são os outros nós que podem se comunicar diretamente a ele, ou seja, de quais são seus vizinhos (formando uma rede *multi-hop*). Redes ad hoc são escolhidas para serem usadas em situações onde a infra-estrutura não está disponível ou não é confiável, ou ainda em situações de emergência.

As redes mesh sem fio representam um caso particular das redes ad hoc, sendo formadas principalmente por roteadores mesh estáticos, que mantêm a conectividade da rede através de mecanismos distribuídos de roteamento e realizam a interface com redes externas, e terminais cliente que acessam os roteadores através de uma interface local, como ilustra a Figura 2.13. As redes ad hoc sem fio, por sua vez, se caracterizam pela convergência das funcionalidades de roteador e terminal cliente no mesmo dispositivo, resultando na topologia ilustrada na Figura 2.14.

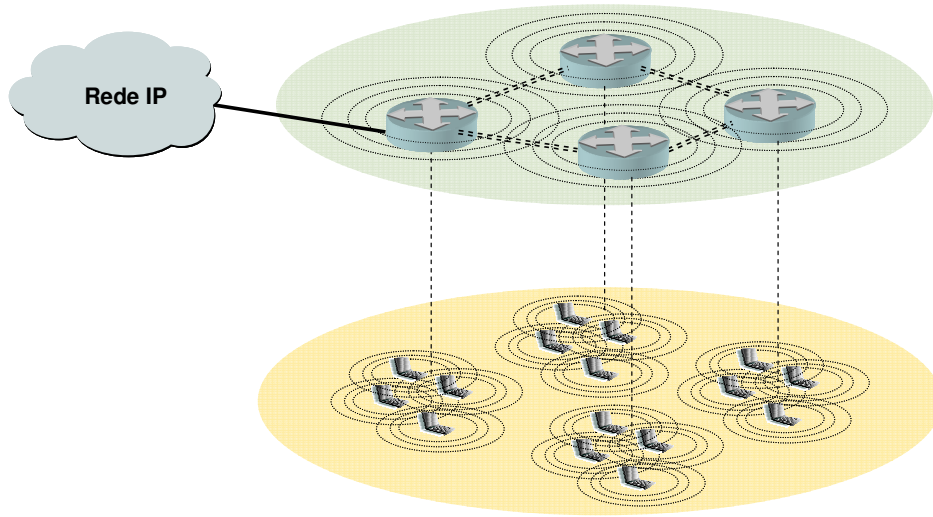


Figura 2.13: Topologia genérica de redes mesh sem fio.

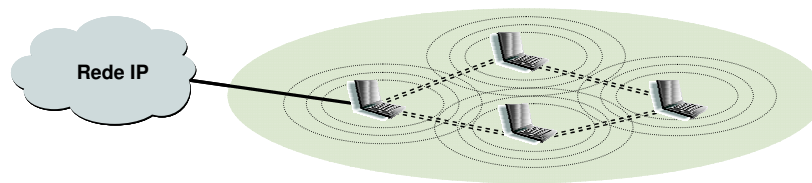


Figura 2.14: Topologia genérica de redes ad hoc sem fio.

Deste modo, as seguintes diferenças conceituais podem ser destacadas entre redes ad hoc e mesh sem fio:

- Infra-estrutura de distribuição: no caso de redes mesh, os roteadores representam um *backbone* sem fio, cuja implantação pode ser planejada para garantir conectividade e robustez de comunicação aos dispositivos clientes. No caso das redes ad hoc, os próprios terminais clientes realizam o roteamento, de modo que inexistente um *backbone* fixo e a conectividade depende exclusivamente da operação dos próprios terminais;
- Integração: as redes mesh permitem a interconexão de terminais clientes que utilizam o mesmo tipo de interface aérea dos roteadores mesh, que comumente se baseia no padrão IEEE 802.11. Os roteadores mesh permitem ainda a integração a outros tipos de redes sem fio, tais como redes WiMAX e celulares, via *backhaul* Ethernet. As redes ad hoc normalmente não possuem esta propriedade de integração;

- Múltiplas interfaces de rádio: os roteadores mesh podem ser dotados de múltiplas interfaces de rádio, visando principalmente separar o tráfego de acesso e de roteamento, o que contribui significativamente para maximizar a capacidade da rede. No caso das redes ad hoc sem fio, os tráfegos de acesso e roteamento compartilham o mesmo canal, resultando em níveis de desempenho inferiores da rede;
- Mobilidade: nas redes mesh, os roteadores sem fio constituem uma infra-estrutura de transporte estática. No caso das redes ad hoc sem fio, os próprios terminais cliente realizam o encaminhamento de pacotes de outros terminais. Uma vez que os terminais cliente comumente são dispositivos portáteis ou móveis, a topologia resultante é dinâmica e requer protocolos de roteamento específicos e mais eficientes.

### 2.3.1. Protocolos de roteamento para redes ad hoc e mesh sem fio

Em redes ad hoc e mesh sem fio, os protocolos de acesso ao meio e de roteamento representam os principais componentes da solução de comunicação. Os protocolos de acesso ao meio têm forte impacto no desempenho destas redes, na medida em que determinam atributos de desempenho como vazão efetiva e atraso em cada nó da rede. Os protocolos de roteamento também têm significativa influência no desempenho da rede, pois devem minimizar o consumo da banda disponível com sinalização e devem permitir a construção de rotas de modo a atender os requisitos das aplicações alvo.

Neste trabalho, os protocolos de roteamento foram escolhidos como objeto de pesquisa, uma vez que apresentam diversos desafios tecnológicos de grande relevância e maior facilidade de implementação e validação em sistemas reais. De fato, a mobilidade dos terminais de uma rede ad hoc e as limitações da transmissão pelo canal de rádio fazem surgir dois aspectos importantes no funcionamento destas redes:

1. Alguns nós não conseguem comunicar-se com outros nós, devido às condições desfavoráveis do canal rádio ou simplesmente devido à limitação da potência de transmissão ou sensibilidade do receptor;
2. A mobilidade dos nós pode provocar a degradação ou interrupção de enlaces para o estabelecimento de comunicação entre dois nós.

Esta instabilidade dos enlaces rádio exige o uso de protocolos apropriados para o estabelecimento e manutenção de rotas *multihop* para encaminhamento de pacotes entre dois nós (fonte e destino), mesmo que não haja um enlace direto entre eles.

Para o funcionamento esperado de uma rede ad hoc ou mesh, algumas propriedades são idealmente esperadas em um protocolo de roteamento:

- Ter execução descentralizada, com todos os nós da rede participando de forma independente do esquema de encaminhamento de pacotes de tráfego e levantamento das informações sobre estado da rede;
- Responder rapidamente às variações da topologia da rede, provocadas, por exemplo, pela mobilidade dos nós;
- Ser “escalável”, ou seja, permitir que novos nós entrem na rede sem afetar o funcionamento geral da rede;
- Prover múltiplas rotas para evitar congestionamento ou aumentar a eficiência dos mecanismos de recuperação de rota. De fato, a utilização de rotas alternativas é uma abordagem clássica para minimizar o tempo de reconstrução de rotas em protocolos que operam sob demanda;
- Usar eficientemente os recursos disponíveis na rede (isto é, a capacidade de transmissão dos nós e a energia das baterias);
- Operar tanto enlaces unidirecionais, como bidirecionais;
- Garantir segurança fim-a-fim, através de mecanismos distribuídos de autenticação e distribuição de chaves;
- Suportar qualidade de serviço fim-a-fim, especialmente no caso de aplicações em tempo real.

Aspectos como eficiência e desempenho de um protocolo de roteamento podem ser avaliados através de métricas específicas:

- Vazão: volume médio de dados efetivamente recebidos pelo nó destino durante um determinado intervalo de tempo;
- Atraso fim-a-fim: atraso médio dos pacotes transmitidos por um nó origem para um nó destino, em um determinado intervalo de tempo;

- Nível de *jitter*: variação média do atraso fim-a-fim dos pacotes recebidos pelo nó destino, em um determinado intervalo de tempo;
- Porcentagem de perda de pacotes: percentual de pacotes perdidos entre origem e destino, em um determinado intervalo de tempo;
- Nível de overhead de sinalização: reflete a eficiência do protocolo, e consiste na relação entre o número de pacotes de sinalização e o número de pacotes efetivamente transmitidos entre origem e destino, em um determinado período de tempo;
- Tempo de aquisição da rota: intervalo de tempo médio necessário para a descoberta de rotas;
- Diversidade de rotas: número médio de rotas entre origem e destino descobertas e mantidas pelo protocolo;
- Comprimento médio das rotas: número médio de enlaces entre os nós que compõem as rotas formadas em uma rede ad hoc ou mesh.

### 2.3.2. Classificações de protocolos de roteamento ad hoc e mesh

Existem diversas formas de se classificar os protocolos de roteamento, dependendo da característica adotada como referência, que são úteis para facilitar ou orientar a concepção, análise ou seleção de protocolos de roteamento para redes ad hoc e mesh sem fio [Murthy04] [Camara00].

Primeiramente, os protocolos podem ser classificados, quanto ao comportamento frente a alterações na configuração da rede, em pró-ativos e reativos. Os protocolos pró-ativos e “*table driven*” mantêm, em cada nó da rede, uma ou mais tabelas com informações sobre rotas para todos os outros nós da rede. Quando alterações na rede ocorrem, os nós propagam tais alterações de forma que todos os nós possam alterar suas tabelas automaticamente<sup>2</sup>. Um exemplo clássico de protocolo pró-ativos é o DSDV (*Destination Sequenced Distance Vector*) [Perkins94]. A troca de informações para a atualização das tabelas gera um tráfego (de controle) adicional na rede (*overhead*), que tende a aumentar com o número de nós na rede e com a mobilidade dos

---

<sup>2</sup> Alternativamente, as informações das tabelas de roteamento são trocadas periodicamente entre os nós.

nós. Mecanismos eficientes de roteamento devem ser concebidos para minimizar este overhead de sinalização.

A vantagem dos algoritmos de roteamento pró-ativos é a disponibilidade instantânea de rota quando necessário, minimizando ou evitando atrasos na descoberta da rota. Por outro lado, um ponto negativo deste tipo de roteamento é a ineficiência no uso dos recursos da rede, devido ao tráfego de controle associado ao processamento e manutenção das tabelas de roteamento. De fato, nesta abordagem é possível que rotas armazenadas nunca sejam utilizadas, ou não serem utilizadas no período entre duas atualizações das tabelas.

Na classe de protocolos reativos ou “*on-demand driven*”, as rotas são criadas apenas quando necessárias. Quando um pacote precisa ser enviado de um nó origem para um nó destino, um procedimento é iniciado para a descoberta de uma rota apropriada. Se após a sua descoberta, a rota é interrompida devido à mobilidade de um dos nós componentes da rota, o procedimento de descoberta de rota é novamente acionado. Em geral, protocolos deste tipo utilizam os recursos da rede mais eficientemente no processo de descoberta e manutenção das rotas, pois só ocorrem para rotas efetivamente necessárias. No entanto, o fato de não existir uma rota disponível quando a rota é necessária implica em um atraso maior para o início de transmissão.

É importante salientar que alguns protocolos de roteamento combinam algumas características pró-ativas e outras reativas, de forma a se beneficiarem do pequeno tempo de resposta dos protocolos pró-ativos e do baixo tráfego de *overhead* dos protocolos reativos. Uma estratégia para esta combinação é tratar com protocolos pró-ativos aquelas rotas mais empregadas, enquanto que descobrir e manter sob demanda as rotas menos usadas [Giordano02].

Outra classificação diz respeito à estrutura da rede (hierárquica ou plana), que influencia diretamente o protocolo de roteamento. Em uma rede ad hoc hierárquica os nós vizinhos formam *clusters* ou zonas onde, para o caso de redes clusterizadas, um dos nós de cada cluster é eleito *cluster head*, como exemplificado na Figura 2.15. Como mostrado, os *cluster heads* formam uma rede de hierarquia superior.

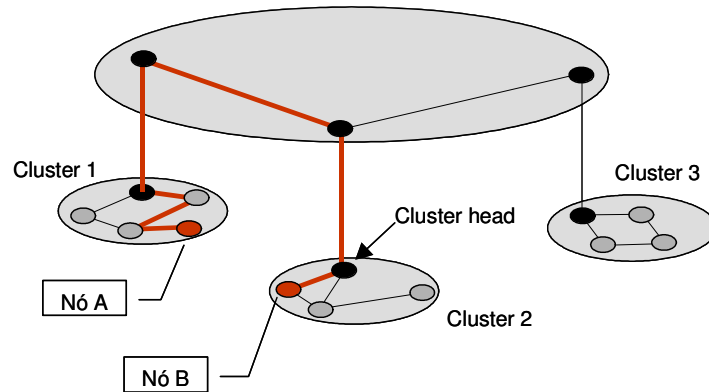


Figura 2.15: Rede ad hoc hierárquica.

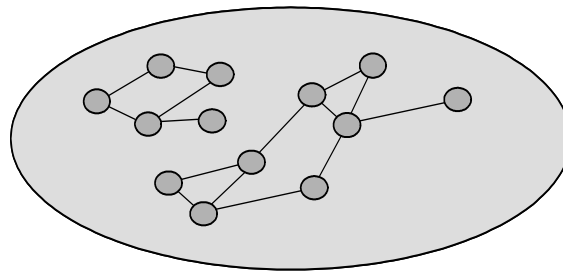


Figura 2.16: Rede ad hoc plana.

O roteamento entre dois nós pertencentes a *clusters* diferentes deverá sempre envolver os *cluster heads* dos clusters correspondentes, como também ilustrado na figura. Apesar dos nós A e B estarem fisicamente próximos um do outro, o roteamento deverá necessariamente envolver os *cluster heads*.

Por outro lado, em uma estrutura de rede plana, como exemplificado na Figura 2.16, todos os nós pertencem à mesma hierarquia e a comunicação entre dois nós dependerá apenas das condições de conectividade (condições de propagação, proximidade física, etc.) e de segurança. Vale salientar que, no caso em que os níveis hierárquicos mais elevados são baseados em nós estáticos e canais diferentes dos utilizados para o acesso, a rede ad hoc hierárquica pode ser classificada com uma rede mesh sem fio, conforme definição da seção 2.3.

A grande vantagem das redes planas é a possibilidade de se estabelecer múltiplas rotas entre os nós fonte e destino, conferindo maior confiabilidade e dispersão de tráfego pela rede, possibilitando roteamento com controle de QoS. Em redes hierárquicas, por outro lado, os



*cluster heads* são gargalos em potencial, por onde todo o tráfego entre nós de *clusters* diferentes deverá passar.

Por outro lado, a grande vantagem das redes com estrutura hierárquica é a facilidade do gerenciamento de mobilidade. Os *cluster heads* contêm informações sobre a localização dos nós que formam os seus *clusters*. Assim, a determinação da existência e localização de um dado nó é feita através de procedimentos envolvendo apenas os *cluster heads*, o que possibilita o emprego de técnicas simples de gerenciamento de mobilidade [Haas98].

### 2.3.3. Mecanismos de Roteamento

Muitos dos protocolos propostos para redes ad hoc são adaptações de protocolos empregados em redes de pacotes convencionais. Tais protocolos podem ser classificados de acordo com o princípio básico de funcionamento.

No mecanismo denominado Caminho Mais Curto, uma rede de roteadores (ou em uma rede ad hoc) é modelada através de um grafo onde os vértices são os roteadores ou *hosts* e as arestas (*edges*) do grafo representam os enlaces conectando os nós. A cada aresta é associada uma função ou quantidade representando parâmetros como tráfego, atraso, distância física e custo do canal. Algoritmos apropriados encontram o caminho entre uma fonte e um destino que minimize uma função desejada. Os algoritmos mais comuns para encontrar o caminho mais curto são o de Dijkstra [Dijkstra59] e o de Floyd-Warshall [Bertsekas92].

No caso dos mecanismos denominados *Distance Vector*, cada nó da rede mantém uma tabela com informações relativas a todos os destinos (outros nós). As informações armazenadas são a (mínima) distância entre aquele nó e o destino em questão e o próximo nó (sucessor) no caminho correspondente à mínima distância. Assim, o nó  $i$  mantém para cada destino  $k$  um conjunto de distâncias  $\{d_{ij}^k\}$ , onde  $j$  varre todos os nós vizinhos do nó  $i$ . O nó  $i$  tratará o nó  $m$  como seu sucessor para o destino  $k$  se  $d_{im}^k$  é a mínima distância no conjunto  $\{d_{ij}^k\}$ . Para manter as tabelas atualizadas, os nós trocam periodicamente informações (das tabelas) entre si. Assim, um nó aprende as mínimas distâncias entre os seus vizinhos e todos os destinos, podendo, assim, seleccionar o sucessor para um dado destino.

As grandes vantagens dos algoritmos baseados no mecanismo *distance vector* são a simplicidade nos cálculos e eficiência devido ao carácter distribuído. No entanto, tais algoritmos

são conhecidos por terem uma lenta convergência (causada pela atualização das tabelas de todos os nós quando uma alteração na rede ocorre) e a tendência de ocorrer *loops* nas rotas. Tais características negativas são enfatizadas em redes móveis ad hoc, onde a topologia da rede é mutante por natureza. Não obstante tais características negativas, muitos algoritmos de roteamento propostos para redes ad hoc utilizam os princípios básicos do mecanismo *distance vector*, como por exemplo, o ABR (*Associativity-Based Routing*), DSDV (*Destination-Sequenced Distance Vector*) e AODV (*Adnce hoc On demand DistVector*). O Algoritmo *Bellman-Ford* é comumente utilizado para o controle de rotas em algoritmos do tipo *distance vector*.

O mecanismo denominado *Link State* é largamente utilizado em protocolos de roteamento na Internet, como o OSPF (*Open Shortest Path First*) [Moy94], sendo apropriado para redes fixas. No entanto, este mecanismo não é muito adequado para redes móveis, como as redes ad hoc, pelo fato dos cálculos serem baseados na topologia da rede, que pode mudar rapidamente em uma rede móvel. No mecanismo *Link State*, os nós colhem informações sobre os nós vizinhos e respectivos enlaces. Quando uma alteração ocorre na rede, os nós que detectam tal alteração as propagam empregando técnica *flooding*<sup>3</sup>, permitindo que nós atualizem suas informações sobre a rede.

Protocolos baseados no mecanismo *Link State* possuem tempos de convergência (atualização dos roteadores) menores do que aqueles baseados no algoritmo *Bellman-Ford*, além de serem menos susceptíveis à formação de rotas com *loops*. O fato do envio das informações sobre a rede ser através da técnica *flooding*, faz esta técnica ser inadequada para o uso em redes móveis, onde o controle de *flooding* é mais difícil.

### 2.3.3.1. Protocolos clássicos de roteamento para redes ad hoc e mesh sem fio

Nesta seção, são descritos resumidamente protocolos clássicos de roteamento para redes ad hoc e mesh sem fio, que ilustram alguns dos principais paradigmas e conceitos adotados como base na maioria dos protocolos da atualidade. O Apêndice B disponibiliza ainda uma síntese de alguns protocolos avançados de roteamento ad hoc e mesh, que incorporam

---

<sup>3</sup> Técnica de disseminação de informação, onde a informação recebida por um nó é transmitida para todos os nós vizinhos, exceto para aquele que a enviou.

mecanismos avançados para aumentar o desempenho na busca e manutenção, a estabilidade e a eficiência do gerenciamento de QoS das rotas.

### 2.3.3.1.1. Destination Sequenced Distance Vector (DSDV)

Este é um protocolo classificado como *table-driven* e baseado no algoritmo de *Bellman-Ford* ou vetor de distâncias, mas com alguns melhoramentos para prevenir a ocorrência de *loops* nas rotas. Como em um típico algoritmo baseado em vetor de distâncias, cada nó mantém tabelas de roteamento para todos os possíveis destinos. Para prevenir a ocorrência de *loops*, cada entrada da tabela de roteamento em um nó é marcada com um *sequence number*, atribuído pelo nó destino. Tais *sequence numbers* permitem que os nós distingam rotas antigas de rotas novas, evitando, assim, a formação de *loops* nas rotas.

O protocolo DSDV requer que cada nó anuncie, para seus atuais vizinhos, a sua própria tabela de roteamento. Alterações na topologia podem ocorrer dinamicamente, então o anúncio deve ser realizado freqüentemente assegurando que cada nó da rede possa localizar outro nó. Para tanto, cada nó envia um pacote *broadcast*, contendo um novo *sequence number* e outras informações relevantes sobre cada nova rota.

Dentro do cabeçalho de pacotes, a tabela de rotas transmitida contém o endereço MAC e o endereço de rede do nó que está transmitindo o pacote. A tabela de rotas também inclui um *sequence number* criado pelo transmissor. Rotas com recentes *sequence number* são preferenciais para decisões, mas não são necessariamente anunciadas. Dentre caminhos com mesmo *sequence number*, o que possuir a menor distância será usado. *Sequence numbers* são enviados para todos os nós para garantir a atualização das informações de roteamento e evitar a ocorrência de *loops*.

Rotas recebidas através de broadcast também são anunciadas pelo nó receptor quando este faz broadcast de sua informação de roteamento, que incrementa a métrica antes de anunciar a rota, pois o pacote solicitará um ou mais saltos para alcançar o destino.

Devido ao movimento dos nós ou às condições de propagação do canal de RF, quebras de enlace deverão ocorrer com certa freqüência na rede. A quebra de enlace pode ser detectada pelo protocolo de camada de enlace, ou podem ser deduzidos se *broadcasts* não são recebidos dos vizinhos. Uma quebra de enlace é detectada pela métrica “ $\infty$ ”. Quando um enlace para um

próximo nó de uma rota é interrompido, qualquer rota que o contém é imediatamente associada à métrica “ $\infty$ ” e o *sequence number* também é atualizado. Esta informação de alteração de rota é imediatamente enviada através de *broadcasts* de pacotes de informações de roteamento.

O envio de informações para indicar quebra de enlaces é a única situação onde o *sequence number* é gerado por qualquer nó que não seja o nó de destino. Um *Sequence number* gerado para indicar infinitos saltos para o destino será maior que o último *sequence number* recebido deste destino. Quando um nó recebe uma métrica “ $\infty$ ”, e ele possui em sua tabela uma métrica finita para o destino, ele atualiza a rota através da disseminação de *broadcasts* esta importante informação sobre o destino. Da mesma forma, rotas contendo qualquer métrica finita substituirão rotas geradas com métrica “ $\infty$ ”.

Quando um nó recebe uma nova informação de roteamento (usualmente através de um pacote *incremental*), esta é comparada com a informação já disponível de um pacote recebido anteriormente. Qualquer rota com recente *sequence number* é usada; rotas com *sequence numbers* antigos são descartados. Uma rota com *sequence number* igual a uma rota existente é escolhida se ela possuir uma melhor métrica, e assim a rota existente é descartada ou armazenada como sendo de menor preferência. As métricas para as rotas escolhidas de uma nova informação de broadcast recebida são incrementadas de 1 salto. Rotas registradas são listadas para imediato anúncio aos nós vizinhos. Rotas que mostram um *sequence number* recente podem ser listadas para serem anunciadas mais tarde, no qual o tempo depende da configuração de tempo para rotas de um particular destino em consideração.

A aplicação do protocolo DSDV é limitada a pequenas redes ad hoc devido ao fato deste protocolo ser baseado em trocas periódicas de informações entre os nós para a atualização das tabelas de roteamento. Além disso, o protocolo DSDV requer que as tabelas de roteamento nos nós tenham entradas para todos os destinos possíveis, o que certamente excede a necessidade de um nó genérico.

### 2.3.3.1.2. Ad hoc On Demand Distance Vector (AODV)

O protocolo AODV é categorizado como reativo (*on-demand*) puro, pois não é baseado na manutenção de informações sobre rotas pelos nós, tampouco na troca de informações de roteamento entre os nós [Perkins03].

O protocolo AODV pode ser entendido como um aperfeiçoamento do protocolo DSDV, por meio da diminuição do número de mensagens de troca de informações entre os nós para a manutenção das tabelas de roteamento. Além disso, as rotas no AODV são criadas apenas quando necessárias, evitando-se assim a manutenção de tabelas de roteamento completas.

Quando um nó (origem) deseja se comunicar com outro nó (destino) envia para os seus nós vizinhos uma mensagem do tipo *Route Request* (RREQ), contendo os endereços do nó origem e do destino, os números sequenciais da fonte e do destino e o número identificador daquela mensagem de broadcast (*broadcast\_id*).

Além disso, esta mensagem contém um campo para anotar o número de saltos. Os campos contendo o endereço do nó origem e o *broadcast\_id* identificam univocamente uma mensagem RREQ.

Quando um nó intermediário recebe uma mensagem RREQ e não possui qualquer informação sobre uma rota até o destino indicado na mensagem, este nó retransmite a mensagem RREQ para os seus nós vizinhos, antes incrementando o campo do número de saltos. Além disso, o nó armazena informações referentes ao RREQ, como os endereços da fonte e do destino e o *broadcast\_id*, que serão utilizadas no eventual estabelecimento da rota desejada.

A mensagem RREQ eventualmente chega a um nó (intermediário) que já possui uma rota válida até o destino desejado, ou então próprio nó destino. Nestes casos, o nó responde ao nó que lhe encaminhou o RREQ com uma mensagem do tipo *Route Reply Packet* (RREP). Esta mensagem é encaminhada até o nó origem, criando assim um caminho reverso para que se estabeleça a comunicação bidirecional entre os nós origem e destino.

O protocolo AODV foi projetado para maximizar a eficiência e escalabilidade, reduzindo a disseminação de tráfego de controle e minimizando o *overhead* no tráfego de dados. Através de simulações, verifica-se que o protocolo AODV apresenta bom desempenho com taxas de mobilidade baixas a moderadas, bem como uma com uma variedade de níveis de tráfego.

### 2.3.3.1.3. Dynamic Source Routing (DSR)

O protocolo DSR (*Dynamic Source Routing*) [Johnson96] foi projetado especificamente para redes *ad hoc* sem fio e *multihop*. Trata-se de um protocolo reativo que usa o conceito de

roteamento baseado na origem. O protocolo apresenta baixo tráfego de controle, porém é capaz de reagir rapidamente a mudanças na rede, sendo formado por dois componentes principais: descoberta de rotas e manutenção de rotas, ambos descritos no item a seguir.

Como o DSR opera totalmente sob demanda, tanto na descoberta como na manutenção das rotas, o protocolo não requer nenhum tipo de troca periódica de pacotes de sinalização. Desta forma, não há transmissão de mensagens do tipo “*link status sensing*” e detecção de vizinhos. Conseqüentemente não há necessidade de mecanismos de detecção do estado dos *links* no protocolo da camada de enlace. Este comportamento totalmente sob demanda permite que, quando a rede está estacionária, o *overhead* de roteamento tenda a zero a partir do momento em que todas as rotas necessárias para comunicação já foram descobertas. Na medida em que os nós se movimentam ou os padrões de comunicação mudam, o *overhead* de pacotes de roteamento automaticamente escala para somente atualizar as rotas em uso no instante das mudanças.

Mudanças na topologia que não afetam as rotas em uso são ignoradas e não causam reação ao protocolo. Estas características tornam o protocolo “*soft state*”, e a perda de qualquer estado não interfere na correta operação do protocolo, já que o estado pode não mais ser necessário, ou em caso contrário, o estado pode ser redescoberto rapidamente.

Em resposta a uma requisição de descoberta de rota (bem como através de informações de roteamento de outros pacotes), um nó aprende e armazena em *cache* múltiplas rotas para diversos destinos, podendo haver mais de uma rota para o mesmo destino. Esta característica permite um aumento na velocidade na recuperação de rotas perdidas, já que o nó pode tentar alcançar o destino através de uma segunda rota em *cache* na perda da primeira. O uso da segunda rota armazenada em *cache* também diminui o volume de tráfego de controle que seria necessário para a realização de uma nova descoberta de rotas para o destino em questão.

Quando um nó A deseja comunicar-se com o nó B e não dispõe de uma rota armazenada em sua *cache*, inicia-se a etapa da descoberta da rota com o envio, pelo nó origem A, de um pacote do tipo ROUTE REQUEST (RREQ) a todos os seus vizinhos. Este pacote RREQ contém os endereços do nó destino (B) e do nó origem (A). Se o nó intermediário não possui em sua memória de rotas uma rota válida (não expirada) até o destino desejado B, então este nó intermediário adiciona seu endereço ao pacote RREQ, retransmitindo-o aos seus nós vizinhos. Eventualmente o pacote RREQ chegará ao nó destino B, tendo em seu conteúdo a seqüência de

nós da rota empregada entre A e B. O nó destino, então, envia ao nó origem um pacote do tipo ROUTE REPLY (RREP), empregando o reverso da rota descoberta. Por outro lado, o pacote RREQ pode ser recebido por um nó intermediário que possui em seu *cache* uma rota até o nó destino. Neste caso, este nó intermediário responde ao nó origem A com um pacote *Route Reply* informando a rota descoberta. Esta rota é composta pelas rotas parciais entre o nó origem A e o nó intermediário, bem como entre o nó intermediário e o nó destino B. Quando duas ou mais rotas entre os nós origem e destino são descobertas, o nó origem deve selecionar uma delas baseado em uma métrica objetiva.

O protocolo DSR suporta o roteamento de pacotes IPv4 unicast em redes ad hoc sem fio (*multihop*). A especificação do protocolo DSR recomenda o uso do protocolo em redes com até 200 nós, operando adequadamente mesmo em ambientes com alto grau de mobilidade. Na especificação do DSR, assume-se ainda que o diâmetro da rede deve ser relativamente pequeno (de 5 a 10 saltos).

### 2.4. Redes WMAN Híbridas

Como será descrito nas seções anteriores deste capítulo, as redes WiMAX, ad hoc e mesh sem fio têm características complementares, que podem ser combinadas para a obtenção de uma solução de rede de rede metropolitana sem fio mais abrangente, flexível e de custo mais otimizado.

De fato, as redes WiMAX são bastante apropriadas para o atendimento de localidades com maior demanda de tráfego, necessidade de garantia de níveis mínimos de serviço pelas operadoras e maior robustez na interface aérea. Nestes cenários, há maior necessidade de investimento, tanto devido ao custo dos equipamentos quanto à necessidade de licenças para operação em algumas faixas de frequência de interesse das operadoras de telecomunicações. As redes WiMAX são ideais para suportar acesso de banda larga multi-serviço com mobilidade, e se caracterizam pela forte orientação à padronização e interoperabilidade.

As redes ad hoc e mesh sem fio, por outro lado, se caracterizam pelo potencial de redução dos custos relativos à implantação, uma vez que minimizam a necessidade de elementos centralizados para a coordenação do acesso ao meio e, principalmente no caso das redes ad hoc, permitem o crescimento da rede sob demanda, na medida em que novos usuários são

incorporados [Figueir052]. Contudo, uma vez que se baseiam nas camadas física e de enlace de dados IEEE 802.11, não permitem a garantia de QoS fim-a-fim e apresentam limitações de capacidade, restringindo sua aplicabilidade em cenários de elevada demanda de tráfego.

Deste modo, a integração das redes WiMAX com as redes ad hoc e mesh sem fio representa uma abordagem de WMAN híbrida que pode atender uma grande variedade de cenários e aplicações, com custo otimizado. Trata-se, portanto, de uma solução bastante apropriada para as características de um país com a grande diversidade de cenários de implantação como o Brasil.

A topologia da rede WMAN híbrida considerada nesta tese é ilustrada na Figura 2.17, que compreende um exemplo da distribuição dos elementos de redes WiMAX e ad hoc e mesh sem fio em um município típico. Neste caso, a rede WiMAX é utilizada para a cobertura da região mais urbana dos municípios, onde há maior demanda potencial de tráfego, e como *backhaul* dos clusters ad hoc e mesh. As redes ad hoc e mesh, por sua vez, são mais indicadas em regiões suburbanas e rurais, onde a demanda de tráfego tende a ser menor e o foco tende a ser mais desempenho.

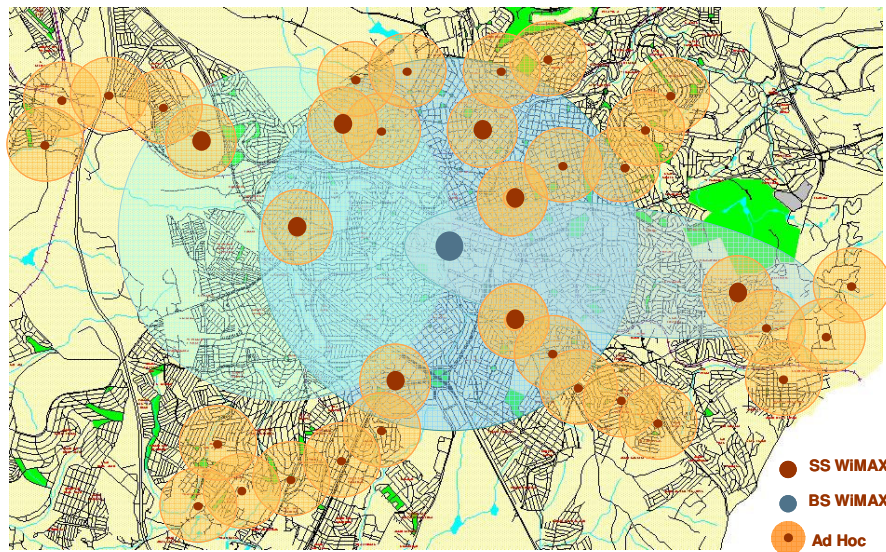


Figura 2.17: Topologia de rede WMAN híbrida, composta a partir da integração de redes WiMAX, ad hoc e mesh sem fio.

A Figura 2.18 representa a arquitetura da rede WMAN híbrida proposta, que ilustra a conectividade da rede de acesso WiMAX a um núcleo IP e ao sistema de gerência de rede e serviços de uma operadora. Esta



## 2. Redes Metropolitanas Sem Fio de Banda Larga

---

arquitetura geral representa uma abordagem alinhada com as tendências de evolução das tecnologias redes de acesso, cada vez mais orientadas ao transporte via IP e requisitos de gerenciabilidade.

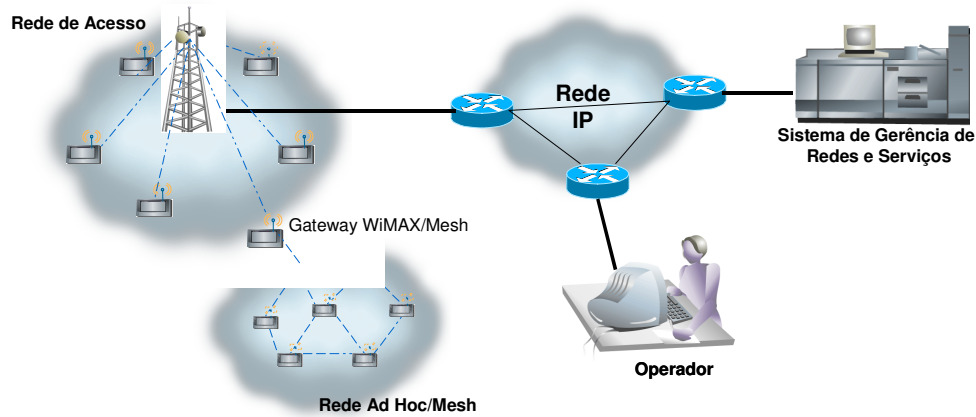


Figura 2.18: Arquitetura de rede WMAN híbrida, composta a partir da integração de redes WiMAX, ad hoc e mesh sem fio e sistema de gerência de redes e serviços.

Vale salientar que esta visão de rede WMAN híbrida representa a base da arquitetura adotada no Projeto Redes Ad Hoc Sem Fio em desenvolvimento na Fundação CPqD, cujo principal objetivo é proporcionar uma solução tecnológica para viabilizar o acesso de banda larga em todo o país. Uma descrição desta arquitetura pode ser encontrada em [Figueir052].

## 3 Mecanismo de Roteamento REPAIR

### 3.1. Introdução

Diversos protocolos e mecanismos de roteamento têm sido concebidos durante os últimos anos para redes ad hoc sem fio, com base em uma grande variedade de paradigmas e objetivos. No entanto, apenas alguns foram concebidos especificamente para suportar serviços de tempo real. Para tanto, é necessário garantir níveis apropriados de desempenho da rede, em termos de vazão, atraso fim-a-fim e *jitter*, de modo a atender os requisitos de qualidade de serviço (*Quality of Service* – QoS) dos usuários. Porém, o gerenciamento de QoS em redes ad hoc sem fio representa ainda um desafio tecnológico, devido a fatores como dinamicidade topológica, imprecisão das informações disponíveis sobre o estado da rede, perfis de tráfego diversificados e dinâmicos, ausência de coordenação central e limitações de recursos computacionais e de alimentação.

Como descrito no Capítulo 2, os protocolos de roteamento reativos, em sua maioria, realizam reconstrução de rotas através de procedimentos semelhantes ao de descoberta, ou seja, realizam uma busca em toda rede por um caminho ótimo até um nó destino. Esta característica é um dos aspectos que pode ser analisado na busca de abordagens para incrementar o desempenho de um protocolo reativo em redes ad hoc sem fio.

Várias abordagens têm sido propostas para maximizar o desempenho de redes ad hoc sem fio, em termos de métricas de QoS, em geral com foco nas camadas de rede ou de enlace de dados [Johans99][Broch98][Bouk01]. Soluções baseadas na camada de enlace proporcionam

ganhos importantes nas métricas de interesse e são implementadas através de protocolos de controle de acesso ao meio (MAC). Por outro lado, soluções baseadas na camada de rede permitem maximizar o nível de QoS fim-a-fim, evitando a degradação de desempenho observada em protocolos clássicos [David96][Perkins94][Perkins03].

Algumas soluções de roteamento têm sido propostas como melhorias de protocolos clássicos, visando proporcionar desempenho superior em termos de vazão, atraso fim-a-fim e *jitter*. Neste contexto, foi proposto o protocolo *Associativity-Based Routing* (ABR) [Toh96], que é baseado em múltiplas métricas para a determinação da rota ótima e no conceito de longevidade de rota, resultando em ganhos significativos de desempenho. Marina e Das propuseram o protocolo *Ad hoc On-demand Multipath Distance Vector* [Marina01] como uma evolução do AODV, que incorpora rotas alternativas como principal diferencial. Outra importante estratégia consiste na otimização de mecanismos de propagação em *broadcast* de mensagens, também denominados mecanismos de “*flooding*”, como demonstrado através de protocolos como *Fisheye State Routing* (FSR) [Pei00], e *Optimized Link State Routing* (OLSR) [Clausen01] [Qayyum01].

Recentemente, abordagens mais avançadas têm sido implementadas para tratar QoS em redes ad hoc sem fio, através de mecanismos de controle de admissão, reserva de recursos, estimativa da banda disponível e atraso fim-a-fim, bem como reserva temporária de recursos, múltiplas rotas e técnicas para tolerância a falta [Murthy96][Park97][Khoukhi04][Chen99]. Estas abordagens podem ser classificadas como acopladas ou desacopladas, dependendo da interação entre o protocolo de roteamento e mecanismos de provisão de QoS. Em soluções acopladas, também denominadas roteamento orientado a QoS, as funcionalidades são restritas à camada de rede, enquanto as soluções desacopladas correspondem a arquiteturas “*cross-layer*” compostas de elementos funcionais para o gerenciamento de QoS e podem ser integradas a protocolos de roteamento. De modo geral, protocolos orientados a QoS permitem controle mais preciso do nível de qualidade de serviço ao longo das rotas, enquanto as soluções desacopladas tendem a ser mais flexíveis

Os esquemas de roteamento orientados a QoS mais avançados são reativos em sua maioria, tais como o AQOPC [Khoukhi04], AQOR [Xue02], TDR [Qiao03] and *Ticket-based Distributed QoS Routing* [Chen99], enquanto o QoS-OLSR [Badis05] é um exemplo de

protocolo pró-ativo. Por outro lado, dentre as plataformas de QoS disponíveis, SWAN [Ahn02] e INSIGNIA [Sblee99] são possivelmente as abordagens mais consistentes.

Vale salientar que os protocolos de roteamento reativos tendem a proporcionar níveis mais elevados de QoS em redes ad hoc e mesh sem fio, uma vez que protocolos pró-ativos não suportam mecanismos de recuperação rápida de rota e sofrem degradação de desempenho devido a informações desatualizadas sobre os estados das rotas [Bouk01][Royer99][Das00][Broch98]. Este desempenho pode ser piorado se forem incluídas métricas relacionadas a QoS para a determinação das rotas ótimas, pois a variabilidade dos níveis de tráfego sobre as rotas estabelecidas implica na necessidade de envio mais freqüente de mensagens de sinalização para atualização das métricas de QoS [Lee99].

Neste capítulo é proposto o mecanismo de roteamento REPAIR (*Reference Path Ad hoc Integrated Routing*), projetado com o objetivo de maximizar o desempenho de redes ad hoc e mesh sem fio, em termos de métricas relevantes para serviços em tempo real, o qual pode ser aplicado a protocolos de roteamento reativos. A operação do mecanismo é descrita em detalhes, incluindo as etapas de descoberta e manutenção de rotas, destacando a abordagem de restrição da propagação de pacotes na rede, central para aumentar a eficiência e o desempenho de protocolos reativos convencionais. Para demonstrar a eficácia do mecanismo, foram realizadas simulações visando comparar os desempenhos do protocolo clássico AODV com sua versão modificada pelo mecanismo REPAIR, cujos resultados comprovam ganhos significativos de desempenho em cenários de redes fixas e com mobilidade.

### 3.2. Mecanismo de roteamento REPAIR

Estratégias orientadas ao controle do tráfego de sinalização são bastante adequadas para maximizar o desempenho de mecanismos de roteamento em redes ad hoc e mesh sem fio. De fato, um esquema de sinalização ineficiente consome recursos em excesso da rede e acaba repercutindo negativamente nas métricas de desempenho, especialmente no caso de redes baseadas em esquemas de acesso aleatórios, como no caso da interface aérea IEEE 802.11.

Uma das técnicas para controle do tráfego de sinalização (*overhead*) consiste em restringir a propagação de mensagens de sinalização, de forma centralizada ou distribuída, com base em informações geográficas e topológicas dos nós. Este tipo de esquema pode ser utilizado, por exemplo, para restringir a transmissão de pacotes de sinalização durante procedimentos de

recuperação de rotas, permitindo a redução do overhead e diminuindo o impacto sobre as demais rotas ativas.

A abordagem proposta neste trabalho consiste de um mecanismo de roteamento para redes ad hoc e mesh sem fio, denominado *Reference Path Ad hoc Integrated Routing* (REPAIR), que foi projetado para otimizar o desempenho de protocolos de roteamento ad hoc reativos, em termos de métricas de QoS relevantes para serviços tempo real, tais como vazão, atraso fim-a-fim e *jitter*. O mecanismo pode ser aplicado a qualquer protocolo de roteamento reativo e permite controlar o overhead de sinalização associado à redescoberta de rotas interrompidas.

O mecanismo proposto compreende procedimentos mais eficientes para reconstrução de rota, que permitem minimizar a perda de pacotes, atraso e *jitter* em toda a rede. Trata-se de uma otimização dos mecanismos de *flooding* convencionais, implementada através do confinamento da propagação dos pacotes de sinalização associados à redescoberta de rota em torno de um caminho de referência. Deste modo, o impacto da interrupção de uma rota sobre a rede é reduzido, resultando em maior robustez em cenários de maior dinâmica topológica.

Visando maximizar o desempenho e robustez do mecanismo de roteamento proposto, as seguintes premissas básicas são adotadas:

1. *Integração com frameworks de QoS*: deverá ser suportada a interação com elementos funcionais de plataformas de QoS disponíveis, permitindo que o mecanismo de roteamento seja prioritariamente focado na melhoria de desempenho fim-a-fim da rede, evitando a incorporação de funcionalidades de gerenciamento de QoS, como controle de admissão e reserva de banda. Como resultado, uma solução mais completa e eficiente para aplicações tempo real pode ser constituída;
2. *Mecanismo reativo*: uma vez que os protocolos de roteamento reativos apresentam normalmente melhor desempenho em termos de métricas de QoS, em diversos cenários de operação, o mecanismo proposto deverá ser predominantemente reativo;
3. *Prevenção de loops*: para evitar a formação de *loops* na rede, será adotado o conceito de Route ID, que corresponde a um contador cíclico incrementado pelo nó origem da rota, a cada envio de mensagens de sinalização referentes à descoberta ou manutenção de rotas. Adicionalmente, um esquema de indexação específico para as tabelas de estado de rotas deverá ser suportado, segundo o qual as entradas serão indexadas pelos endereços dos nós origem e destino, minimizando ainda mais a probabilidade de ocorrência de *loops*;

4. *Emprego de mensagens HELLO*: deverá ser suportada a transmissão de mensagens de sinalização no nível da camada de roteamento (mensagens HELLO) para a detecção de quebra de enlaces pertencentes a rotas ativas. Outra funcionalidade viabilizada é o levantamento da topologia da rede, útil do ponto de vista de gerência e possibilitada a partir da análise das tabelas de vizinhos de cada nó, construídas a partir do processamento das mensagens HELLO recebidas;
5. *Restrições à propagação de flooding*: visando aumentar a eficiência do protocolo, será adotado um mecanismo para restrição de *flooding*, com base nas informações topológicas propagadas pelo pacote HELLO. Deste modo, o processo de recuperação de rotas gera menos overhead, o que representa um importante diferencial;
6. *Adoção de rotas alternativas*: a reconstrução de rotas base deverá ser acelerada através da utilização de rotas alternativas. Estas rotas podem ser encontradas durante o procedimento de descoberta de rotas ou através das informações topológicas transmitidas via mensagens HELLO. Podem ser classificadas em rotas alternativas globais, as quais são armazenadas no nó origem e substituem integralmente a rota principal, ou rotas alternativas locais, que são mantidas pelos nós intermediários e permite reconstrução local de uma rota principal ativa;
7. *Adoção de múltiplas métricas*: a seleção de uma rota ótima dentre um conjunto de rotas candidatas deverá ser realizada com base em um conjunto de métricas, não se restringindo ao atraso ou comprimento mínimo. Deverão ser adotadas, dentre outras possibilidades, métricas como estabilidade de rota, grau de conectividade ou disponibilidade de recursos. Neste caso, a rota ótima será selecionada dentre um conjunto de rotas candidatas, através de um procedimento de comparação hierárquica;
8. *Roteamento baseado em tabela*: devido ao *overhead* decorrente da impressão de rotas explícitas nos pacotes de tráfego, considera-se que esta estratégia é inadequada para a maioria dos serviços tempo real. De fato, o serviço de voz sobre pacotes implica na utilização de *payload* relativamente curto (menor que 100 bytes), que impõe uma severa restrição sobre o máximo comprimento de *header* suportado, inviabilizando a adoção de rota explícita.

Protocolos de roteamento baseados no esquema de rota explícita (ex.: DSR) não são recomendados para serviços em tempo real, devido ao *overhead* adicional resultante da

impressão das rotas nos *headers* dos pacotes de dados, que é excessivo para aplicações de voz sobre IP. A Tabela 3.1 ilustra o nível de overhead associado aos *headers* de pacotes IP em aplicações VoIP, para diversos comprimentos e diferentes versões de codec. Observa-se que o *header* IP supera o comprimento do *payload* em vários casos, de modo que qualquer estratégia que implique em um aumento significativo do *header* não é recomendável para aplicações VoIP. Uma rota explícita de comprimento igual a 10 saltos, por exemplo, implicaria em um acréscimo de 40 bytes no *header* IP, considerando apenas endereços IP de 4 bytes (IPv4) e sem máscara de endereçamento.

| Codec                | Frame (ms) | Payload (bytes) | Taxa de pacotes (pacotes/s) | Overhead RTP+UDP+IP (bytes) | Pacote (bytes) |
|----------------------|------------|-----------------|-----------------------------|-----------------------------|----------------|
| g.711                | 10         | 80              | 100                         | 40                          | 120            |
|                      | 20         | 160             | 50                          | 40                          | 200            |
|                      | 30         | 240             | 33,3                        | 40                          | 280            |
| g.726                | 10         | 40              | 100                         | 40                          | 80             |
|                      | 20         | 80              | 50                          | 40                          | 120            |
|                      | 30         | 120             | 33,3                        | 40                          | 160            |
| g.729                | 10         | 10              | 100                         | 40                          | 50             |
|                      | 20         | 20              | 50                          | 40                          | 60             |
|                      | 30         | 30              | 33,3                        | 40                          | 70             |
| g.723.1 (6,3 kbit/s) | 30         | 24              | 33,3                        | 40                          | 64             |
| GSM                  | 20         | 32,5            | 50                          | 40                          | 72,5           |
| ILBC                 | 20         | 38              | 50                          | 40                          | 78             |

Tabela 3.1-Overhead associado a diferentes codecs VoIP.

#### 3.2.1. Descrição do mecanismo REPAIR

##### 3.2.1.1. Arquitetura funcional

A arquitetura funcional do mecanismo REPAIR é ilustrada na Figura 3.1, que compreende um conjunto de componentes lógicos e suas interconexões, bem como suas interações com a camada MAC e com a camada de gerenciamento de QoS. Os componentes lógicos, que são responsáveis pelas funcionalidades principais especificadas para o mecanismo REPAIR, são descritos a seguir:

- Tabela de Estado de Rota (*Route State Table* – RST): contém todas as informações relativas às rotas já descobertas, tais como origem, destino, ID da rota (*Route ID* – RID), comprimento, nós intermediários, dentre outros. Cada nó armazena uma RST independente, a qual é continuamente atualizada pelos mecanismos de descoberta e manutenção de rotas;
- Mensagens HELLO: compreende a transmissão e processamento de mensagens HELLO para manter a topologia da rede e detectar interrupções de rotas. No mecanismo REPAIR, as mensagens HELLO transportam informações sobre a topologia dos nós que as transmitem, mais especificamente a lista de nós vizinhos;
- Descoberta global de rota: consiste de procedimento para descoberta sob demanda de rotas e métricas associadas, que é realizado através da transmissão de mensagens de sinalização em broadcast;
- Detecção de quebra de rota: como ilustrado na Figura 3.1, a detecção de quebra de rotas pode ser baseada em notificações provenientes da camada MAC ou a partir de eventos de *timeout* associados ao tratamento de mensagens HELLO;
- Descoberta restrita de rota: procedimento particular do mecanismo REPAIR que reduz o overhead de sinalização associado à recuperação de rotas, confinando a propagação de mensagens de sinalização à vizinhança de uma rota de referência;
- Reconstrução de rota: mecanismo de reconstrução mais eficiente do que em protocolos clássicos, que combina procedimentos baseados em rotas alternativas e descoberta restrita de rota para recuperar mais rapidamente e com menor *overhead* as rotas interrompidas;



### 3. Mecanismo de Roteamento REPAIR

- Prova de rota (*Route Probing*): este mecanismo é adotado fundamentalmente para validar rotas alternativas, podendo ser adotado ainda para atualização das métricas de uma rota. Este procedimento é realizado pelos nós origem quando uma rota principal é interrompida, com o intuito de garantir a validade de uma rota alternativa antes de torná-la uma nova rota válida.

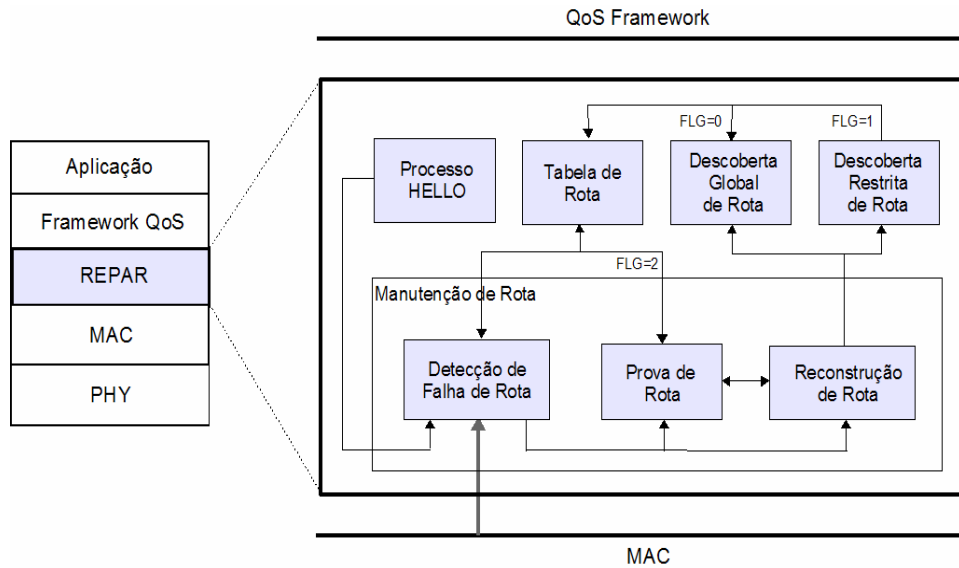


Figura 3.1-Arquitetura funcional do mecanismo REPAIR.

Vale salientar que vários dos componentes lógicos representam funcionalidades comuns a vários protocolos reativos. Nestes casos, ao aplicar o mecanismo REPAIR, estes componentes deverão ser devidamente modificados para atender às suas especificações. Para fins de validação, o mecanismo REPAIR será aplicado ao protocolo AODV, resultando no protocolo denominado RP-AODV. Uma análise quantitativa extensiva demonstra que o mecanismo REPAIR aumenta significativamente o desempenho do AODV, em uma grande variedade de configurações de rede, incluindo cenários com mobilidade e serviços de voz.

#### 3.2.1.2. Operação do mecanismo REPAIR

A operação do mecanismo REPAIR será descrita nesta seção, a partir das funcionalidades associadas a cada um dos elementos lógicos descritos na seção 3.2.1.1.

#### 3.2.1.3. Tratamento de mensagens HELLO

O objetivo das mensagens HELLO na operação do mecanismo REPAIR é permitir que nós vizinhos possam trocar informações sobre suas topologias locais, permitindo detecção de falha de enlace e a construção de um mapa de conectividade. O formato da mensagem HELLO é definido no Apêndice C.

Cada nó transmite periodicamente mensagens HELLO em *broadcast*, a cada  $T_1$  segundos, contendo informação sobre os respectivos nós vizinhos, que compõem sua topologia local. Ao receber uma mensagem HELLO, um nó constrói e atualiza a Lista de Vizinhos (*Neighbor List Table* – NLT) e a Lista de Vizinhos de Segunda Ordem (*Secondary Neighbor List Table* – SNLT), que contêm respectivamente os endereços IP de todos os vizinhos de primeira e segunda ordem de um nó. Deste modo, a partir da monitoração de mensagens HELLO, um nó pode detectar interrupções de enlaces e, conseqüentemente, falhas de rotas devido à mobilidade ou inatividade de nós.

Considerando que a mensagem HELLO definida para o mecanismo REPAIR inclui informações sobre a topologia local do nó, tende a ser um pacote mais longo do que as mensagens HELLO de outros protocolos, como o AODV. Deste modo, para evitar um aumento do tráfego de controle em redes densas, somente as alterações na tabela NLT ocorridas durante o último intervalo  $T_1$  são inseridas na mensagem HELLO. Neste caso, estas alterações deverão ser informadas pelos próximos dois períodos  $T_1$ . Para evitar inconsistências na atualização das tabelas NLT e SNLT, cada nó transmite periodicamente as tabela NLT completa, com período mínimo de cinco intervalos de  $T_1$  segundos.

#### 3.2.1.4. Estabelecimento de rotas

O procedimento de estabelecimentos de rotas compreende dois mecanismos principais, descritos a seguir.

##### 3.2.1.4.1. Descoberta Global de Rota

Como ocorre nos protocolos reativos clássicos descritos no Capítulo 2, quando um pacote de dados precisa ser transmitido para um nó destino e não existe uma rota disponível e não existe nenhuma rota válida para o nó destino em sua tabela de roteamento, o nó origem deve executar um procedimento de descoberta global de rota (*flooding* global). Neste caso, o pacote RREQ é transmitido em broadcast com o campo FLG configurado para o valor '0' e com o campo RREQ\_ID atualizado. O formato do pacote RREQ é descrito no Apêndice C.

Um nó intermediário  $N_i$ , ao receber um pacote RREQ com campo FLG configurado com valor '0', deve verificar se a informação é atualizada e válida. Para tanto, deve verificar se existe, na sua tabela *Routing State Table* – RST (vide Apêndice D), uma entrada com os mesmos nós origem e destino. Se existir, deve verificar se o RID desta entrada é menor que o valor do campo RREQ\_ID do pacote recebido ( $RID_{N_i} < RREQ\_ID_{RREQ}$ ). Se sim, a informação recebida pode ser considerada válida e o nó pode atualizar a entrada correspondente da tabela RST com as informações recebidas no pacote. Caso contrário, trata-se de um pacote RREQ repetido, que deve ser descartado. Por outro lado, se não existir uma entrada na tabela RST com os mesmos nós origem e destino, trata-se de uma primeira tentativa de estabelecimento de rota, e o nó  $N_i$  deve criar uma nova entrada na tabela RST, onde deve registrar o nó que enviou o pacote RREQ como o próximo salto da rota reversa.

Uma vez verificada a validade do pacote RREQ,  $N_i$  deve inicializar um timer  $T_2$  para aguardar o pacote RREP e calcular a métrica da rota, de acordo com o procedimento descrito na seção 3.2.2.6. Em seguida, deve acrescentar seu Node\_ID ao *payload* e a métrica atualizada no campo METRICS do pacote RREQ (vide Apêndice C), retransmitindo-o em broadcast.

Ao receber o pacote RREQ transmitido via *flooding* global (campo FG=0), o nó destino deve iniciar uma janela de tempo de  $T_3$  segundos, de modo a possibilitar o recebimento de outros pacotes RREQ provenientes de outras rotas. Desta forma, o nó destino pode selecionar a rota principal (melhor métrica) e, opcionalmente, mais um conjunto de rotas alternativas de tamanho NRA\_FG (Número de Rotas Alternativas em *Flooding* Global), que poderão ser

utilizadas como backup no caso de quebra da rota principal. Uma vez finalizada a janela  $T_3$  ou após receber NRA\_FG pacotes RREQ, o nó destino deve responder ao nó origem através de um pacote RREP, que deve conter, em seu campo RREP\_ID, o mesmo valor do campo RREQ\_ID do pacote RREQ. Deve ainda inserir no *payload* do pacote RREP a rota explícita e as rotas alternativas selecionadas.

Ao receber um pacote RREP, um nó intermediário  $N_i$  verifica se existe em sua tabela RST uma entrada com o RID igual ao valor do campo RREP\_ID. Caso não exista, deve descartar o pacote RREP. Caso contrário, deve inserir a rota explícita nesta entrada de sua tabela RST e retransmitir o pacote RREP em *unicast* e em direção à origem. Caso um nó  $N_i$  não receba um pacote RREP com o mesmo RID, em resposta a um pacote RREQ previamente retransmitido, no intervalo de tempo de  $T_2$  segundos, esta entrada deve ser removida da tabela RST. O formato do pacote RREP é descrito no Apêndice C.

Ao receber o pacote RREP, o nó origem deve iniciar a transmissão dos pacotes de tráfego através da rota recebida. Se, por outro lado, o nó origem não receber nenhum pacote RREP em uma janela de tempo de  $T_2$  segundos, os pacotes do fluxo em questão armazenados no buffer e subseqüentes gerados pela aplicação devem ser descartados e uma falha no procedimento de estabelecimento de rota deve ser registrada.

A repetição do procedimento de descoberta global por vários nós origem, em um curto intervalo de tempo, pode aumentar a latência para o estabelecimento de sessões de tráfego e até provocar falha na busca de algumas rotas, além de gerar um surto de *overhead* de roteamento. Para minimizar as falhas no procedimento de descoberta de rota, e reduzir o nível de congestionamento na rede, a taxa de envio de pacotes RREQ em cada nó deve ser limitada, estabelecendo um número máximo de tentativas de estabelecimento de rotas durante um intervalo de tempo pré-definido.

#### 3.2.1.4.2. Descoberta Restrita de Rota

O procedimento de descoberta global pode ser otimizado se informação topológica mais detalhada estiver disponível nos nós de uma rede ad hoc sem fio. Esta abordagem é adotada no mecanismo REPAIR e consiste no confinamento de pacotes RREQ em torno de uma rota de referência, como ilustrado na Figura 3.2.

A vizinhança mínima de uma rota compreende todos os vizinhos de primeira e segunda ordem (um e dois saltos, respectivamente) dos nós da rota de referência, sendo construída com base em informações topológicas propagadas através de mensagens HELLO e consolidadas nas tabelas NLT e SNLT de cada nó da rede. Os nós que pertencem à vizinhança da rota de referência retransmitem pacotes RREQ, mas não decrescem o valor do campo *Time-To-Live* (TTL) do cabeçalho IP, garantindo sua propagação até o nó destino. Os demais nós decrescem o campo TTL antes de retransmitir um pacote RREQ, evitando a propagação efetiva dos pacotes em regiões topologicamente distantes da rota de referência.

A rota de referência pode ser qualquer caminho para o nó destino que esteja disponível em um nó origem, incluindo rotas recentemente interrompidas. De fato, uma vez que leva apenas uma fração de segundo para que um nó origem seja notificado sobre a interrupção de uma rota ativa, pode ser adotado como premissa que a vizinhança topológica de tal rota tende a se manter estável neste período. Com base nesta premissa, a rota de referência definida no mecanismo REPAIR corresponde a uma rota interrompida notificada ao nó origem.

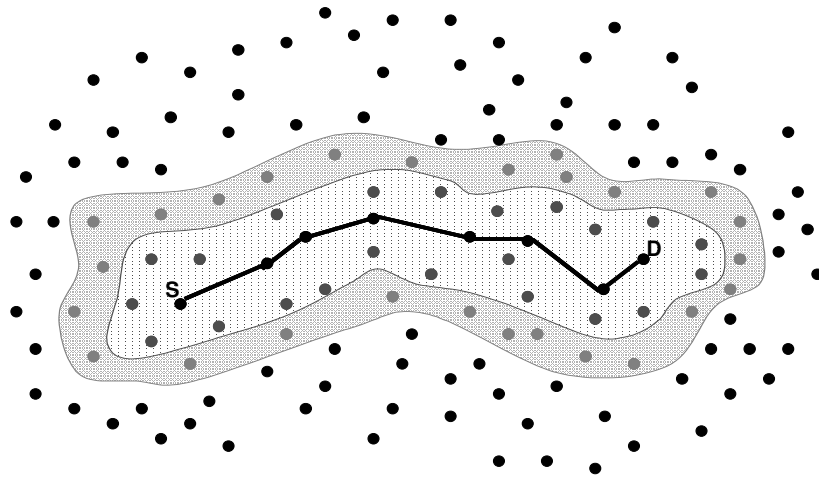


Figura 3.2- Rota de referência entre nós S e D, com regiões de vizinhança de primeira e segunda ordem.

O procedimento de descoberta restrita de rota tem início com o nó origem transmitindo em *broadcast* um pacote RREQ para o nó destino, com a rota de referência impressa no *header*, o campo FLG configurado com valor '1' e o campo TTL com o valor desejado para o número de saltos em torno da rota de referência, que define a região permitida para a retransmissão dos pacotes RREQ. O valor do campo TTL pode ser fixo ou ajustado, por exemplo, de acordo com o

nível de dinamicidade da topologia nas vizinhanças da rota de referência. No mecanismo REPAIR, foram adotados os valores descritos na Tabela 3.2.

| Cenário             | Descrição  | Valor do campo TTL |
|---------------------|--|--------------------|
| Estático            | Nós sem mobilidade. Dinâmica topológica se deve à variabilidade de enlaces de rádio e ativação ou desativação de nós | 2                  |
| Mobilidade baixa    | Nós com velocidade média abaixo de 1m/s  | 3                  |
| Mobilidade moderada | Nós com velocidade média entre 1m/s e 35 m/s   | 4                  |
| Mobilidade alta     | Nós com velocidade média acima de 35 m/s   | $\geq 5$           |

Tabela 3.2- Valores do campo TTL.

Um nó intermediário  $N_i$ , ao receber um pacote RREQ com campo FLG de valor ‘1’, deve verificar se o pacote RREQ contém informação atualizada ( $RID_{N_i} < RREQ\_ID_{RREQ}$ ), de modo análogo ao procedimento de descoberta global (seção 3.2.1.4.1). Se o pacote RREQ for atual,  $N_i$  deve inicializar uma janela de tempo  $T_2$  para aguardar o pacote RREP e calcular a métrica da rota, de acordo com o procedimento descrito na seção 3.2.2.6. O nó  $N_i$  deve ainda verificar se pertence à rota de referência, ou se é um vizinho de primeira ou segunda ordem de algum nó da rota de referência, através de varredura nas tabelas NLT e SNLT. Se alguma das condições for verificada, deve acrescentar seu Node\_ID ao *header* e a métrica atualizada ao campo METRICS do pacote RREQ (vide Apêndice C), e retransmití-lo com o campo TTL reinicializado (TTL recebe valor default, segundo Tabela 3.2). Caso contrário,  $N_i$  deve verificar se o campo TTL é maior que zero. Se for maior que zero,  $N_i$  deve decrementar o campo TTL, inserir seu Node\_ID no *header*, atualizar o campo METRICS e retransmitir o pacote RREQ. Finalmente, se tiver campo TTL tiver valor ‘0’ ou se não for atual, o pacote RREQ deve ser descartado.

O procedimento a ser executado pelo nó destino ao receber um pacote RREQ com campo FLG de valor ‘1’ é análogo ao executado quando se trata de um procedimento de descoberta global. Após a janela de tempo  $T_2$  ou após receber NRA\_FC pacotes RREQ com mesmo RREQ\_ID, o nó destino deve responder ao nó origem através de um pacote RREP contendo a rota explícita selecionada, bem como as rotas alternativas recebidas nos múltiplos pacotes RREQ.

Um nó intermediário  $N_i$ , ao receber um pacote RREP em uma descoberta restrita, deve executar um procedimento análogo ao descrito na seção 3.2.1.4.1. Ou seja, ao receber o pacote RREP,  $N_i$  deve verificar se o campo FLG está configurado com valor '1' e se existe uma entrada em sua tabela RST cujo RID coincide com o RREP\_ID do pacote recebido. Caso não exista, deve descartar o pacote RREP. Caso exista, deve inserir a rota explícita nesta entrada de sua tabela RST e retransmitir o pacote RREP em *unicast* e em direção à origem. Caso um nó  $N_i$  não receba um pacote RREP com o mesmo RID desta rota pendente em um intervalo de tempo de  $T_2$  segundos, esta entrada deve ser removida da tabela RST. Vale salientar que esta rota armazenada será utilizada pelos nós intermediários como referência para os procedimentos de manutenção de rotas (vide seção 3.2.2).

Ao receber o pacote RREP, o nó origem deve iniciar a transmissão dos pacotes de tráfego, que serão encaminhados pelos nós intermediários com base na rota ativa. Neste caso, cada pacote de tráfego é transmitido com a rota explícita. Um nó intermediário  $N_i$ , ao receber um pacote de tráfego com rota explícita, deve utilizá-la ao invés de acessar sua tabela de roteamento. Neste caso, deve apenas retransmitir o pacote se seu ID estiver incluído na rota explícita. Caso o nó origem não receba nenhum pacote RREP em uma janela de tempo de  $T_2$  segundos, os pacotes do fluxo armazenados no buffer e subseqüentes gerados pela aplicação devem ser descartados e uma falha no procedimento de estabelecimento de rota deve ser registrada.

O procedimento de descoberta restrita contribui para melhorar o desempenho proporcionado pelo mecanismo REPAIR, em termos de métricas de QoS e eficiência. De fato, o nível de *overhead* de sinalização tende a ser reduzido significativamente, uma vez que apenas os nós na vizinhança da rota interrompida retransmitem os pacotes RREQ. Este esquema evita a perturbação provocada pelo procedimento de *flooding* global em rotas ativas topologicamente distantes da rota de referência, minimizando os níveis de atraso fim-a-fim e *jitter*, contribuindo para preservar o nível de QoS na rede.

#### 3.2.2. Manutenção de rotas

O principal objetivo do mecanismo de manutenção de rota no REPAIR é garantir a recuperação rápida e eficiente de rotas interrompidas, contribuindo para melhorar o desempenho em cenários de topologia dinâmica. A recuperação rápida é proporcionada através da detecção

eficiente de interrupção de rota e pelo suporte a rotas alternativas, as quais representam caminhos e contingência para os nós destino. As relativas à manutenção de rotas no mecanismo REPAIR são definidas a seguir.

#### 3.2.2.1.1. Detecção de quebra de rotas

Em redes ad hoc sem fio, quebras de rotas são detectadas quando um ou mais enlaces em uma dada rota é interrompido. Diversos mecanismos podem ser implementados para detectar interrupção de enlaces.

Na maioria das implementações práticas, a tarefa de detectar quebra de enlaces é atribuída à camada MAC, especialmente em soluções baseadas na tecnologia IEEE 802.11. Neste caso, a detecção se baseia na ocorrência de falhas nos mecanismos de confirmação de entrega de pacotes de sinalização da camada MAC (RTS/CTS/ACK), quando é gerada uma notificação para camadas superiores. Contudo, nem sempre é possível adotar a detecção baseada na camada MAC, pois nem todos os dispositivos comerciais geram notificações para indicar a ocorrência de um evento de quebra de enlace. Neste caso, uma solução na camada de rede se faz necessária, representada no mecanismo REPAIR por um procedimento de monitoração da tabela NLT.

Neste procedimento, cada nó  $N_i$  monitora periodicamente sua lista de vizinhos, com o intuito de detectar eventuais alterações topológicas na vizinhança do nó que indiquem a quebra de enlace em relação a um nó vizinho  $N_j$ . Estas alterações são percebidas a partir da monitoração dos pacotes HELLO, descritos na seção 3.2.1.3.

Uma vez detectada uma quebra de enlace, o nó  $N_i$  deve inicialmente verificar se o nó para o qual perdeu conectividade é o próximo salto de uma ou mais rotas diretas armazenadas em sua tabela RST. Em caso afirmativo,  $N_i$  deve invalidar todas as rotas da tabela RST (Apêndice D) que contenham este enlace. Caso o nó  $N_i$  não seja o predecessor do enlace interrompido, deve apenas remover as rotas da tabela RST que contenham este enlace.

Um mecanismo (opcional) para acelerar a detecção de quebra de rota é denominado “*passive acknowledgement*”, que é possível ser empregado quando a camada de enlace é baseada em acesso aleatório, como no caso do padrão IEEE 802.11. Neste procedimento, cada nó intermediário pertencente a uma rota deve verificar continuamente se o *next hop* retransmite



os pacotes enviados, exceto no caso em que o *next hop* é o próprio nó destino. Ao enviar um pacote para o *next hop* (que não seja o destino), deve iniciar uma janela de tempo, com valor inferior ao período de transmissão dos pacotes HELLO. Caso ocorra *timeout*, o nó intermediário deve invalidar as rotas que passam pelo *next hop*. Vale salientar que esta funcionalidade implica na necessidade de utilização da interface de rede em modo promíscuo, que aumenta o consumo de CPU do nó com o processamento de pacotes.

#### 3.2.2.1.2. Prova de rotas

O objetivo deste mecanismo é validar rotas alternativas armazenadas na tabela RST de um nó. Este procedimento é executado por um nó origem quando ele detecta que uma rota ativa em sua RST foi interrompida e quando dispõe de uma ou mais rotas alternativas para o nó destino. Neste caso, antes de declarar uma rota alternativa como nova rota principal, a mesma deve ser validada enviando-se um pacote de prova em *unicast* para o nó destino e aguardando-se um pacote de resposta.

O procedimento em início com o nó origem enviando um pacote RREQ em *unicast* para o nó destino, com um valor atualizado para o campo RRQ\_ID, com a rota impressa no *header* e com o campo FLG configurado com valor '2'.

Um nó intermediário  $N_i$ , ao receber o pacote RREQ, deve verificar se pertence à rota registrada em seu *header* e se o mesmo é válido. Em caso afirmativo,  $N_i$  retransmite o pacote RREQ em *unicast* com as métricas atualizadas. Caso contrário, o pacote RREQ deve ser descartado.

Quando o nó destino recebe o pacote RREQ com campo FLG de valor '2', deve enviar um pacote RREP em *unicast* para o nó origem, utilizando a rota sendo validada como caminho reverso. Ao receber o pacote RREP, o nó intermediário  $N_i$  deve inserir a rota em sua RST e retransmiti-lo para o nó origem.

O nó origem, por sua vez, após enviar o pacote RREQ, inicia uma janela de tempo  $T_3$  para aguarda o pacote RREP enviado pelo nó destino. Caso receba o pacote RREP durante este intervalo, a rota alternativa é considerada válida, passando ao status de rota principal na RST e a ser utilizada para a transmissão do tráfego de dados. Caso a janela de tempo expire, a rota é removida da tabela RST.

#### 3.2.2.1.3. Manutenção de rotas alternativas

Cada nó  $N_i$  deve manter um conjunto de rotas alternativas para cada rota principal e ativa de sua tabela RST. Parte destas rotas alternativas é encontrada durante os procedimentos de descoberta de rotas (descoberta global e restrita), sendo informadas no pacote RREP pelo nó destino, a partir das cópias recebidas do pacote RREQ propagadas através de diferentes rotas.

Outras rotas alternativas podem ser construídas a partir das informações contidas nas tabelas NLT e SNLT de um nó  $N_i$ . Inicialmente, devem ser selecionadas as rotas  $[N_i, N_{2h}]$  registradas na tabela RST nas quais o nó destino corresponde a um nó situado a dois saltos de  $N_i$  ( $N_{2h}$ ). A partir das listas de vizinhos, deve ser selecionado um nó situado a um salto de  $N_i$  como intermediário, formando rotas do tipo  $[N_i, N_{1h}, N_{2h}]$ , que devem ser incorporadas na tabela RST como alternativas à rota  $[N_i, N_{2h}]$ . Estas rotas devem, no entanto, ser continuamente atualizadas, mantendo a consistência com as tabelas NLT e SNLT.

#### 3.2.2.1.4. Reconstrução de rotas

Continuamente, todo nó  $N_i$  do cluster ad hoc deve monitorar sua tabela RST. Ao detectar a existência de alguma rota inválida em sua tabela RST,  $N_i$  deve executar o procedimento de reconstrução de rotas.

Inicialmente, o nó  $N_i$  deve verificar se é o nó origem de alguma das rotas inválidas armazenadas em sua tabela RST. Em caso afirmativo, deve verificar se existe, em sua tabela RST, rota alternativa válida para o mesmo destino. Caso exista, deve realizar o procedimento de prova desta rota, transmitindo um pacote RREQ de prova (campo FLG igual a '2') para o respectivo nó destino. A partir do pacote RREP recebido, deve atualizar a planilha RST e dar continuidade à transmissão de tráfego através da nova rota.

Caso não seja nó origem,  $N_i$  deve enviar um pacote RERR para o nó origem desta rota, contendo, dentre outras informações, o RID da rota (no campo RERR\_ID). O pacote RERR deve ser encaminhado com alta prioridade e, preferencialmente, com um mecanismo de *hop-by-hop acknowledgement*.

Ao receber o pacote RERR, o nó origem deve realizar o procedimento descrito anteriormente para a utilização de uma rota alternativa, substituindo efetivamente a rota ativa de sua tabela RST, conforme procedimento descrito em 3.2.2.1.2. Caso não disponha de uma rota

alternativa, o nó origem deve realizar o procedimento de descoberta restrita de rota, descrito na seção 3.2.1.4.2, tomando a rota interrompida como referência. Caso não exista uma rota alternativa e ocorra falha no procedimento de descoberta restrita, uma descoberta global de rota deve ser iniciada pelo nó origem, com descrito na seção 3.2.1.4.1

#### 3.2.2.2. Monitoração de rotas

A monitoração de rotas estabelecidas permite que um nó origem possa gerenciar o nível de qualidade das suas rotas ativas, bem como selecionar uma rota dentre rotas alternativas armazenadas na eventualidade da quebra de uma rota ativa. A monitoração pode ser realizada de forma explícita ou através de mecanismos denominados *piggyback*.

A monitoração explícita corresponde ao procedimento de prova de rota descrito na seção 3.2.2.1.2, com o nó origem transmitindo pacotes específicos para avaliação da rota, ao detectar quebra da rota ativa correspondente.

A monitoração implícita deve ser preferencialmente adotada no caso das rotas ativas, visando minimizar o atraso adicional associado a este procedimento, causado pelo tempo de acesso ao meio necessário para a transmissão explícita de pacotes. Consiste na transmissão de pacotes de prova em *piggyback* nos pacotes de tráfego, permitindo a diminuição do overhead em relação ao processo de monitoração explícita de rotas.

Na monitoração explícita, nó origem deve inicialmente selecionar uma rota de teste dentre o conjunto de rotas ativas armazenadas em sua tabela RST. Em seguida, deve transmitir uma solicitação de prova utilizando o campo OPTIONS dos pacotes IP de tráfego. Caso não tenha um pacote de tráfego armazenado em seu buffer no momento da monitoração (período de  $T_4$  segundos), deve transmitir um pacote de tráfego sem *payload* (*dummy packet*) e apenas com o campo OPTIONS configurado com a métrica local.

Um nó intermediário  $N_i$ , ao receber um pacote de tráfego com o campo OPTIONS habilitado, deve calcular a nova métrica da rota, atualizá-la no próprio campo OPTIONS e retransmitir o pacote. O nó destino, ao receber o pacote de tráfego com o campo OPTIONS habilitado, deve atualizar sua tabela RST com a métrica calculada. Em seguida, deve verificar se existe, em seu buffer, um pacote de tráfego a ser transmitido para o nó origem. Se existir, deve inserir a métrica recebida no campo OPTIONS do pacote (*piggybacking*). Se não existir, deve

aguardar uma janela de tempo de  $T_4$  segundos pela chegada de um pacote de tráfego. Caso não receba nenhum pacote de tráfego a ser enviado ao nó origem após a janela  $T_4$ , o nó destino deve transmitir um *dummy packet* para o nó origem, contendo no campo OPTIONS a métrica recebida.

O nó origem, ao receber o pacote de tráfego com o campo OPTIONS habilitado, deve atualizar sua tabela RST com a métrica recebida.

Por simplicidade, esta funcionalidade é considerada opcional para fins de implementação e poderá ser considerada em futuras versões do protocolo, já que as rotas podem ser monitoradas através do mecanismo de monitoração explícita.

#### 3.2.2.3. Gerenciamento da Tabela de Estado de Rotas (RST)

A tabela RST deve ser continuamente monitorada e atualizada com as informações extraídas pelo nó dos pacotes recebidos e enviados na rede. Cada entrada desta tabela contém todas as informações de interesse de uma rota da qual este nó participa. Em síntese, a tabela RST deve ser atualizada na ocorrência dos seguintes eventos:

- *Recebimento de pacote RREQ*: ao receber um pacote RREQ (atual e com campo  $FLG='0'$ ), um nó intermediário deve acrescentar uma entrada referente a esta rota na tabela, no estado *pendente*;
- *Recebimento de pacote RREP*: ao receber um pacote RREP, um nó intermediário deve verificar se existe uma entrada pendente em sua tabela RST referente ao RREP\_ID recebido. Caso exista, deve configurar a rota como válida e ativa e remover as entradas existentes (principal e alternativa) referentes a esta rota.
- *Recebimento de pacote RERR*: ao receber um pacote RERR, um nó intermediário deve remover as entradas (principal e alternativas) referentes a esta rota e iniciar o procedimento de reconstrução de rota;
- *Reconstrução de rota*: os nós antecessores ao ponto de quebra de uma rota devem invalidar as entradas da tabela RST referentes a todas as rotas que passam pelo enlace interrompido, iniciando o procedimento de reconstrução referente a cada uma destas rotas;

- *Monitoração de rotas*: como resultado dos procedimentos de monitoração de rota pelos nós origem, as métricas das rotas são constantemente atualizadas na tabela RST (inclusive pelos nós intermediários);
- *Manutenção de rotas alternativas*: as variações topológicas nas vizinhanças de um nó podem afetar as rotas alternativas a uma determinada rota principal. Neste caso, as informações das tabelas NLT e SNLT devem ser utilizadas, como descrito na seção 3.2.2.1.4);
- *Expiração de timer de estabelecimento de rota (TI)*: caso ocorra timeout relativo ao processo de estabelecimento de rotas, os nós origem e intermediários devem remover as entradas pendentes relativas à rota sendo descoberta.

#### 3.2.2.4. Gerenciamento das tabelas de vizinhos (NLT e SNLT)

As tabelas NLT e SNLT devem ser continuamente atualizadas com as informações extraídas do pacote HELLO (vide Apêndice D).

Ao receber uma mensagem HELLO, um nó  $N_i$  deve verificar se já existe uma entrada na tabela NLT com o campo NID igual ao endereço IP do pacote recebido. Se não existir, uma nova entrada deve ser criada nas tabelas NLT e SNLT, com as informações contidas no pacote. Se já existir uma entrada, deve verificar se o pacote é atual, comparando os campos HM\_ID do pacote e HM\_ID da tabela. Se for atual ( $HID_{NLT} < HM\_ID_{HM}$ ), as entradas correspondentes nas tabelas NLT e SNLT devem ser atualizadas. Se não for atual, o pacote deve ser descartado.

Como descrito na seção 3.2.1.3, cada nó deve gerar ao menos um pacote HELLO no período dado por  $T_1$  segundos. Deste modo, nenhum pacote HELLO proveniente de um nó vizinho (NID) não for recebido em um intervalo de  $1.2 \times T_1$  segundos, o enlace deve ser considerado inativo e as entradas relativas ao este NID nas tabelas NLT e SNLT devem ser removidas. Neste momento, o nó  $N_i$  deve iniciar o procedimento de reconstrução de rota, como descrito na seção 3.2.2.1.4.

O mecanismo *passive acknowledgement* (vide 3.2.2.1.1), se utilizado, pode também invalidar entradas nas tabelas NLT e SNLT. Isto ocorre quando um nó  $N_i$  detecta a quebra de enlaces a partir da monitoração da retransmissão de pacotes de tráfego pelo *next hop*, em uma rota específica. Neste caso, o nó  $N_i$  deve remover as entradas com NID igual ao endereço IP do *next hop* e iniciar o procedimento de reconstrução de rota (seção 3.2.2.1.4).

### 3.2.2.5. Configuração de temporizadores

Os temporizadores  $T_1$ ,  $T_2$ ,  $T_3$  e  $T_4$  devem ser configurados para permitir a adaptação do mecanismo a diferentes cenários de operação, como descrito na Tabela 3.3.

| Parâmetro | Valor Default | Recomendações para Configuração  |
|-----------|---------------|--|
| $T_1$     | 2 s           | Reduzir o valor com o aumento do grau de mobilidade. Manter acima de 500 ms para evitar overhead excessivo.  |
| $T_2$     | 1 s           | Adotar valores abaixo de 10 s para evitar desatualização das informações de roteamento da tabela RST.  |
| $T_3$     | 25 ms         | Aumentar o valor para obter maior número de rotas candidatas no nó destino. Manter abaixo de 50 ms para minimizar o aumento da latência nos procedimentos de descoberta e manutenção de rotas. |
| $T_4$     | 5 ms          | Manter valores abaixo de 10 ms para evitar aumento da latência no processo de monitoração implícita.   |

Tabela 3.3- Valores dos temporizadores.

### 3.2.2.6. Cálculo e comparação de métricas

Uma funcionalidade essencial do mecanismo REPAIR é o suporte a múltiplas métricas para determinar a rota ótima, pois proporciona maior flexibilidade para adaptação a mudanças topológicas, disponibilidade de banda, conectividade ou outros fatores que restringem a escalabilidade de protocolos de roteamento ad hoc.

Cada nó em um cluster ad hoc calcula independentemente e armazena suas próprias métricas. Na medida em que participa de processos de descoberta de rota, as métricas das rotas são armazenadas de modo a permitir comparação com outras rotas descobertas através de mecanismos de *flooding*.

REPAIR adota as métricas Instabilidade Topológica (IT) e Grau de Conectividade (GC) como métricas para seleção de rotas. O atraso fim-a-fim é implicitamente considerado, já que a ordem de chegada dos pacotes RREQ no nó destino indica os caminhos de menor atraso percorridos pelos pacotes RREQ durante a propagação do *flooding*.

As métricas adotadas são calculadas e armazenadas por cada nó  $N_i$  do cluster ad hoc. As métricas de uma rota serão calculadas com base nas métricas armazenadas em cada nó  $N_i$  pertencente a esta rota. A seleção da rota ótima e das rotas alternativas é realizada através do seguinte algoritmo de comparação hierárquica:

---

1. Construir o conjunto S1 das rotas disponíveis que apresentam métricas IT e GC com valores dentre de limites pré-configurados;
  2. Construir conjunto S2 de rotas candidatas a partir do conjunto S1, descartando deste as rotas com valores de IT 50% acima do menor valor de IT encontrado em S1;
  3. A rota ótima no contexto do mecanismo REPAIR é aquela que apresentar maior valor para a métrica GC.
- 

#### 3.2.2.6.1. Instabilidade topológica

A medida de instabilidade topológica em relação ao nó  $N_i$  ( $IT_i$ ) consiste em uma contagem simples do número de alterações ocorridas na tabela de vizinhos do nó  $N_i$ , em um intervalo de tempo de contabilização tempo  $T$ , ou seja

$$IT_i = \|\Delta V_i^1(T)\| = \|V_i^1(t+T) - V_i^1(t)\|$$

em que:

$\|\bar{x}\|$  = número de elementos não nulos do vetor  $\bar{x}$ ;

$IT_i$  = Instabilidade topológica medida no nó  $N_i$ ;

$V_i^1(t)$  = conjunto de nós vizinhos de primeira ordem do nó  $N_i$ , ou seja, situados a um único salto do nó  $N_i$ ;

$\Delta V_i^1$  = Número de alterações da tabela de vizinhos do nó  $N_i$ , durante período de T.

A medida de instabilidade topológica ( $IT_R$ ) da rota R é definida por:

$$IT_R = \max_{\forall N_i \in R} IT_i$$

#### 3.2.2.6.2. Grau de conectividade

Esta métrica consiste no menor número de nós vizinhos de um nó intermediário  $N_i$ , de uma dada rota  $R$ . Formalmente, o Grau de Conectividade da rota  $R$  ( $GC_R$ ) é definido por

$$GC_R = \min_{\forall N_i \in R} \langle V(N_i) \rangle,$$

em que  $\langle V(N_i) \rangle$  = número de vizinhos do nó  $N_i$ .

### 3.3. Análise de desempenho do protocolo REPAIR

Com o intuito de comparar quantitativamente o protocolo REPAIR com o protocolo AODV, foram realizadas simulações utilizando a ferramenta NS-2. Para tanto, foram definidos cenários típicos de transmissão *outdoor*, com raio de cobertura de 750 m, faixas de frequência de operação de 2.400 MHz. Em todos os casos, foi considerada a tecnologia IEE 802.11b para o acesso. Os resultados foram obtidos em termos das seguintes métricas de desempenho:

1. *Razão de entrega de pacotes*: definida como a relação entre os pacotes recebidos no destino e os pacotes originalmente gerados nas fontes;
2. *Atraso fim-a-fim médio*: consiste na diferença entre tempo da geração de pacotes na fonte e o tempo de recebimento dos mesmos no destino. Inclui todos os atrasos possíveis resultantes de bufferização durante a latência da descoberta de rota, atrasos de processamento nas diversas camadas de cada nó, tempo gasto na fila de interface, atrasos causados por retransmissão na MAC, e tempos de propagação e transferência;
3. *Jitter médio*: que, no escopo de transmissão de dados, é a variação média no tempo entre as chegadas de pacotes, causadas por congestionamento da rede, por pequenos deslocamentos no tempo previsto de recepção (*timing drift*) ou por mudanças de rota;
4. *Carga de roteamento normalizada*: definida como a relação entre o número de pacotes de controle de roteamento transmitidos pelo número total de pacotes (dados e roteamento) transmitidos na rede. Reflete o peso dos cabeçalhos de mensagens na quantidade de dados efetivamente transmitidos;
5. *Comprimento médio de rota*: consiste no número médio de saltos (*hops*) das rotas estabelecidas entre os nós origens e destinos dos fluxos de dados.



### 3.3.1. Cenário 1: Dinamicidade

Este cenário visa avaliar o desempenho dos protocolos REPAIR e AODV em cenários de dinamicidade topológica, onde se realiza, de forma controlada, quebra de rotas estabelecidas. Trata-se de um cenário típico de operação de redes ad hoc sem fio fixas, compostas de dispositivos de acesso que podem ser ativados e desativados pelos usuários de forma independente.

As simulações são realizadas com base em dez topologias construídas com nós distribuídos uniformemente em uma área retangular. Em cada topologia, são geradas três rotas entre diferentes pares de nós origem e destino, as quais são interrompidas em diferentes instantes de tempo, selecionados de forma aleatória, com sementes distintas e geradas aleatoriamente por topologia. Foram então calculados os valores médios e intervalos de confiança para as métricas adotadas, considerando nível de confiança de 90%. A Tabela 3.4 define os parâmetros de configuração deste cenário de simulação.

| Parâmetro                             | Configuração      |
|---------------------------------------|-------------------|
| Frequência de operação                | 2.400 MHz         |
| Potência de transmissão               | 1 W               |
| Ganho da antena de transmissão        | 6 dBi             |
| Ganho da antena de recepção           | 6 dBi             |
| Altura da antena de transmissão       | 10 m              |
| Altura da antena de recepção          | 10 m              |
| Sensibilidade do receptor             | -84 dBm           |
| Raio de cobertura                     | 750 m             |
| Tamanho do grid                       | 9.000 m x 5.000 m |
| Taxa de transmissão (PHY)             | 11 Mbps           |
| Número de nós                         | 100               |
| Número de topologias                  | 10                |
| Número de rotas por topologia         | 3                 |
| Modelos de tráfego                    | CBR (64 kbps)     |
| Intervalo entre mensagens HELLO       | 10 s              |
| Tempo de simulação útil por topologia | 100 s             |

Tabela 3.4- Configuração adotada para o cenário de dinamicidade.

Foram adotadas rotas disjuntas e com distância topológica acima de 2 hops, com o objetivo de minimizar o impacto da propagação de pacotes RREQ sobre outras rotas ativas, durante o procedimento de reconstrução de rotas interrompidas. Trata-se, portanto, de um cenário que potencializa a melhoria de desempenho que pode ser proporcionada pelo REPAIR. Vale ainda salientar que as quebras de rotas ocorrem em um intervalo de tempo aleatório, configurando uma taxa de interrupção que varia de 0,01 a 0,15 rotas interrompidas por segundo.

#### 3.3.1.1. Razão de entrega de pacotes

O impacto do aumento da taxa de reconstruções de rotas na entrega de pacotes pode ser visualizado na Figura 3.3, segundo a qual o protocolo REPAIR apresenta menor perda de pacotes de dados.

O confinamento do *flooding* de pacotes RREQ em torno de uma rota de referência (rota interrompida), realizado para recuperar rotas interrompidas, contribui para esta melhoria de desempenho. Este esquema evita que rotas ativas sejam afetadas pelo procedimento de reconstrução de rotas, resultando na redução da perda de pacotes. A adoção de rotas alternativas também reduz a perda de pacotes, pois reduz o tempo de reconstrução da rota e evita a transmissão de pacotes RREQ em *broadcast*.

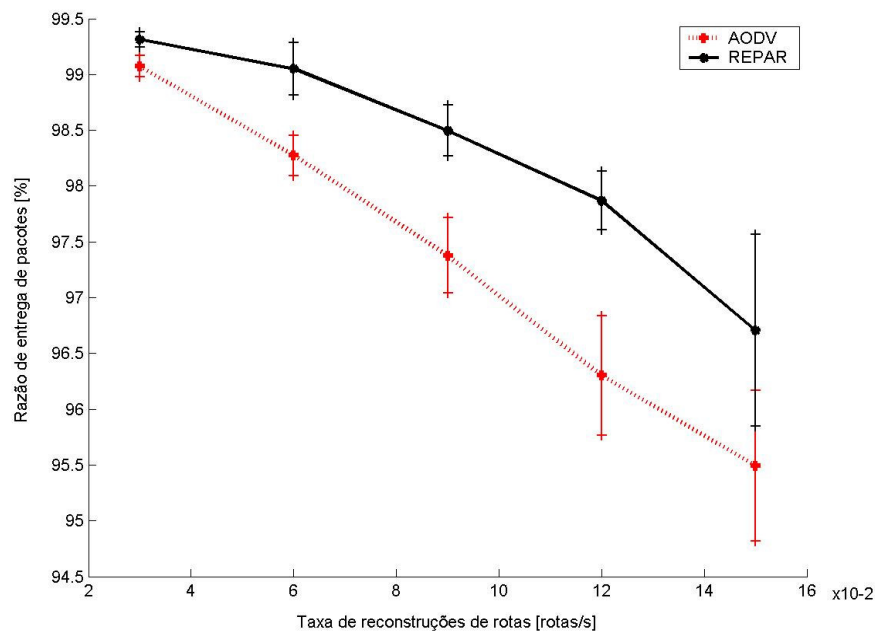


Figura 3.3- Razão de entrega de pacotes em função da taxa de reconstruções de rotas.

### 3.3.1.2. Atraso fim-a-fim médio

A Figura 3.4 ilustra o comportamento do atraso fim-a-fim médio em função do número de reconstruções de rotas. Pode-se observar que o protocolo REPAIR apresenta menor atraso fim-a-fim, independentemente da dinamicidade topológica, como resultado da redução da quantidade e abrangência dos *floodings* de reconstrução de rotas, viabilizada principalmente pelos esquemas de *flooding* confinado e rotas alternativas.

De fato, o confinamento da propagação dos pacotes RREQ, durante o processo de reconstrução de uma rota, reduz o impacto sobre a retransmissão de pacotes sobre outras rotas estabelecidas, contribuindo para a redução do atraso na retransmissão de pacotes. As rotas alternativas minimizam o tempo de recuperação de rotas, e conseqüentemente o tempo médio de armazenamento dos pacotes de dados no nó origem.

O protocolo REPAIR reduziu o atraso médio fim-a-fim cerca de 40% em relação ao AODV, comprovando a eficácia da estratégia de restrição de *floodings* adotada. Esta redução de atraso representa um benefício importante para aplicações que envolvem transporte de tráfego em tempo real, como no caso de serviços de voz.

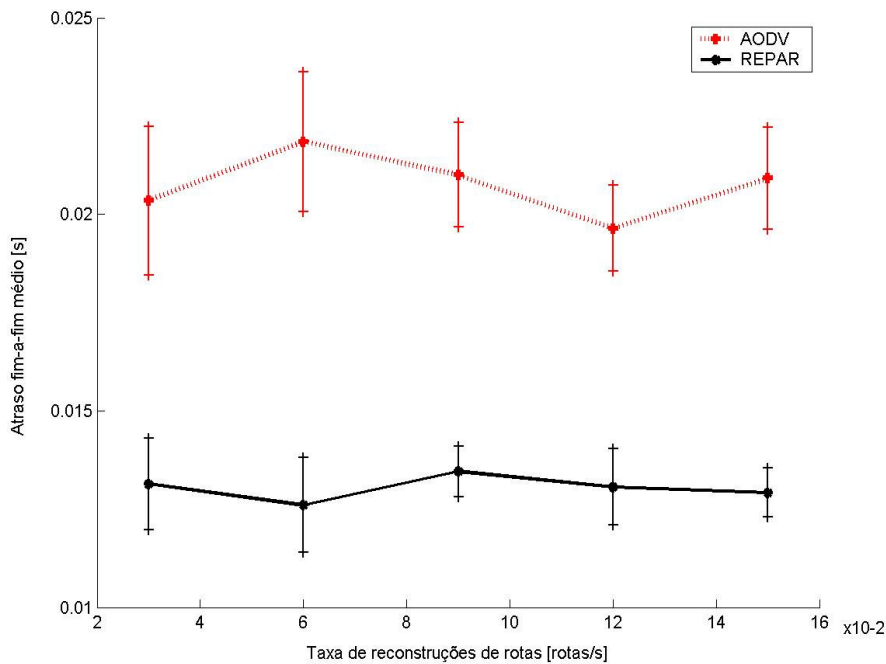


Figura 3.4- Atraso fim-a-fim médio em função da taxa de reconstruções de rotas.

### 3.3.1.3. Jitter médio

A Figura 3.5 representa o impacto do aumento da dinamicidade topológica sobre o *jitter* médio. Neste cenário, o protocolo REPAIR apresenta menor nível de *jitter* para todas as taxas de interrupção de rotas consideradas. Ambos os protocolos, o entanto, apresentam uma clara tendência de aumento do *jitter* com o aumento da dinamicidade, devido aos procedimentos de reconstrução de rotas (*flooding*).

O melhor desempenho proporcionado pelo protocolo REPAIR se deve ao esquema otimizado de recuperação de rotas, principalmente ao confinamento do *flooding* em uma região vizinha à rota de referência. Neste caso, a reconstrução de rotas não perturba o encaminhamento de pacotes de rotas topologicamente distantes, o que explica a redução do *jitter* médio, que é calculado para toda a rede durante todo intervalo de simulação.

Deste modo, o protocolo REPAIR proporciona um ganho significativo em termos de *jitter*, quando comparado ao AODV, o que representa também um benefício importante para o transporte de tráfego em tempo real. A otimização da variação do atraso, no entanto, é uma tarefa complexa e não é tratada diretamente pela grande maioria dos protocolos de roteamento para redes ad hoc sem fio. Trata-se, portanto, de uma das principais contribuições do protocolo REPAIR.

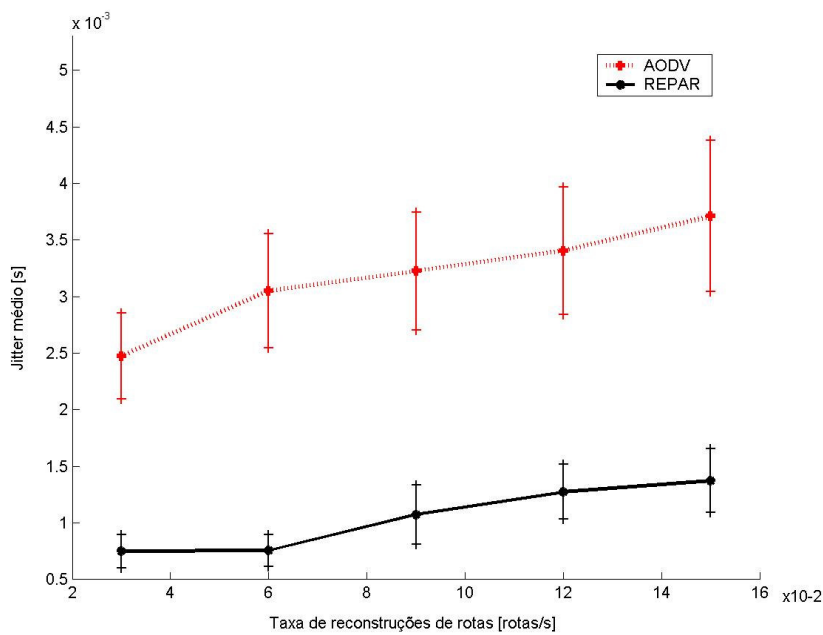


Figura 3.5- *Jitter* médio em função da taxa de reconstruções de rotas.

### 3.3.1.4. Carga de roteamento normalizada

A Figura 11 ilustra a variação da carga de roteamento normalizada com o aumento do número de reconstruções de rotas. Neste caso, o protocolo REPAIR apresenta também desempenho superior, gerando menor nível de overhead independentemente da taxa de reconstrução de rotas.

Observa-se que o REPAIR gerou cerca de 50% menos overhead do que o AODV, confirmando a eficácia das funcionalidades de *flooding* confinado e rotas alternativas mesmo na ocorrência de quebras de rotas.

Este resultado é bastante significativo, pois implica que, neste cenário, o protocolo REPAIR proporcionou melhoria em todas as métricas de desempenho relevantes (vazão, atraso e *jitter*), com redução do *overhead* de sinalização. Vale observar, no entanto, que este cenário privilegia as características do REPAIR, representado uma visão de melhor caso dos benefícios do protocolo. Os demais cenários permitirão avaliar o protocolo em cenários progressivamente menos otimistas.

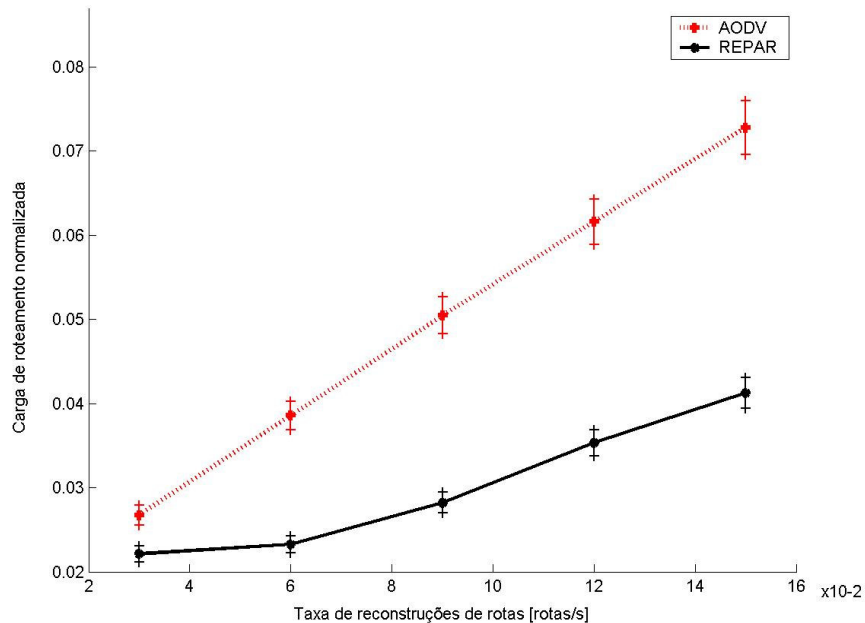


Figura 3.6- Carga de roteamento normalizada em função da taxa de reconstruções de rotas.

### 3.3.2. Cenário 2: Mobilidade com tráfego de dados

O cenário de mobilidade tem por objetivo avaliar os desempenhos dos protocolos REPAIR e AODV com a variação da velocidade de deslocamento dos nós, permitindo a análise comparativa mais consistente e em condições mais adversas do que aquelas do Cenário 1. Deste modo, reduz-se significativamente a dependência dos resultados em relação a uma topologia específica.

Os experimentos foram realizados com os nós se movendo aleatoriamente, segundo o modelo *Random Way Point* [Moham05], a menos dos nós origem e destino, mantidos fixos nas extremidades do *grid* da topologia. Deste modo, são obtidos valores médios e intervalos de confiança para as métricas adotadas, considerando nível de confiança de 90%. A Tabela 3.5 define os parâmetros de configuração deste cenário de simulação.

| Parâmetro                        | Configuração       |
|----------------------------------|--------------------|
| Frequência de operação           | 2.400 MHz          |
| Potência de transmissão          | 1 W                |
| Ganho da antena de transmissão   | 6 dBi              |
| Ganho da antena de recepção      | 6 dBi              |
| Altura da antena de transmissão  | 10 m               |
| Altura da antena de recepção     | 10 m               |
| Sensibilidade do receptor        | -84 dBm            |
| Raio de cobertura                | 750 m              |
| Tamanho do grid                  | 2.500 m x 5.000 m  |
| Taxa de transmissão (PHY)        | 11 Mbps            |
| Número de nós                    | 100                |
| Número de topologias             | 10                 |
| Velocidade dos nós               | 5, 15, 25 e 35 m/s |
| Número de rotas                  | 1                  |
| Modelos de tráfego               | CBR (64 kbps)      |
| Intervalo entre mensagens HELLO  | 2 s                |
| Tempo de simulação por topologia | 300 s              |

Tabela 3.5- Configuração adotada para o cenário de mobilidade.

#### 3.3.2.1. Razão de entrega de pacotes

O impacto do aumento da velocidade dos nós na razão de entrega de pacotes é mostrado na Figura 3.7, para modelo de tráfego CBR. Observa-se que o protocolo REPAIR apresenta desempenho superior ao AODV, com maior imunidade às variações de velocidade. REPAIR apresenta razão de entrega próxima a 100%, enquanto o protocolo AODV apresenta valores médios entre 90% e 95%.

Este resultado demonstra que os mecanismos implementados no REPAIR contribuem para a melhoria do desempenho do protocolo AODV também em um cenário de mobilidade.

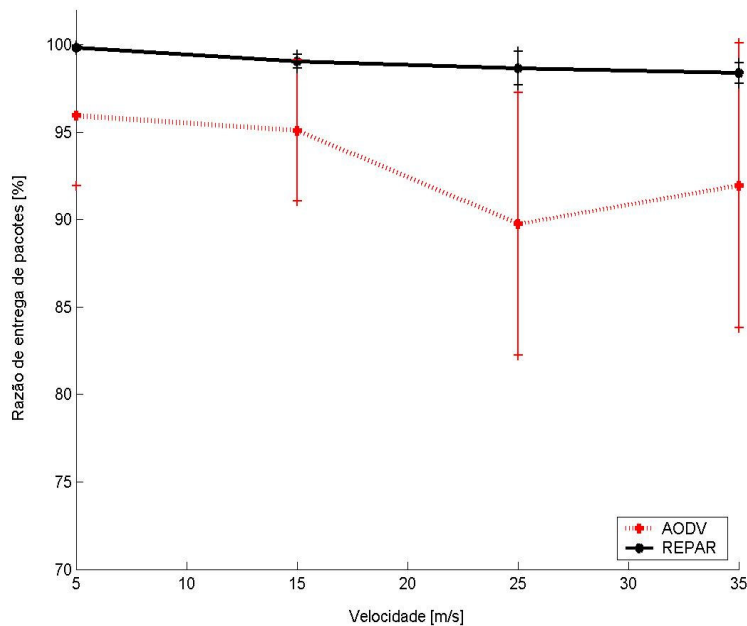


Figura 3.7- Razão de entrega de pacotes em função da velocidade dos nós, para tráfego CBR com taxa de 64 kbps.

#### 3.3.2.2. Atraso fim-a-fim médio

A Figura 3.8 ilustra o comportamento do atraso fim-a-fim médio em função do nível de mobilidade dos nós. Pode-se observar que o REPAIR apresenta menor atraso fim-a-fim médio do que o AODV, independentemente do nível de mobilidade. O atraso fim-a-fim médio variou entre 6 e 7 ms no caso do REPAIR, e entre 8 e 10 ms no caso do AODV. As diferenças de desempenho observadas estão ligadas, dentre outros fatores, à eficiência na reconstrução das rotas e ao comprimento médio das rotas estabelecidas.

Um aspecto relevante diz respeito à tendência de redução do atraso fim-a-fim com o aumento da mobilidade, que contraria o comportamento teoricamente esperado. Esta redução no atraso se deve fundamentalmente ao modelo de mobilidade adotado, no qual os nós tendem a se concentrar na região central da topologia [Moham05]. Este comportamento foi verificado em todas as simulações, onde se observou ainda que o aumento da velocidade dos nós acelera esta tendência de concentração. Como consequência, o comprimento médio das rotas tende a diminuir com o aumento da velocidade, contribuindo para a redução do atraso fim-a-fim médio.

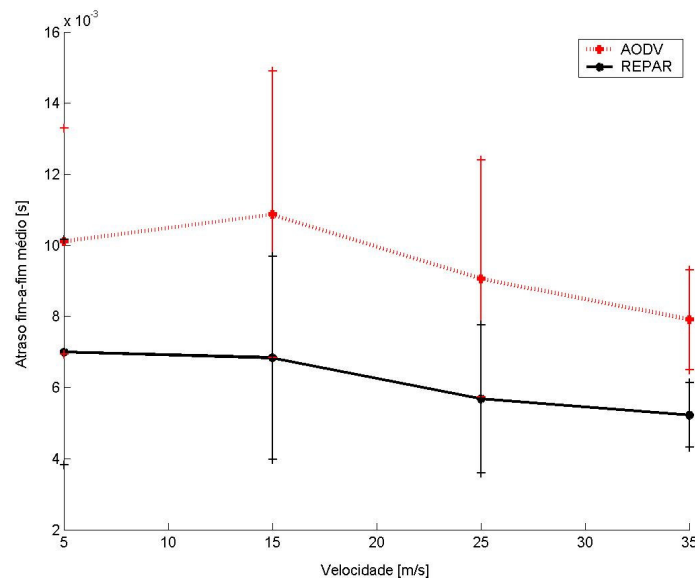


Figura 3.8- Atraso fim-a-fim médio em função da velocidade dos nós, para tráfego CBR com taxa de 64 kbps.

#### 3.3.2.3. Jitter médio

Na Figura 3.9, observa-se o impacto do aumento da mobilidade dos nós sobre a métrica *jitter* médio. O protocolo REPAIR apresenta desempenho superior também neste caso, com menor nível de *jitter* independentemente da velocidade dos nós. No caso do REPAIR, o *jitter* varia entre 1 e 2 ms, enquanto no caso do AODV, o *jitter* varia entre 2 e 5 ms.

Ambos os protocolos apresentam tendência semelhante de aumento do *jitter* com o aumento da velocidade, devido à crescente taxa de interrupção de rotas. Vale notar que, ao contrário do atraso fim-a-fim, a redução do comprimento médio das rotas devido ao modelo *Random Way Point* não tem impacto sobre a variação do atraso.



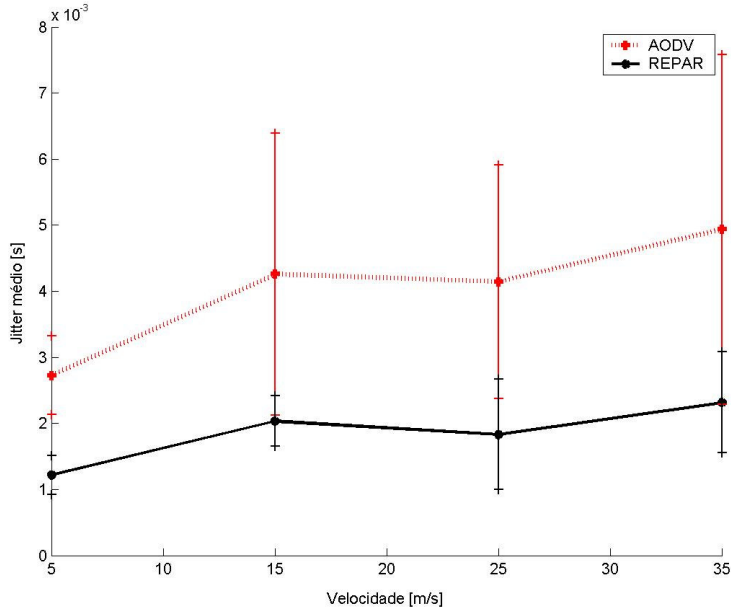


Figura 3.9- *Jitter* médio em função da velocidade dos nós, para tráfego CBR com taxa de 64 kbps.

#### 3.3.2.4. Carga de roteamento normalizada

A Figura 3.10 ilustra a variação da carga de roteamento normalizada com o aumento da velocidade dos nós. Observa-se que o protocolo REPAIR apresenta melhor desempenho, com um menor nível de *overhead* sendo gerado, para todos os níveis de mobilidade.

Na maioria dos cenários, o AODV gera entre duas e quatro vezes mais *overhead* de sinalização do que o REPAIR, confirmando a eficácia das funcionalidades de *flooding* confinado e rotas alternativas. Trata-se de um resultado significativo, pois indica que os mecanismos implementados no REPAIR proporcionam ganhos em termos de vazão, atraso fim-a-fim e *jitter*, e também de eficiência, em um cenário com mobilidade moderada e tráfego de dados.

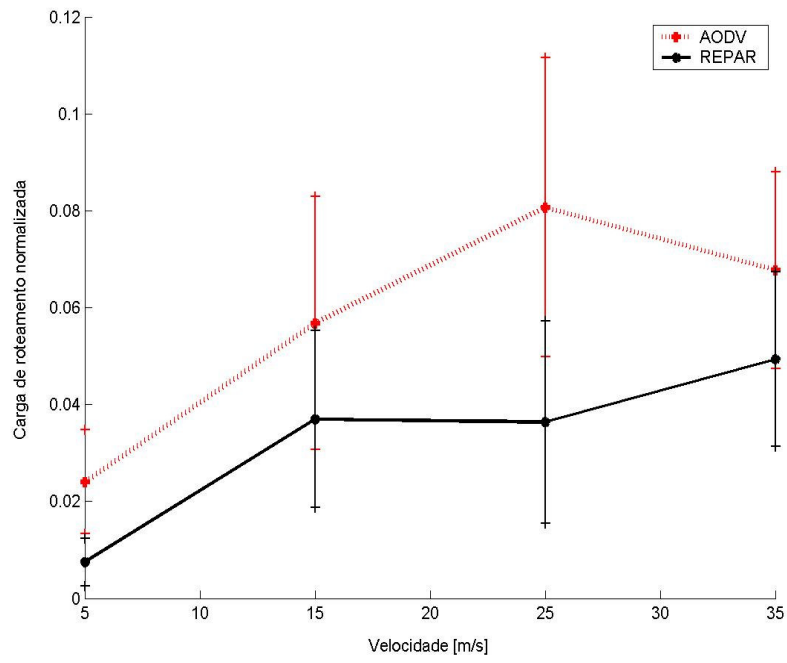


Figura 3.10- Carga de roteamento normalizada em função da velocidade dos nós, para tráfego CBR com taxa de 64 kbps.

### 3.3.3. Cenário 3: Mobilidade com tráfego de voz sobre pacotes

Este cenário tem por objetivo avaliar comparativamente o desempenho dos protocolos REPAIR e AODV em função da variação da velocidade dos nós, com transporte de tráfego de voz sobre pacotes. Trata-se de uma condição de operação mais severa, na qual é possível avaliar o comportamento dos protocolos na influência da dinâmica topológica e na presença de tráfego com características diferenciadas.

As características do tráfego de voz sobre pacotes podem ser reproduzidas através de modelos de tráfego apropriados. Neste caso, visando reproduzir o perfil típico da atividade de voz, foi adotado o modelo *Exponential On-Off* [Sege03] com tempo de ativação ( $t_{on}$ ) de 1,2 s e tempo de desativação ( $t_{off}$ ) de 1,8 s, comumente adotado em simulações envolvendo serviços de voz. Como no cenário 2, foi adotado ainda o modelo de mobilidade *Random Way Point*. Os intervalos de confiança foram calculados com base em cinco reproduções independentes, considerando nível de confiança de 90%. A Tabela 3.5 define os parâmetros de configuração deste cenário.

| Parâmetro                        | Configuração  |
|----------------------------------|---|
| Frequência de operação           | 2.400 MHz   |
| Potência de transmissão          | 1 W   |
| Ganho da antena de transmissão   | 6 dBi   |
| Ganho da antena de recepção      | 6 dBi   |
| Altura da antena de transmissão  | 10 m  |
| Altura da antena de recepção     | 10 m  |
| Sensibilidade do receptor        | -84 dBm   |
| Raio de cobertura                | 750 m   |
| Tamanho do grid                  | 2.500 m x 5.000 m                                     |
| Taxa de transmissão (PHY)        | 11 Mbps   |
| Número de nós                    | 100   |
| Número de topologias             | 10  |
| Velocidade dos nós               | 5, 15, 25 e 35 m/s                                    |
| Número de rotas                  | 1   |
| Modelo de tráfego                | Exponential On-Off ( $t_{on}=1,2s$ e $t_{off}=1,8s$ ) |
| Intervalo entre mensagens HELLO  | 2 s   |
| Tempo de simulação por topologia | 300 s   |

Tabela 3.6- Configuração adotada para o cenário de mobilidade com tráfego de voz.

### 3.3.3.1. Razão de entrega de pacotes

O impacto do aumento da velocidade dos nós na razão de entrega de pacotes é ilustrado na Figura 3.11, para modelo de exponencial. De forma análoga aos cenários 1 e 2, o protocolo REPAIR também apresenta razão de entrega próxima a 100%. Neste caso, porém, o AODV proporciona valores médios de razão de entrega entre 86% e 94%.

Observa-se novamente que o protocolo REPAIR apresenta desempenho superior ao AODV, com maior imunidade às variações de velocidade e tipo de tráfego.

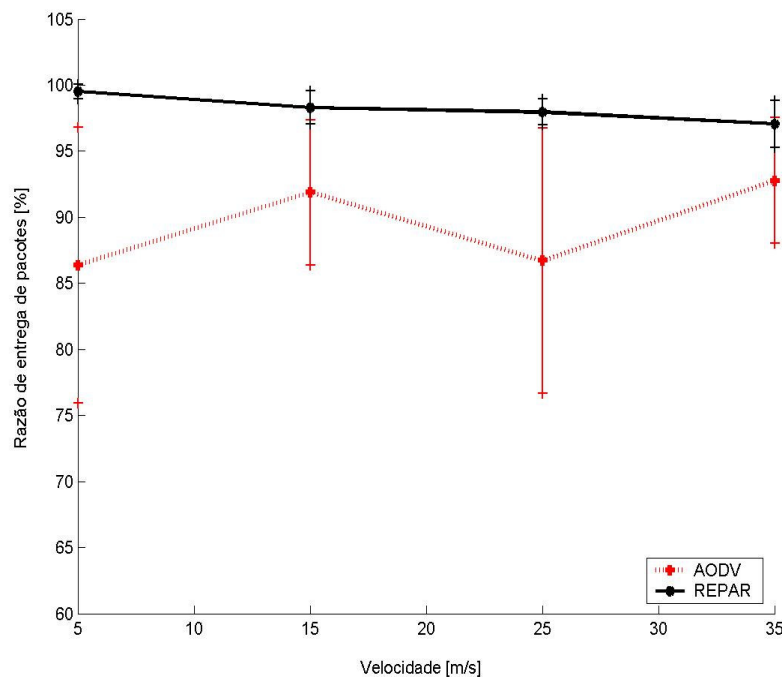


Figura 3.11- Razão de entrega de pacotes em função da velocidade dos nós, para modelo de tráfego de voz com taxa de 64 kbps,  $t_{on}=1.2s$  e  $t_{off}=1.8s$ .

### 3.3.3.2. Atraso fim-a-fim médio

A Figura 3.12 ilustra o comportamento do atraso fim-a-fim médio em função do nível de mobilidade dos nós. Pode-se observar que o REPAIR apresenta menor atraso fim-a-fim médio do que o AODV, independentemente do nível de mobilidade e do tipo de tráfego. REPAIR apresentou atrasos médios entre 6 e 7 ms, tendo o AODV proporcionado atrasos médios entre 8 e 12 ms.

De forma análoga ao cenário 2, as diferenças de desempenho observadas estão ligadas principalmente à maior eficiência na reconstrução das rotas do protocolo REPAIR.

A influência do perfil de tráfego deve ser ressaltada neste cenário. Durante os períodos de desativação ( $t_{off}$ ), ocorre uma interrupção na geração de pacotes de dados. Na implementação dos protocolos de roteamento, é comum a utilização de temporizadores para a geração de eventos de *timeout*, necessários para tratar situações de inconsistência ou ausência de atividades específicas. Nos casos do AODV e do REPAIR, por exemplo, existem mecanismos para o controle da validade das informações da tabela de roteamento, que expiram quando ocorre interrupção na recepção de pacotes de dados durante um intervalo de tempo acima de um limiar pré-configurado, cujos valores são tipicamente entre 1s e 2s. Estes mecanismos precisam ser configurados ou otimizados para lidar com perfis de tráfego que compreendem períodos de desativação mais longos, como no caso do modelo exponencial.

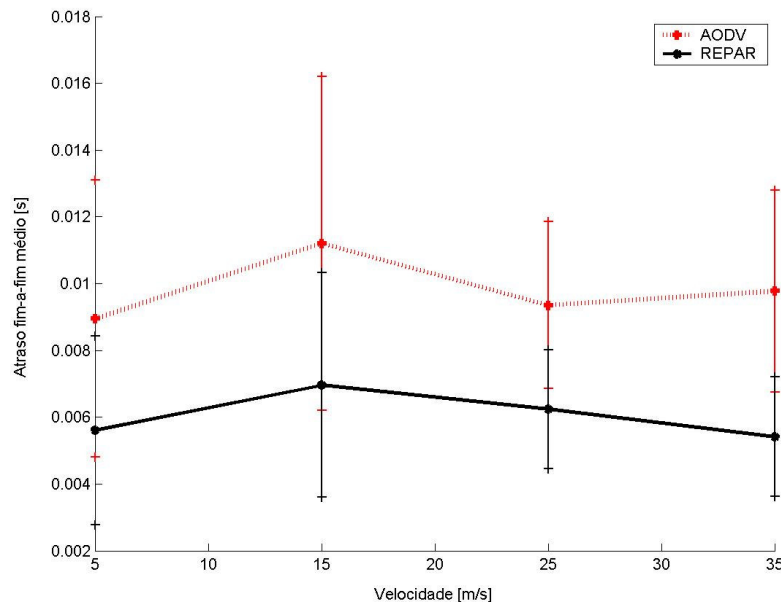


Figura 3.12- Atraso fim-a-fim médio em função da velocidade dos nós, para tráfego Exponencial com taxa de 64 kbps,  $t_{on}=1,2s$  e  $t_{off}=1,8s$ .

Outro aspecto relevante diz respeito a mecanismos para tratamento do *jitter*. No caso específico de aplicações VoIP, é comum a adoção de *buffers* de compensação de *jitter*, que permite a redução do nível efetivo de *jitter* percebido pelos codecs em até 100 ms. Para tanto, é necessário haver margem para a introdução de um atraso adicional devido a esta bufferização.

Neste sentido, o desempenho superior do REPAIR em termos de atraso fim-a-fim viabiliza uma margem de atraso para a compensação de *jitter*.

#### 3.3.3.3. Jitter médio

Na Figura 3.13, observa-se o impacto do aumento da mobilidade dos nós e do tráfego exponencial sobre o nível de *jitter* médio. O protocolo REPAIR apresenta desempenho superior também neste caso, com menor nível de *jitter* em todas as velocidades consideradas. No caso do REPAIR, o *jitter* médio oscila entre 1 e 2 ms, enquanto no caso do AODV, o *jitter* varia entre 2 e 7 ms.

Em ambos os casos, há uma tendência de aumento do *jitter* com o aumento da velocidade, mais acentuada no caso do protocolo AODV. Outro aspecto relevante diz respeito à estabilidade proporcionada pelo REPAIR com relação a esta métrica, bastante superior à verificada para o AODV. Considerando que o cenário compreende simultaneamente mobilidade e modelo de tráfego de voz do tipo exponencial, bem como as dificuldades de minimização do nível de *jitter* em uma rede ad hoc sem fio, conclui-se que este é um benefício de grande relevância proporcionado pelo protocolo REPAIR.

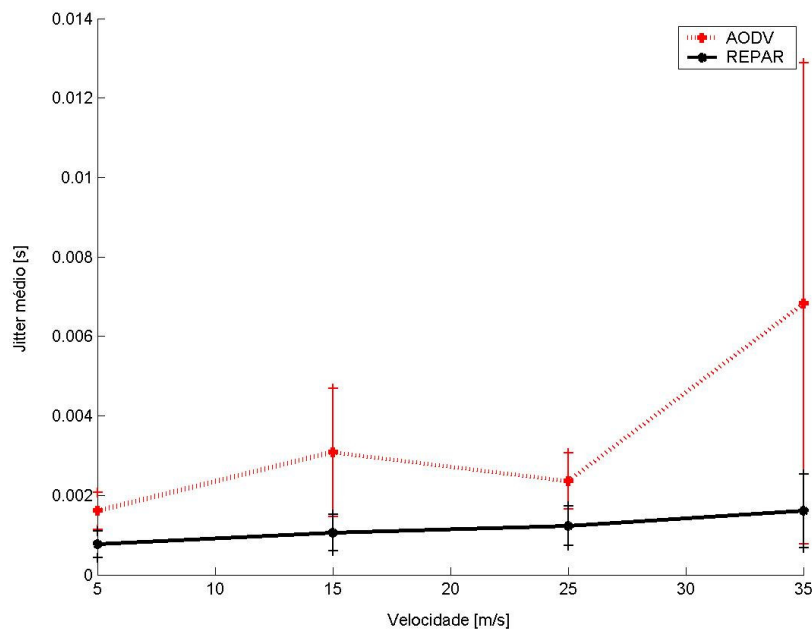


Figura 3.13- *Jitter* médio em função da velocidade dos nós, para tráfego exponencial com taxa de 64 kbps,  $t_{on}=1,2s$  e  $t_{off}=1,8s$ .

### 3.3.3.4. Carga de roteamento normalizada

A variação da carga de roteamento normalizada com o aumento da velocidade dos nós é ilustrada na Figura 3.14. Neste caso, o protocolo REPAIR apresenta novamente um menor nível de overhead, para todos os níveis de mobilidade e em ambos os tipos de tráfego analisados.

Neste cenário, o protocolo AODV gera em média o dobro de overhead de sinalização do que o protocolo REPAIR, confirmando a eficácia das funcionalidades de *flooding* confinado e rotas alternativas.

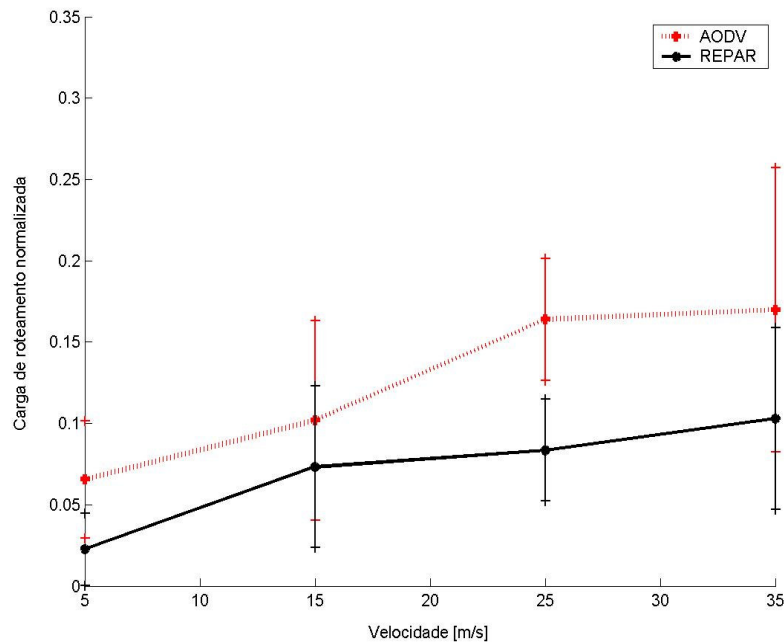


Figura 3.14- Carga de roteamento normalizada em função da velocidade dos nós, para tráfego exponencial com taxa de 64 kbps,  $t_{on}=1,2s$  e  $t_{off}=1,8s$ .

Com este resultado, é possível concluir que o protocolo REPAIR proporciona ganhos consistentes em termos de razão de entrega de pacotes, atraso fim-a-fim e *jitter*, com níveis de overhead inferiores, em comparação com o protocolo AODV.

### 3.3.4. Cenário 4: Mobilidade e múltiplas rotas

Este cenário tem por objetivo avaliar o desempenho dos protocolos REPAIR e AODV em função da velocidade de deslocamento dos nós e do número de rotas simultâneas estabelecidas, permitindo uma análise comparativa em condições ainda mais adversas do que nos cenários anteriores.

Visando simular a mobilidade dos nós, foi adotado o modelo *Random Way Point*, inclusive os nós origem e destino. A partir da aleatoriedade conferida pelo modelo de mobilidade, e da adoção de cinco realizações independentes, são obtidos valores médios e intervalos de confiança para as métricas adotadas, considerando nível de confiança de 90%. A Tabela 3.7 define os parâmetros de configuração deste cenário de simulação.

| Parâmetro                        | Configuração      |
|----------------------------------|-------------------|
| Frequência de operação           | 2.400 MHz         |
| Potência de transmissão          | 1 W               |
| Ganho da antena de transmissão   | 6 dBi             |
| Ganho da antena de recepção      | 6 dBi             |
| Altura da antena de transmissão  | 10 m              |
| Altura da antena de recepção     | 10 m              |
| Perda no sistema                 | 0 dB              |
| Sensibilidade do receptor        | -84 dBm           |
| Raio de cobertura                | 750 m             |
| Tamanho do grid                  | 2.500 m x 5.000 m |
| Taxa de transmissão (PHY)        | 11 Mbps           |
| Número de nós                    | 100               |
| Número de topologias             | 10                |
| Velocidade dos nós               | 5 m/s             |
| Número de rotas                  | 1, 2, 3, 4 e 5    |
| Modelo de tráfego                | CBR (64 kbps)     |
| Intervalo entre mensagens HELLO  | 2 s               |
| Tempo de simulação por topologia | 300 s             |

Tabela 3.7- Configuração adotada para o cenário de mobilidade com múltiplas rotas.



### 3.3.4.1. Razão de entrega de pacotes

O impacto do aumento do número de rotas simultâneas na razão de entrega de pacotes é ilustrado na Figura 3.15, para tráfego CBR. Observa-se que o protocolo REPAIR apresenta desempenho superior ao AODV, sofrendo menor degradação com o volume de tráfego na rede. O protocolo REPAIR apresenta razão de entrega média entre 99,9% e 97%, enquanto o protocolo AODV apresenta valores médios entre 98% e 96%.

Um aspecto relevante é a diminuição da diferença entre o nível de perda de pacotes proporcionado por ambos os protocolos, variando de 2% com uma única rota para menos de 1% com 5 rotas, representando o efeito do aumento do número de rotas estabelecidas.

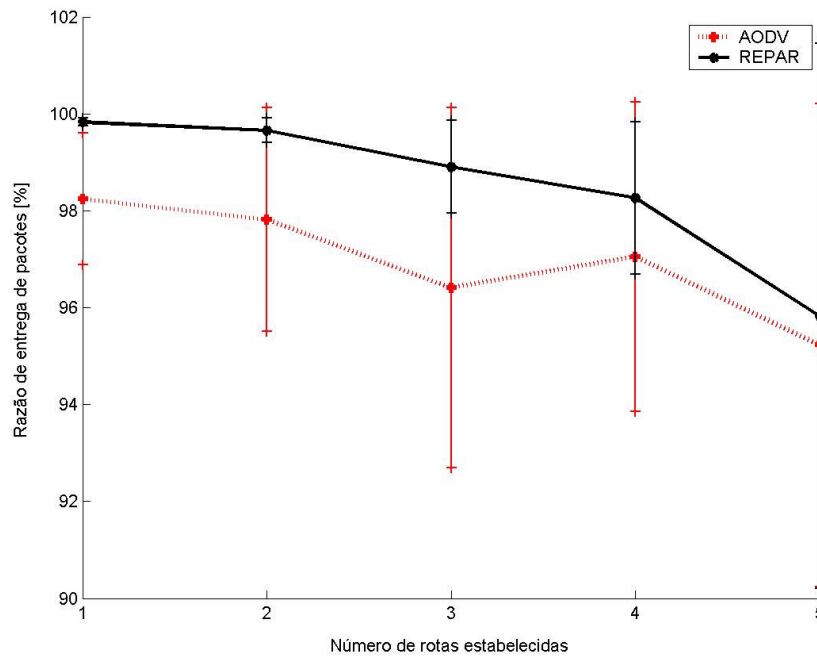


Figura 3.15- Razão de entrega de pacotes em função do número de rotas estabelecidas, para tráfego CBR com taxa de 64 kbps.

### 3.3.4.2. Atraso fim-a-fim médio

A Figura 3.16 ilustra o comportamento do atraso fim-a-fim médio com o aumento do número de rotas simultâneas. Observa-se que o protocolo REPAIR apresenta menor atraso fim-a-fim médio do que o AODV, independentemente do número de rotas, devido à redução,

proporcionada através do esquema de confinamento de *flooding*, do impacto da reconstrução de uma rota interrompida nas demais rotas ativas.

De fato, o atraso fim-a-fim médio verificado no caso do REPAIR ficou abaixo de 5 ms, enquanto caso do AODV, apresentou crescimento com comportamento exponencial, atingindo 130 ms com 5 rotas simultâneas. Deste modo, o protocolo REPAIR apresenta robustez bastante superior ao AODV, em termos de atraso fim-a-fim médio. Vale notar também a maior estabilidade apresentada pelo protocolo REPAIR, desejável em várias aplicações.

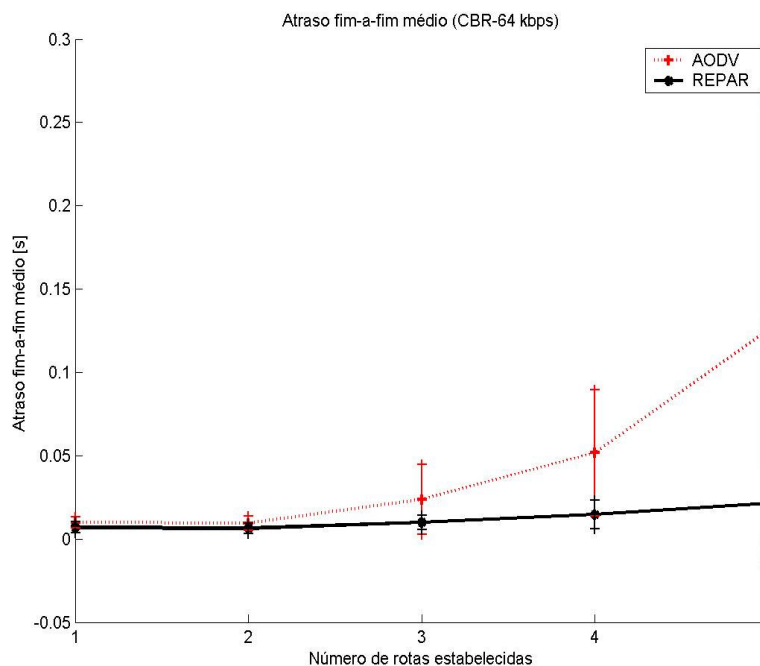


Figura 3.16- Atrazo fim-a-fim médio em função em função do número de rotas estabelecidas, para tráfego CBR com taxa de 64 kbps.

#### 3.3.4.3. Jitter médio

Na Figura 3.17 observa-se o impacto do aumento do número de rotas simultâneas sobre a métrica *jitter* médio. O protocolo REPAIR apresenta o melhor desempenho, com menor nível de *jitter* independentemente do nível de congestionamento. O AODV apresenta tendência de aumento bem mais acentuada, principalmente a partir de 3 rotas simultâneas, chegando a atingir 150 ms no pior caso. O REPAIR, por outro lado, apresenta *jitter* médio abaixo de 40 ms.

Assim como no caso da métrica atraso fim-a-fim, o protocolo REPAIR apresenta maior estabilidade no *jitter* médio. Trata-se de um resultado bastante significativo, devido à adversidade do cenário e complexidade do tratamento do nível de *jitter* em uma rede ad hoc sem fio.

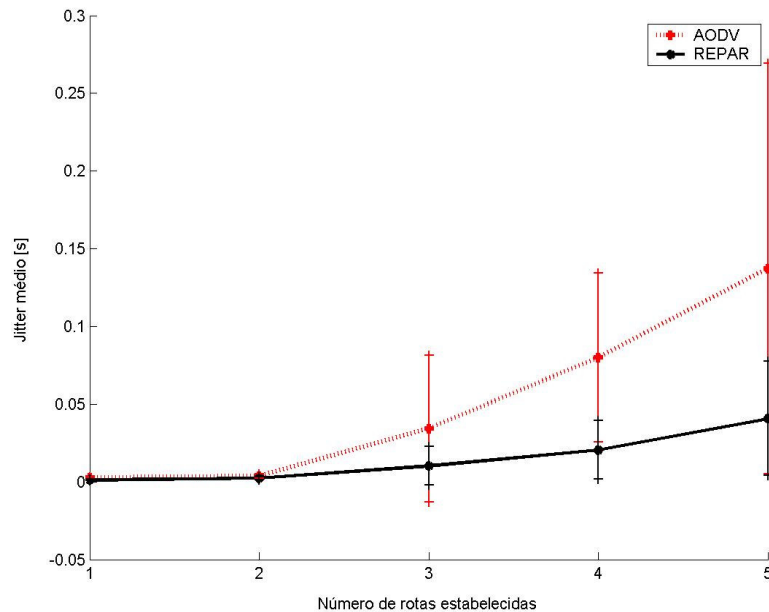


Figura 3.17- *Jitter* médio em função em função do número de rotas estabelecidas, para tráfego CBR com taxa de 64 kbps.

#### 3.3.4.4. Carga de roteamento normalizada

A Figura 3.18 ilustra a variação da carga de roteamento normalizada com o aumento do número de rotas simultâneas. Observa-se que com o aumento do número de rotas na rede, o protocolo REPAIR tende a gerar o mesmo nível de overhead do AODV. Este comportamento se deve ao aumento do número de falhas de reconstruções de rotas observada no REPAIR com o aumento do congestionamento, em um cenário de mobilidade. Esta degradação nos mecanismos de reconstrução se deve basicamente à maior probabilidade de perda de pacotes de sinalização do REPAIR, que têm comprimento maior que os pacotes do AODV.

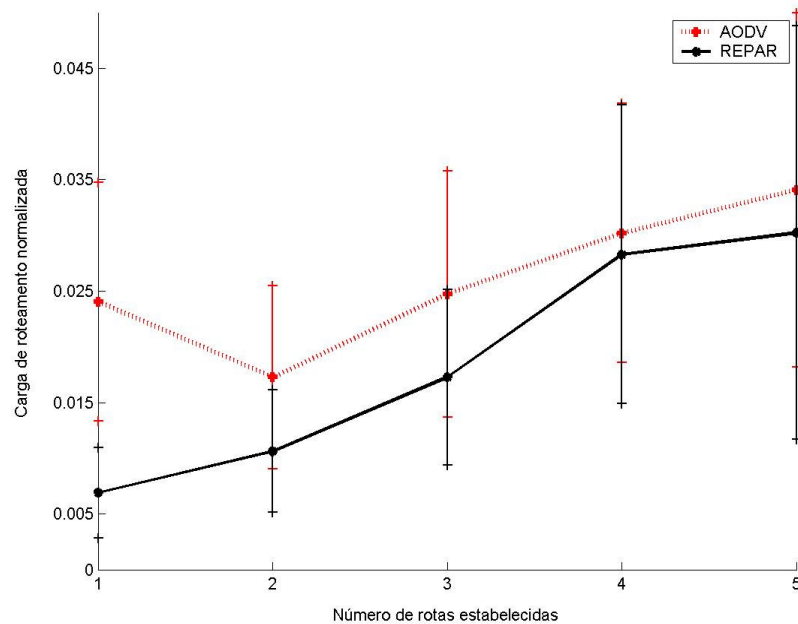


Figura 3.18- Carga de roteamento normalizada em função em função do número de rotas estabelecidas, para tráfego CBR com taxa de 64 kbps.

Observa-se ainda uma diminuição da diferença entre o nível de overhead gerado por ambos os protocolos, variando de 20% com uma única rota para menos de 5% com 5 rotas, o que se deve à maior frequência de reconstrução de rotas e ao maior nível de congestionamento observados quando aumenta o número de rotas simultâneas estabelecidas.

Em síntese, neste cenário que representa uma situação de operação adversa, com mobilidade e congestionamento de tráfego, o protocolo REPAIR apresentou desempenho superior ao AODV em termos dos valores médios da razão de entrega de pacotes, do atraso fim-a-fim e do  *jitter*, com nível de  *overhead* também inferior. Vale notar, no entanto, que o nível de overhead médio gerado pelos dois protocolos tende a se aproximar com o aumento do nível de congestionamento.

#### 3.3.5. Impacto dos pacotes HELLO

Apesar de mandatório, devido à necessidade de detecção robusta de rota, a adoção de mensagens HELLO impõe uma carga de sinalização adicional que deve ser contabilizado na análise de desempenho.

Considerando que a transmissão de pacotes HELLO é periódica e que o mesmo intervalo foi adotado para os protocolos AODV e REPAIR, o overhead de sinalização computado em termos de número de pacotes é o mesmo nos dois casos. Contudo, se o overhead de sinalização for calculado em termos de bytes, REPAIR pode apresentar maior nível de overhead do que o protocolo AODV, em cenários de mobilidade, uma vez que uma maior quantidade de alterações na tabela NLT deve ocorrer nestes casos, o que implica em pacotes HELLO com cabeçalhos mais longos.

No pior caso considerado (cenário com velocidade média de 35 m/s), o tráfego de pacotes HELLO pode ser até 20% maior no REPAIR do que no AODV. Mesmo neste caso, porém, a eficiência geral do protocolo REPAIR é ainda superior à proporcionada pelo AODV, uma vez que REPAIR apresenta carga de roteamento normalizada entre 50% e 100% abaixo do que o protocolo AODV, o que compensa os impactos das mensagens HELLO.

Vale ressaltar a necessidade de controlar o tráfego de sinalização devido aos pacotes HELLO. Adotar valores elevados para o intervalo T\_HELLO é uma estratégia apropriada, desde que a camada MAC suporte a funcionalidade de detecção de rota. Caso não suporte, deve-se dimensionar o valor do intervalo T\_HELLO para minimizar o tempo de detecção de rota.

### 3.4. Conclusão

Neste capítulo, foi proposto o mecanismo de roteamento REPAIR, que pode ser aplicado a protocolos de roteamento reativos convencionais para otimizar seu desempenho em redes ad hoc e mesh sem fio, em termos de métricas relevantes para serviços tempo real, tais como atraso fim-a-fim e *jitter*, em cenários de aplicações fixas e móveis.

A operação do mecanismo proposto foi descrita detalhadamente, com ênfase nos procedimentos de descoberta e manutenção de rotas e destacando principalmente a abordagem inovadora para a contenção da propagação de pacotes destes procedimentos, que tipicamente se baseiam na inundação da rede em busca de novas rotas entre nós origem e destino.

O mecanismo proposto foi validado através de simulações do tipo evento discreto, através da ferramenta NS-2, a partir das quais ficou demonstrado que o mecanismo REPAIR incrementa substancialmente o desempenho do protocolo AODV, em praticamente todas as métricas de interesse, inclusive a carga de roteamento. Esta superioridade é ainda mais significativa em cenários de dinamicidade topológica, nos quais a manutenção de níveis mínimos de QoS ainda representa um importante desafio tecnológico.

## 4 Capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio

### 4.1. Introdução

O dimensionamento da capacidade de redes ad hoc ou mesh sem fio tem sido importante objeto de pesquisa nos últimos anos. Trata-se de um problema de elevada complexidade, devido a diversos fatores, como a natureza distribuída da topologia, a mobilidade dos nós, os perfis de tráfego, e a interferência [Medeiros05]. Por outro lado, além dos aspectos teóricos, a construção de metodologias consistentes para a estimativa de capacidade destas redes tem grande relevância prática, pois tem aplicabilidade direta na implantação e otimização de redes ad hoc e mesh sem fio.

Diversas abordagens têm sido adotadas para investigar este tema específico em redes ad hoc e mesh sem fio, em sua maioria baseadas em modelos analíticos, cujo objetivo principal é determinar limites teóricos superiores e inferiores de capacidade, em diferentes condições. Estes resultados refletem principalmente uma relação entre capacidade e algum parâmetro de interesse, como, por exemplo, o número de nós. Contudo, se baseiam em um conjunto de premissas que muitas vezes não se aplicam em cenários reais.

Além dos modelos analíticos, muitos resultados relevantes têm sido obtidos através de análises empíricas, que fornecem informações mais próximas de cenários reais de operação, considerando fatores como as características das tecnologias de transmissão, bem como meios de propagação, tipos de serviços, perfis de usuários, modelos de tráfego, dentre outros. Podem ser baseadas em ferramentas de simulação ou emulação, mas normalmente representam resultados pontuais, que não podem ser considerados regras gerais.

Neste Capítulo, realiza-se inicialmente uma breve descrição de alguns dos principais resultados e modelos de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio. Em seguida, é apresentado um modelo para o dimensionamento de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio, baseado em uma abordagem semi-analítica. A partir de um modelo analítico que representa o comportamento das camadas física, de enlace de dados e de roteamento em topologias ad hoc e mesh, é construída uma ferramenta de simulação estatística que provê métricas relacionadas à capacidade destas redes. Esta abordagem elimina a necessidade de adoção de ferramentas de simulação de evento discreto, permitindo a obtenção de resultados mais gerais com menor esforço computacional. O modelo é validado através de comparações com ferramentas de simulação de eventos discretos, como a ferramenta NS-2, analisando o comportamento da rede quando são inseridos os *gateways* para o escoamento do tráfego e considerando as localizações no *grid* de simulação que proporcionam a máxima capacidade para os usuários.

#### **4.2. Capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio**

Um primeiro passo para a análise de capacidade de uma rede ad hoc ou mesh sem fio consiste em determinar seu grau de conectividade, que é fundamental para garantir o escoamento do tráfego entre quaisquer nós origem e destino. Trata-se de um fator essencial para a consistência de qualquer análise de capacidade, na medida em que o grau de participação dos nós em transmissões de pacotes está relacionado com o número de vizinhos aos quais está conectado.

De fato, nós isolados em uma rede ad hoc, por exemplo, não têm influência na capacidade da rede e precisam ser descartados na análise, pois representam uma distorção na densidade efetiva de nós, muitas vezes considerada como atributo ou parâmetro de entrada dos modelos. É possível, portanto, inferir que o grau de conectividade da rede está fortemente relacionado com a densidade efetiva de nós distribuídos sobre determinada área e do raio de cobertura.



#### 4.2.1. Conectividade de redes ad hoc e mesh sem fio

Uma abordagem para análise de conectividade em redes ad hoc é proposta em [Gupta00]. O problema da conectividade é analisado pelo autor com base em uma abordagem analítica, assumindo que os nós das redes ad hoc cooperam entre si encaminhando pacotes uns dos outros, devendo transmitir com uma potência mínima que possibilite a conectividade da rede. Para tanto, é estimado o alcance crítico dos nós de uma rede para garantir grande probabilidade da rede estar conectada, demonstrando que se os nós estiverem aleatoriamente colocados num disco de área unitária, o raio mínimo de alcance de transmissão para cada nó ( $r_a(i)$ ) para que seja garantida a conectividade é calculada em [Gupta00] como

$$r_a(i) = \sqrt{\frac{\log(n)}{\pi \cdot n}},$$

em que  $n$  é o número de nós da rede.

Mostra-se que se o alcance médio de um nó  $r(n)$  for tal que cubra o disco de área  $\log(n) + k_n/n$ , então a afirmação de que a probabilidade de que haverá conectividade na rede será próxima a 100% à medida que o número de nós aumenta ( $n \rightarrow \infty$ ) será verdadeira se e somente se  $k_n \rightarrow \infty$ , e o alcance de transmissão de um nó genérico é calculado em [Gupta00] como

$$r(n) = \sqrt{\frac{\log(n) + k_n}{\pi \cdot n}},$$

em que  $n$  é o número de nós da rede e  $k_n$  é uma constante relacionada com  $n$ .

O resultado da análise fornece uma caracterização precisa da dependência do alcance de transmissão médio com relação ao número de nós ( $n$ ), visando determinar a conectividade assintótica das redes ad hoc e mesh sem fio. O alcance de transmissão causa impacto na conectividade e na vazão. Quanto maior o alcance, maior a chance de sobreposição de rotas e maior o nível de interferência. Observa-se também que a alta conectividade aumenta o número de rotas possíveis, enquanto um alcance mais curto reduz a conectividade, porém minimiza o consumo de energia dos nós.

##### 4.2.2. Estimativa de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio

Uma abordagem analítica bastante abrangente para a estimativa de capacidade em redes ad hoc sem fio foi realizada em [Gupta00], com foco na determinação de limites superiores e inferiores teóricos de capacidade. Como resultado principal, foi demonstrado que a capacidade de transporte de tráfego de redes ad hoc de múltiplos hops pode ser estimada em cenários de baixo nível de interferência, e que a vazão média obtida por nó de uma rede sem fio em duas dimensões decresce à razão inversa da raiz quadrada do número de nós da rede.

A abordagem proposta se baseia em dois modelos de interferência, denominados modelo de protocolo e modelo físico. Em ambos os casos, considera-se uma rede ad hoc composta de  $n$  nós arbitrariamente dispostos em uma área circular plana de tamanho unitário ( $A$ ), cada nó transmitindo a uma taxa  $W$ . Supõe-se que os pacotes sejam recebidos com sucesso (através de um único *hop*) se não houver interferência local, e calcula-se a vazão de cada nó. Para que o sistema seja considerado sem interferência, no caso do modelo de protocolo, cada nó deve ter garantido uma região de guarda em torno de si, na qual não haja interferência dos demais nós. Para o modelo físico, é definido um limiar mínimo para a relação sinal/ruído. Os resultados dos dois modelos são semelhantes, e conclui-se que a vazão média obtida pelos nós de uma rede sem fio em duas dimensões é proporcional a  $1/\sqrt{n}$ . Esta aproximação é do caso ideal, e as implementações reais devem apresentar resultados de desempenho inferior.

Na modelagem adotada em [Gupta00], cada nó tem um destino escolhido arbitrariamente, para o qual transmite informações a uma taxa também arbitrária. Cada nó pode escolher um nível de potência de alcance para sua transmissão de forma igualmente arbitrária. Os padrões de tráfego devem seguir trajetórias aleatórias uniformemente distribuídas no espaço das possíveis rotas ao longo de toda a rede. Nestas condições:

- A capacidade por nó apresenta um limitante superior dado por  $1/\sqrt{n \cdot \log(n)}$ , onde  $n$  é o número de nós;
- Se a localização dos nós for estabelecida de forma otimizada, o limitante seria aproximadamente de  $1/\sqrt{n}$ ;

O modelo de protocolo é baseado na existência de uma zona de guarda de cada nó determinada por  $\Delta$  (que quando maior que zero indica que ela tem influência), prevenindo através da atuação do protocolo que um nó vizinho faça uma transmissão simultânea através do

mesmo sub-canal. Vale salientar que esse modelo também adota como premissa que vários nós da rede podem enviar dados ao mesmo tempo.

O modelo de protocolo define a condição para uma transmissão bem sucedida, em função do tamanho da zona de guarda. Por exemplo, se um nó  $x_i$  transmite dados para o nó  $x_j$  através do  $n$ -ésimo sub-canal, esta transmissão será considerada recebida com sucesso se

$$|X_k - X_j| \geq (1 + \Delta) \cdot |X_i - X_j|,$$

para qualquer outro nó  $x_k$  que estiver transmitindo simultaneamente através do mesmo  $n$ -ésimo canal, em que  $X_b$  representa a posição do nó  $x_b$ .

Já o modelo físico impõe a condição de que um nível mínimo de relação sinal-interferência seja percebido para que haja uma recepção bem sucedida. Assume-se que  $\{x_k; k \in \tau\}$  seja o subconjunto de nós que estão transmitindo simultaneamente em algum momento através de um determinado sub-canal. Seja  $P_k$  o nível de potência escolhido pelo nó  $x_k$ , uma vez que  $k \in \tau$ . Então a transmissão de um nó  $x_i$  ( $i \in \tau$ ) será recebida com sucesso por um nó  $x_j$  se

$$\frac{\frac{P_i}{|X_i - X_j|^\alpha}}{N + \sum_{k \in \tau, k \neq i} \frac{P_k}{|X_k - X_j|^\alpha}} \geq \beta,$$

em que  $P_i$  é o nível de potência escolhido pelo nó  $x_i$ ,  $N$  é o nível de potência de ruído ambiente (ruído de fundo que está presente durante todo o tempo em uma linha de transmissão), e  $\beta$  é o valor mínimo de relação sinal/ruído-interferência necessário para que haja recepção bem sucedida. A potência do sinal diminui com a distância  $r$  à razão de  $1/r^\alpha$ . Foi considerado que  $\alpha > 2$ , que é um modelo usual para uma vizinhança próxima do transmissor.

Os resultados obtidos por estes modelos são bem semelhantes entre si. Os autores definem a capacidade  $C_n$  por nó de uma rede sem fio (para um número de nós limitado porém suficientemente elevado) pode ser expressa por

$$C_n \leq k_1 \cdot \frac{1}{\sqrt{n \cdot \log(n)}},$$

em que  $n$  é o número de nós e  $k_1$  uma constante. Supondo, no entanto, que todos os nós são posicionados de forma ótima, a maior vazão dentro do modelo de protocolo seria limitada por:

$$C_n \leq k_2 \cdot \frac{1}{\sqrt{n}},$$

em que  $C_n$  é dado em bps, para cada nó e  $k_2$  é uma constante.

Este limite superior pode ser obtido em condições de melhor caso, como o de um sistema em que o alcance de transmissão selecionado de forma ótima, com padrão de tráfego o mais favorável possível, levando em conta todas as demais condições de contorno, bem como a localização dos nós conhecida durante todo o tempo. Em síntese, uma rede ad hoc totalmente controlada e otimamente utilizada.

Na avaliação da capacidade de uma rede ad hoc deve-se levar em conta banda de transmissão que está de fato disponível para a aplicação, uma vez que a banda disponível é também diminuída por mecanismos de camada de rede. Deste modo, em cenários de implantação realistas, as redes ad hoc e mesh sem fio podem apresentar desempenhos bem abaixo dos limites superiores teóricos.

#### 4.3. Modelos de simulação de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio

Uma rede ad hoc sem fio se caracteriza principalmente por ser formada a partir de elementos ou dispositivos que se comunicam diretamente, sem a necessidade de um controle centralizado, por meio de enlaces sem fio [Pimentel05].

Cada elemento de uma rede ad hoc sem fio exerce, ao mesmo tempo, funções de host e roteadores que estão conectados por enlaces sem fio, se caracterizando por topologia dinâmica e pela capacidade de auto-configuração. No caso de redes mesh sem fio, por sua vez, as funções de roteamento e *host* são realizadas por dispositivos distintos, sendo o tráfego de dados predominantemente direcionado a redes externas, através de múltiplos saltos em direção a um nó que exerce função de *gateway*.

Além das características de conectividade, uma rede ad hoc ou mesh sem fio deve também suportar os requisitos de QoS das aplicações, que podem sofrer degradação devido aos seguintes fatores:

- Distância entre os nós e o *gateway* para redes externas, em número de saltos;
- Número de nós atendidos por *gateway*;

- Vazão do *gateway*;
- Número de *gateways*;
- Posicionamento dos *gateways*;
- Número de repetidores;
- Posicionamento dos repetidores;
- Carga de tráfego total imposta à rede;
- Probabilidade de bloqueio deste nó;
- Política de QoS suportada pela rede.

Diversos modelos analíticos e empíricos foram analisados neste trabalho, sendo os mais representativos descritos a seguir.

##### 4.3.1. O modelo de Gupta e Das

Gupta e Das propõem em [Gupta01] uma abordagem empírica para determinar a capacidade de uma rede *ad hoc* móvel, a partir de modelos de tráfego de dados e de mobilidade dos nós. O modelo proposto é validado através da comparação com resultados gerados com base no simulador de redes NS-2 [NS2], em cenários de referência comuns.

O protocolo de roteamento adotado foi o AODV. O protocolo MAC adotado foi o IEEE 802.11. Nos experimentos realizados, 50 nós se movem dentro de um retângulo de área 1500 m x 300 m, seguindo um modelo de mobilidade chamado *Random Way-Point*. Neste modelo de mobilidade cada nó se move em direção a um destino aleatório e pára, por um certo tempo, após encontrar o destino. Neste caso, os nós se movem a uma velocidade média de 20 m/s. Os tempos de pausa variam a fim de simular diferentes graus de mobilidade. A partir dos dados de área e velocidade de movimentação, o modelo provê informações da trajetória completa de todos os nós da rede.

As sessões de tráfego iniciam e terminam em tempos aleatórios, durante todo o intervalo da simulação, com nós origem e destino aleatórios. O modelo de tráfego adotado é o de taxa constante (*Constant Bit Rate – CBR*) e geram pacotes UDP a uma taxa escolhida aleatoriamente entre 2.5 e 62.5 pacotes/s, com pacotes de comprimento de 512 bytes. O tráfego é transmitido em enlaces sem fio com taxa nominal de 2 Mbps e intervalo de simulação de 900 segundos.

Apenas os nós que estão em uma rota ativa (ou seja, apenas os nós que estão transmitindo dados – tais nós são chamados de “nós ativos”) são contados para o cálculo de capacidade realizado por Gupta e Das. Deste modo, não é uma premissa do método que todos os nós da rede estejam envolvidos em uma transmissão de dados.

O cálculo de capacidade realizado por Gupta e Das pressupõe a adoção do mecanismo *carrier sensing*, segundo o qual um nó transmissor é percebido por todos os seus vizinhos, os quais devem adiar sua transmissão até que o canal esteja desocupado. Segundo esta premissa, cada nó divide a capacidade disponível com cada um de seus vizinhos ativos distantes um e dois saltos. Isto resulta em uma taxa de transmissão média efetiva para este nó de  $1/(n+1)$  da taxa nominal do canal, onde  $n$  é o número total de vizinhos ativos e distantes um ou dois *hops* deste nó. Somando as taxas de todos os nós ativos na rede tem-se a capacidade instantânea da rede.

A capacidade instantânea se modifica quando o conjunto de nós ativos muda. Isto ocorre quando são alteradas as sessões estabelecidas (isto é, quando do início e/ou término de alguma sessão) ou quando a conectividade da rede muda devido à mobilidade. Assim, é suficiente determinar a conectividade instantânea da rede quando um destes dois eventos ocorre, pois entre eventos consecutivos a capacidade não se altera.

Uma vez detectada a ocorrência de um destes eventos no instante de simulação  $t$ , são determinadas as localizações de todos os nós e verificadas as sessões ativas no tempo  $t$ , computadas as rotas pelo menor caminho para cada uma das sessões, determinando assim os nós ativos. Somando a taxa nominal para cada um dos nós ativos tem-se a capacidade da rede calculada para o instante  $t$ .

A capacidade média da rede é calculada fazendo-se a média de todas as capacidades instantâneas obtidas ao longo da simulação.

Gupta e Das, a partir da metodologia apresentada acima, analisaram o efeito que o aumento no número de sessões e o aumento da mobilidade exercem sobre a capacidade da rede, chegando às seguintes conclusões:

- A capacidade da rede aumenta com o aumento do número de sessões de tráfego: na média, quanto maior o número de sessões, maior a porção ativa da rede, resultando em uma capacidade média da rede mais elevada. Contudo, este aumento não é exatamente proporcional, pois o fator de aumento na capacidade é menor do que o

fator de aumento das sessões, em decorrência do aumento do número de sessões não poder ser traduzido no aumento de capacidade da parte da rede que já estava ativa;

- A capacidade da rede aumenta com o aumento da mobilidade: segundo [Gupta01], a medida que a mobilidade aumenta, as chances de congestionamento dos enlaces diminuem, pois o número médio de nós vizinhos concorrendo pelo acesso ao meio tende a diminuir. Apesar de aparentemente contraditória, os resultados publicados confirmam esta tendência, com melhores resultados de vazão e atraso em função do aumento da mobilidade da rede.

#### 4.3.2. O Modelo de Carvalho e Aceves

Carvalho e Garcia-Luna-Aceves [Carvalho04] propõem um modelo analítico para modelagem da camada MAC de redes ad hoc operando em modo *multihop*, que leva em consideração os efeitos da camada física no sucesso das transmissões. Para tanto, os nós são modelados individualmente e nenhuma distribuição de nós específica é considerada, garantindo uma grande aplicabilidade do modelo analítico proposto.

A camada física é modelada considerando-se o fenômeno de captura do pacote, no qual é possível a recepção do pacote para transmissões simultâneas, quando o sinal desejado for o mais forte. Como existem diferentes condições de transmissão e recepção ao longo da rede, a topologia deve ser considerada na modelagem da camada física. As informações sobre a topologia em conjunto com o modelo da camada física contribuem para a determinação de quais nós devem ser levados em conta no cálculo da interferência. É calculada então, a probabilidade  $q_i^r$  de que um quadro transmitido pelo nó  $i$  seja recebido com sucesso por  $r$ , a partir de todas as combinações possíveis de nós interferentes ativos. A probabilidade  $q_i^r$  pode, então, ser obtida a partir da probabilidade  $\tau_j$  de um nó  $j$  transmitir um quadro (de acordo com o protocolo MAC), e da probabilidade de recepção, que é função das condições da camada física (modelo de canal, esquema de modulação, codificação, entre outros).

Porém, a recepção com sucesso em  $r$  de um pacote enviado por  $i$  só é completa se houver uma recepção com sucesso de um pacote de ACK (*acknowledgement*) enviado por  $r$ , isto é, a probabilidade  $q_i$  de sucesso na transmissão de um quadro enviado pelo nó  $i$  é

$$q_i = P\{\text{dados com sucesso, ACK com sucesso}\} = q_i^r q_r^i.$$

A camada MAC é contemplada no modelo ao calcular a probabilidade de envio  $\phi$  para cada nó da rede. O protocolo MAC se ajusta dinamicamente de acordo com as respostas às tentativas de transmissão. As futuras transmissões ou retransmissões são agendadas de forma a minimizar o número de transmissões que não lograram êxito. Neste caso, a probabilidade  $q_i^r$  de uma transmissão bem sucedida do nó  $i$  para o nó  $r$  é calculada em [Carvalho04] como

$$q_i^r = \sum_k f(c_{ik}^r) \prod_{m=c_{ik}^r} (1 - \tau_m) \prod_{n=c_{ik}^r} \tau_n,$$

em que  $c_{ik}^r$  corresponde a todas as combinações possíveis de  $k$  nós ativos na vizinhança do nó  $r$ , excluindo o nó  $i$ , e  $f(\cdot)$  corresponde à probabilidade de sucesso na transmissão de um quadro, dada a combinação  $c_{ik}^r$ , ou seja:

$$f(c_{ik}^r) = P(\text{transmissão bem sucedida} | c_{ik}^r).$$

Assim, o protocolo MAC de cada nó  $i$  pode ser representado por uma função  $h_i(\cdot)$ , cujas entrada e saída são a probabilidade de transmissão com sucesso  $q_i$  e a probabilidade de envio  $\phi_i$  pelo nó  $i$ , respectivamente. Os autores consideram que a rede está em regime e que sempre há um pacote para enviar na fila de cada nó, seja ele retransmissão ou não. Isso leva a uma função da camada MAC invariante no tempo. Assim, temos que  $\phi_i = h_i(q_i)$ . Os autores consideram a função  $h_i(\cdot)$  não-linear, que é linearizada através da expansão em séries de Taylor com truncamento para o elemento de primeira ordem. Com base nesta abordagem, a formulação da probabilidade  $q_i^r$  para contemplar as influências das camadas MAC e física resulta na expressão

$$q_i = f(c_{i0}^r) \cdot f(c_{r0}^i) \cdot \left( 1 - \sum_{j \in V_r \cup V_i} a q_j \right),$$

em que  $c_{i0}^r$  e  $c_{r0}^i$  denotam os cenários em que nenhum dos nós pertencentes às regiões de vizinhança  $V_r$  e  $V_i$ , dos nós  $i$  e  $r$  respectivamente, estão transmitindo. Deste modo, as probabilidades  $q_i$ , para cada um dos nós, podem ser encontradas resolvendo o seguinte sistema linear:

$$\bar{q} = (I + \Phi)^{-1} \cdot \bar{\pi},$$

em que  $\pi_i = f(c_{i0}^i) \cdot f(c_{i0}^r)$  e os elementos  $\phi_{ij}$  da matriz  $\Phi$  são definidos por

$$\phi_{ij} = \begin{cases} a \pi_i, & i \neq j \\ 0, & i = j \end{cases}$$



Para ilustrar a aplicação do método, os autores modelam a função de coordenação distribuída (DCF - *Distributed Coordination Function*) do padrão IEEE 802.11 de modo apropriado para a análise proposta, utilizando equações elaboradas em [Carvalho03] e [Bianchi00]. Estas equações calculam os tempos médios de *backoff* e de serviço, bem como as probabilidades de estado do canal, expressadas em função de três eventos mutuamente excludentes: canal desocupado, colisão e transmissão com sucesso. Tal análise tem como produto final a vazão por cada nó dada pelo valor esperado da quantidade de dados transmitidos dividido pelo tempo de serviço médio.

#### 4.3.3. O Modelo de Jun e Sichitiu

Jun e Sichitiu [Jun03] abordam o problema da determinação da capacidade de uma rede WMN (*Wireless Mesh Network*). Para isso adotam conceito de “domínio de colisão”, definido como a área geográfica da rede que limita a quantidade de dados que pode ser transmitida. Os *gateways* nas redes WMNs são adicionados cada um a seu tempo, conforme necessário. A adição de gateways aumenta não apenas a capacidade da rede, mas também sua confiabilidade. A estrutura em *mesh* garante a disponibilidade de múltiplos caminhos para cada nó da rede.

O primeiro passo para determinar a capacidade, segundo a proposta por Jun e Sichitiu, é o cálculo da carga no domínio de colisão de cada enlace da rede, considerando o modelo de camada MAC utilizado. A carga oferecida por cada nó é denotada por  $G$ . O domínio de colisão do  $i$ -ésimo enlace é o conjunto de enlaces formados pelo  $i$ -ésimo enlace e todos os outros enlaces que precisam estar inativos para que o  $i$ -ésimo enlace transmita com sucesso. Cada domínio de colisão deve ser capaz de encaminhar a soma do tráfego de seus enlaces e o domínio de colisão correspondente a cada enlace não pode encaminhar mais tráfego que a taxa nominal da camada MAC. Assim, existe um domínio de colisão gargalo que limita a capacidade da rede toda e este domínio pode ser encontrado calculando-se a carga no domínio de colisão de cada enlace da rede.

Obtido o domínio de colisão gargalo da rede, é possível obter a taxa máxima de dados  $G_{max}$  que cada nó poderia introduzir na rede. A taxa máxima  $G_{max}$  é obtida dividindo-se a taxa nominal de transmissão da rede pelo tráfego total que o domínio de colisão gargalo da é capaz de encaminhar, o qual é expresso como múltiplo da carga  $G$  gerada individualmente por cada nó.

Ademais Jun e Sichitiu afirmam que cada nó da rede receberá uma banda na ordem de  $1/n$ , onde  $n$  é o número total de nós da rede. Isto é significativamente pior que os resultados de Gupta e Kumar (da ordem de  $1/\sqrt{n}$ ) [Gupta00] para grandes valores de  $n$ . Segundo os autores, a razão deste decréscimo de desempenho das redes WMNs em comparação com as redes ad hoc puras se deve à existência do gateway como um grande ponto de gargalo.

O modelo apresenta como entradas o número e localização de nós, a localização do *gateway* e a taxa nominal do canal. Como saída, o modelo fornece a capacidade máxima  $G_{max}$  que cada nó pode transmitir para o *gateway*, considerando tráfego unidirecional.

#### 4.4. Modelo de simulação de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio

O modelo proposto nesta tese para o dimensionamento de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio busca representar a estrutura de múltiplas camadas equivalente à arquitetura de protocolos destas redes, que compreende as camadas física, de enlace de dados, de roteamento e de tráfego, como ilustrado na Figura 4.1. Trata-se de um modelo baseado em aproximações estatísticas e no método de Monte Carlo.

No nível físico, são tratados aspectos de transmissão de dados através do canal de rádio, considerando modelos de propagação apropriados, faixas de frequência de operação, potências de transmissão, ganhos de antena, sensibilidade de recepção, dentre outros. Em princípio, será considerada a faixa de frequência de 2.4 GHz, com os parâmetros de rádio definidos no padrão IEEE 802.11.

A camada de enlace de dados (MAC) também deve ser modelada apropriadamente, com base nas especificações do padrão IEEE 802.11. Devem ser considerados principalmente os efeitos do compartilhamento do canal, do problema do nó escondido, bem como os mecanismos de *handshaking* que consomem parte da banda disponível. Idealmente, esta modelagem deve permitir o cálculo da vazão estimada por nó, bem como a identificação de domínios de colisão que representem gargalos para o escoamento do tráfego de dados da rede.

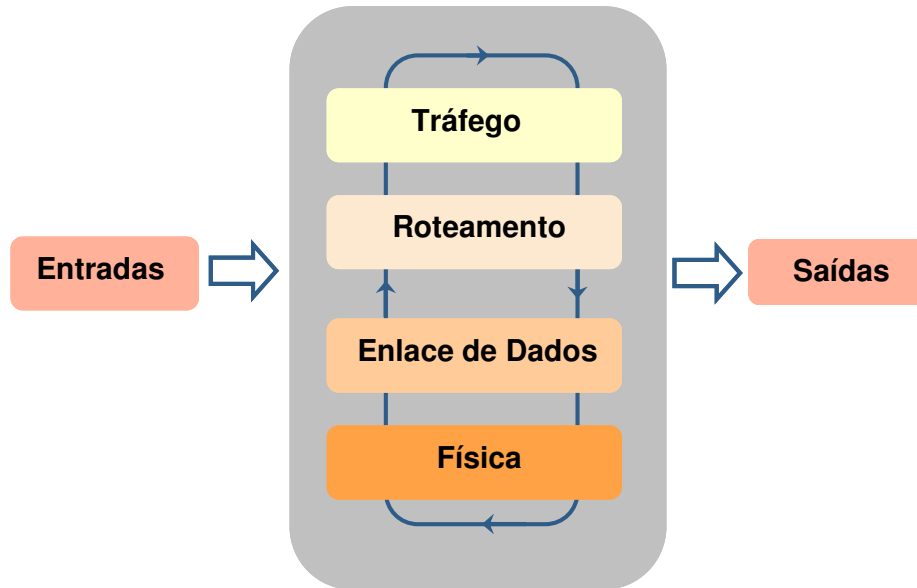


Figura 4.1- Estrutura proposta para o modelo de simulação de capacidade.

A partir das informações sobre pares de nós origem e destino e da disponibilidade de banda nas camadas MAC, é possível determinar rotas de acordo com as políticas adotadas por um protocolo de roteamento ad hoc. Como exemplo, alguns protocolos reativos clássicos (ex., AODV, DSR) encontram as rotas de menor atraso fim-a-fim entre os nós origem e destino. Neste caso, será adotada uma estimativa simplificada do atraso fim-a-fim como métrica para a determinação das rotas, através do algoritmo clássico de Dijkstra [Dijkstra59]. Deste modo, é possível estabelecer as bases para uma análise de distribuição de tráfego na rede, resultando em uma estimativa dos limites de capacidade nos cenários de interesse.

Na camada de tráfego, podem ser tratados os diferentes perfis de tráfego (ex.: CBR, Markov), bem como sua distribuição ao longo da rede. Vale salientar que a versão atual do modelo somente contempla tráfego CBR (*Constant Bit Rate*), enquanto tráfegos elásticos podem ser modelados na metodologia de planejamento utilizando fatores de sobre-utilização (*Overbooking Factor*) [Huang06], que permitem estimar de forma direta a demanda de um determinado perfil de tráfego em termos da banda efetivamente requerida.

Deste modo, conjuntamente com as informações das camadas de roteamento e da camada MAC, torna-se possível determinar pontos de gargalo na rede e estabelecer uma metodologia para dimensionar e posicionar *gateways* e repetidores para garantir níveis de qualidade de serviço para os usuários acima de limites mínimos aceitáveis.

Uma propriedade relevante da estrutura proposta é a possibilidade de modelagem de outros aspectos do sistema, tais como alterações de topologia e distribuições aleatórias de estabelecimento e liberação de sessões de tráfego. Para tanto, deve ser adotada uma abordagem baseada na caracterização do desempenho de protocolos de roteamento ad hoc em cenários de mobilidade.

Deste modo, o modelo de simulação de capacidade proposto compreende as seguintes entradas:

- Número e localização de nós e *gateways* na área a ser coberta;
- Parâmetros da interface de rádio, em conformidade com o padrão IEEE 802.11;
- Comprimento dos pacotes de dados e de sinalização;
- Caracterização de protocolos de roteamento ad hoc (opcional).

A seguintes saídas são fornecidas pelo modelo:

- Identificação de nós ou enlaces sobrecarregados (gargalos);
- A máxima banda disponível por usuário para garantir disponibilidade do serviço, considerando cenários de pior caso;
- Variação da capacidade com o número de nós e o número de *gateways*;
- Posicionamento dos *gateways* que maximiza a banda disponível por usuário;
- Dimensionamento de quantidade e capacidade dos *gateways*;
- Comprimento médio das rotas estabelecidas.

##### 4.4.1. Algoritmo de cálculo de capacidade em redes ad hoc e mesh sem fio

O modelo de simulação proposto se baseia em um algoritmo que permite dimensionar a máxima capacidade por usuário  $G_{max}$  que pode ser proporcionada em uma topologia  $\mathfrak{S}$ , para uma determinada densidade de nós e *gateways*.

Inicialmente, algumas definições se fazem necessárias:

- $\rho_n$ : densidade de nós distribuídos uniformemente em uma área, em nós/km<sup>2</sup>;
- $N$ : número de nós distribuídos uniformemente em uma área  $A$ , dado por  $\rho_n A$ ;
- $\bar{p}_n$ : matriz composta pelas coordenadas  $(x,y)$  dos nós  $\{n_i\}_{i=1}^N$  da topologia, tendo dimensão  $N \times 2$ ;
- $\rho_{gw}$ : densidade de *gateways* distribuídos em uma área, em *gateways*/km<sup>2</sup>;

- $N_{gw}$ : número de gateways distribuídos uniformemente em uma área  $A$ , dado por  $\rho_{gw} \cdot A$ ;
- $\bar{p}_{gw}$ : matriz composta pelas coordenadas  $(x,y)$  dos gateways  $\{gw_i\}_{i=1}^{N_{gw}}$  da topologia, tendo dimensão  $N_{gw} \times 2$ .

Os principais passos do algoritmo são descritos a seguir. Uma descrição mais detalhada está disponível no Anexo E.

#### 4.4.1.1. Passo1: Cálculo da Matriz de Conectividade

O primeiro passo do algoritmo consiste em calcular a matriz de conectividade  $C = \{c_{ij}\}_{i,j=1}^N$ , que representa a existência de enlaces entres os nós da topologia. Os elementos  $c_{ij}$  são definidos como:

$$c_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{se } Pr_{ij} \geq Pr_{sens} \\ 0, & \text{se } Pr_{ij} < Pr_{sens} \end{cases},$$

em que  $Pr_{ij}$  é a potência no receptor do nó  $n_j$  considerando transmissão a partir do nó  $n_i$ , e  $Pr_{sens}$  corresponde à sensibilidade de recepção, definida em conformidade com o padrão IEEE 802.11.

A potência  $Pr_{ij}$  recebida no nó destino  $n_j$  com a transmissão pelo nó  $n_i$  é calculada com base na perda no sistema  $Ls_{ij}$ , a qual é estimada com base em um modelo que caracterize o ambiente de propagação, resultando na seguinte equação, denominada *link-budget*:

$$Pr_{ij} = Pt_i + Gs_{ij} - Ls_{ij} \quad [dBm],$$

em que  $Gs_{ij}$  é o ganho total do sistema.

Como referência, no caso da ferramenta NS-2, foram implementados os modelos de propagação *Free Space* e *Two-Ray Ground*.

#### 4.4.1.2. Passo 2: Construção de conjunto de gateways candidatos

Em seguida, visando minimizar a complexidade do algoritmo, é construído um conjunto de gateways candidatos  $\bar{p}_{gwc}$ , sobre o qual será realizada a busca pelo sub-conjunto ótimo de gateways  $\bar{p}_{gw}$ , que maximiza a capacidade da rede. Para tanto, a área  $A$  da topologia é particionada em  $N_{sa}$  sub-áreas disjuntas e iguais, resultando no conjunto  $\{A_i\}_{i=1}^{N_{sa}}$ , tal que:

$$A = \bigcup_{i \leq N_{sa}} A_i$$

Para cada sub-área  $A_i$ , um único nó é selecionado dentre os nós que pertencem a esta região, como gateway candidato  $gw_i$ . Vários critérios podem ser utilizados para selecionar o nó candidato, mas foi verificado, através de simulações, que o critério de máxima conectividade proporciona uma boa aproximação para a capacidade máxima por usuário  $G_{max}$  do sistema, a qual foi obtida através de busca exaustiva, com todos os nós da topologia considerados candidatos, como será descrito na seção 4.4.1.4. O critério de máxima conectividade é descrito pela equação:

$$gw_i = \arg \max_{\forall n \in A_i} |\vec{V}_1(n)|$$

em que  $\vec{V}_1(n)$  é um vetor contendo os identificadores dos nós vizinhos imediatos do nó  $n$  e  $|\vec{V}_1(n)|$  é o número de elementos de  $\vec{V}_1(n)$ .

O conjunto de gateways candidatos  $\vec{p}_{gwc}$  é então definido como se segue:

$$\vec{p}_{gwc} = \{\vec{p}_{gw_i}\}_{i=1}^{N_{gwc}},$$

em que  $N_{gwc}$  corresponde ao número de conjuntos candidatos não nulos, sendo, portanto, menor ou igual a  $N_{sa}$ .

#### 4.4.1.3. Passo 3: Construção Matriz de Rotas

Este passo do algoritmo consiste em construir a matriz de rotas  $R(\vec{p}_n, \vec{p}_{gwc})$  da topologia, cujas linhas correspondem a um vetor que representa o caminho entre os nós  $\vec{p}_n$  e os gateways candidatos  $\vec{p}_{gwc}$ , a qual é definida pela seguinte expressão:

$$R(\vec{p}_n, \vec{p}_{gwc}) = \{\vec{r}_k(\vec{p}_n, \vec{p}_{gwc})\}_{k=1}^{N_r},$$

em que  $\vec{r}_k(n_s, n_d)$  é uma rota entre os nós  $n_d$  e  $n_s$ ,  $N_r$  é o número total de rotas entre os nós de  $\vec{p}_n$  e  $\vec{p}_{gwc}$ . A rota  $\vec{r}_k(n_s, n_d)$  pode ser expressa como uma seqüência de nós ou enlaces, de acordo com os seguintes formatos:

$$\vec{r}_k(n_s, n_d) = [n_s, n_1, \dots, n_{L-1}, n_d] = [l_{sn_1}, l_{n_1n_2}, \dots, l_{n_{L-1}n_d}],$$

em que  $n_k$  corresponde ao  $k$ -ésimo nó intermediário da rota e  $l_{nmj}$  corresponde ao enlace entre os nós  $n_k$  e  $n_j$ .

Uma rota  $r(n_s, n_d, C)$  é definida como o caminho ótimo entre os nós  $n_d$  e  $n_s$ , segundo uma métrica de roteamento específica e sobre uma topologia com matriz de conectividade  $C$ .

Um critério típico é o caminho mais curto (*shortest-path*), que é tipicamente gerado por protocolos de roteamento do tipo *link-state*, e se baseia na expressão

$$\bar{r}(n_s, n_d, C) = \arg \min_{\forall \bar{r}_i(n_s, n_d, C)} |\bar{r}_i(n_s, n_d, C)|.$$

Outro critério corresponde ao caminho de menor atraso, normalmente proporcionado por protocolos reativos ou distância-vetor, conforme a seguinte formulação:

$$\bar{r}(n_s, n_d, C) = \arg \min_{\forall \bar{r}_i(n_s, n_d, C)} \delta(\bar{r}_i(n_s, n_d, C)),$$

em que  $\delta(\bar{r})$  corresponde ao atraso fim-a-fim sobre uma rota  $\bar{r}$ , calculado como a soma dos atrasos dos enlaces que a compõem, usando

$$\delta(\bar{r}) = \delta_s + \delta_d + \sum_{k=1}^{L-1} \delta(n_k) + \sum_{k=1}^{L-2} \delta(l_{n_k n_{k+1}}),$$

em que  $\delta_s$  é o atraso no nó origem,  $\delta_d$  é o atraso no nó destino,  $\delta(n_k)$  é o atraso no nó  $n_k$  e  $\delta(l_{n_k n_{k+1}})$  é o atraso de propagação no enlace  $l_{n_k n_{k+1}}$ .

Visando simplificar a busca das rotas, adotou-se um critério do menor atraso simplificado, considerando apenas o atraso de propagação nos enlaces. Neste caso, a busca pela rota ótima se baseia no algoritmo de Dijkstra, aplicado sobre a matriz de atraso de propagação  $D$ , definida por

$$D = \{\delta_{ij}\}_{i,j=1}^N,$$

em que

$$\delta_{ij} = \begin{cases} d_{ij} / c, & \text{se } c_{ij} = 1 \\ 0, & \text{se } c_{ij} = 0 \end{cases},$$

no qual  $c$  corresponde à velocidade da luz no vácuo.

#### 4.4.1.4. Passo 4: Aplicação do método de Monte Carlo

Um vez definida a matriz de rotas  $R(\vec{p}_n, \vec{p}_{gw})$ , o próximo passo do algoritmo consiste em realizar uma busca pelo conjunto ótimo de gateways  $\vec{p}_{gw}^*$  que maximiza a capacidade suportada por usuário para uma topologia de matriz de conectividade  $C$ , sendo a capacidade máxima  $G_{max}$  expressa por:

$$G_{max} = \max_{\forall \vec{p}_{gw} \subset \vec{p}_{gwc}} G(\vec{p}_{gw}, \vec{p}_n, C).$$

Neste caso, o conjunto  $\vec{p}_{gw}^*$  é representado pela equação

$$\vec{p}_{gw}^* = \arg \max_{\forall \vec{p}_{gw} \subset \vec{p}_{gwc}} G(\vec{p}_{gw}, \vec{p}_n, C).$$

O cálculo da capacidade  $G(\vec{p}_{gw}, \vec{p}_n, C)$  se baseia no método proposto por Jun e Sichitiu, sendo descrito no Apêndice E. Para estimar a capacidade  $G_{max}$  realiza-se, portanto, uma busca com restrições sobre todas as possíveis combinações de posicionamento de gateways em uma dada topologia, considerando que os gateways deverão ser posicionados apenas em localizações onde está prevista a presença de um nó de usuário.

Finalmente, adota-se o método de Monte Carlo para calcular a capacidade média  $G_m$ , sobre um conjunto de topologias  $\{T_i\}_{i=1}^M$  com nós e gateways aleatoriamente distribuídos, em função da densidade de *gateways* e nós nesta área, como se segue:

$$G_m(\rho_n, \rho_g) = \frac{1}{M} \sum_{i=1}^M G_{max}(\vec{p}_n, \vec{p}_g, C_i),$$

em que,  $\rho_g$  é a densidade de gateways,  $M$  é a quantidade total de topologias,  $C_i$  é a matriz de conectividade da  $i$ -ésima topologia.



#### 4.5. Resultados quantitativos

Visando gerar subsídios para elaboração de uma metodologia de planejamento de redes ad hoc sem fio, realizou-se um conjunto de simulações com os seguintes objetivos:

- Validar o modelo de capacidade proposto;
- Quantificar o impacto da quantidade de nós sobre a capacidade;
- Determinar a quantidade e o posicionamento de *gateways* de modo a maximizar a capacidade oferecida para cada usuário;
- Determinar o número máximo de nós em um cluster ad hoc;
- Determinar o comprimento médio de rota em função do número de nós e do número de *gateways*;
- Quantificar o impacto do raio de cobertura dos nós sobre a capacidade;
- Quantificar o impacto do grau de utilização dos serviços da rede sobre a capacidade.

##### 4.5.1. Validação do modelo de dimensionamento de capacidade

A validação do modelo de dimensionamento de capacidade proposto foi realizada através da comparação com resultados obtidos através da ferramenta de simulação de redes NS-2. Para tanto, adotaram-se os cenários descritos na Tabela 4.1, que compreendem topologias de 25, 50 e 100 nós, com 1, 3 e 5 *gateways* posicionados de forma a maximizar a capacidade da rede.

| Cenários para Validação   |                                |
|---------------------------|--------------------------------|
| Número de nós             | 25, 50 e 100                   |
| Número de <i>gateways</i> | 1,3 e 5                        |
| Área de simulação         | 2,5 km x 2,5 km                |
| Número de topologias      | 15                             |
| Tempo de simulação (NS-2) | 300s                           |
| Modelo de propagação      | <i>Two-Ray Ground</i>          |
| Raio de cobertura         | 750 m                          |
| Potência de transmissão   | 20 dBm                         |
| Protocolo de roteamento   | DSR                            |
| Protocolo MAC             | IEEE 802.11b                   |
| Modelo de Tráfego         | <i>Constant Bit Rate (CBR)</i> |
| Taxa de transmissão (PHY) | 11 Mbps                        |

Tabela 4.1- Cenários de validação do modelo de capacidade.

Uma vez que o modelo de capacidade se baseia estritamente no compartilhamento de acesso na camada de enlace de dados, o cenário foi especificado de forma a minimizar o impacto do protocolo de roteamento. Para tanto, adotou-se topologias fixas e o protocolo DSR, que apresenta a propriedade de gerar pouco tráfego de controle em cenários de baixa mobilidade.

Os resultados obtidos estão descritos na Tabela 4.2 e na Figura 4.2, para redes de 25, 50 e 100 nós com 1, 3 ou 5 gateways. Os valores são apresentados em termos de capacidade por usuário ( $G_m$ ), em Mbps. Observa-se a consistência dos resultados gerados através do modelo, com valores próximos dos obtidos com a ferramenta NS-2. Pode-se ainda verificar a diminuição da capacidade com o aumento do número de nós, que é mais acentuada quanto maior o número de gateways, indicando que em topologias menos densas, obtém-se maior ganho de capacidade com o aumento da quantidade de gateways.

| # Nós \ # gateways | 25 Nós |          | 50 Nós |          | 100 Nós |          |
|--------------------|--------|----------|--------|----------|---------|----------|
|                    | Modelo | Simulado | Modelo | Simulado | Modelo  | Simulado |
| 1 Gw               | 0,20   | 0,24     | 0,16   | 0,12     | 0,09    | 0,06     |
| 3 Gw               | 0,63   | 0,75     | 0,40   | 0,45     | 0,23    | 0,28     |
| 5 Gw               | 1,10   | 1,01     | 0,44   | 0,47     | 0,31    | 0,24     |

Tabela 4.2- Capacidades, em Mbps, estimada através do modelo proposto e do simulador NS-2.

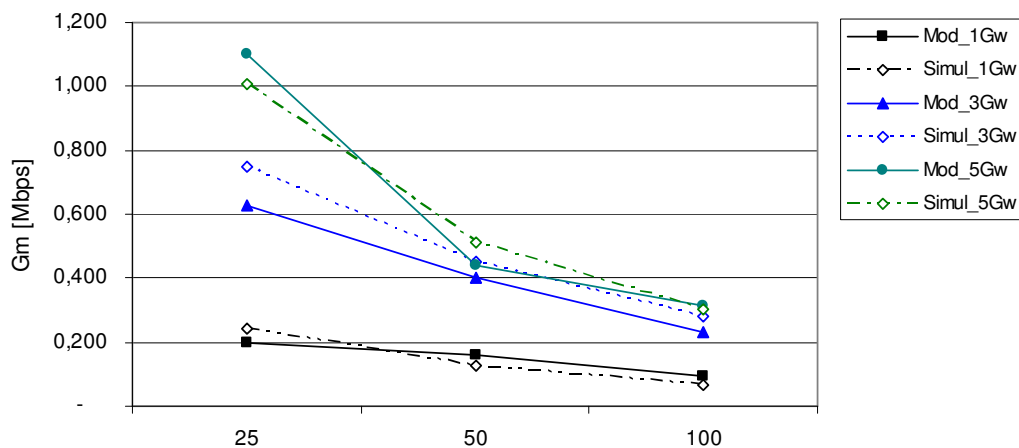


Figura 4.2- Representação gráfica dos resultados de validação, com comparação entre resultados obtidos através do modelo proposto e da ferramenta NS-2.

#### 4.5.2. Resultados quantitativos do modelo de dimensionamento de capacidade

O cenário de simulação adotado é caracterizado pelo conjunto de atributos ilustrado na Tabela 4.3. Vale notar que foi adotada como parâmetro a densidade de nós da rede, visando eliminar a dependência em relação à área da topologia. Para tanto, no método de Monte Carlo descrito na seção 4.4.1.4, foram utilizadas 10 topologias com diferentes áreas para cada densidade de nós. A mesma abordagem foi adotada para permitir a adoção da densidade de *gateways*, evitando a dependência de um valor específico de área da topologia.

| Cenário de Simulação      |   |
|---------------------------|---|
| Topologias                | Nós posicionados aleatoriamente em uma área retangular. |
| Densidade de nós          | 7,5; 12,5; 25; 37,5; 50 nós/km <sup>2</sup>             |
| Modelo de propagação      | <i>TwoRayGround</i>                                     |
| Raio de cobertura         | 750 m   |
| Potência de transmissão   | 20 dBm  |
| Protocolo MAC             | IEEE 802.11b  |
| Modelo de Tráfego         | <i>Constant Bit Rate (CBR)</i>                          |
| Taxa de transmissão (PHY) | 11 Mbps   |

Tabela 4.3- Cenário de simulação de capacidade em redes ad hoc e mesh sem fio.

##### 4.5.2.1. Impactos do aumento da densidade de *gateways*

A quantidade de *gateways* em uma rede ad hoc ou mesh sem fio tem impacto significativo na capacidade média disponibilizada a cada usuário ( $G_m$ ). Trata-se de um parâmetro essencial no dimensionamento de uma rede ad hoc ou mesh, porém de difícil tratamento analítico, devido à grande quantidade de fatores que exercem algum tipo de influência sobre o valor observado desta grandeza.

A Figura 4.3 ilustra os resultados obtidos para capacidade média  $G_m$  em função do número de *gateways*, adotando a densidade de nós como parâmetro. Observa-se que, independentemente da densidade de nós, o aumento da densidade de *gateways* não implica no aumento de  $G_m$  na mesma proporção. De fato, independentemente da densidade de nós na rede, existe um valor de densidade de *gateways* a partir do qual um aumento nesta densidade não resulta em um aumento significativo da capacidade por nó. Deste modo, existe um número suficiente de *gateways* que permite aproximar a capacidade máxima do sistema, o qual pode ser adotado para minimizar os custos de implantação.

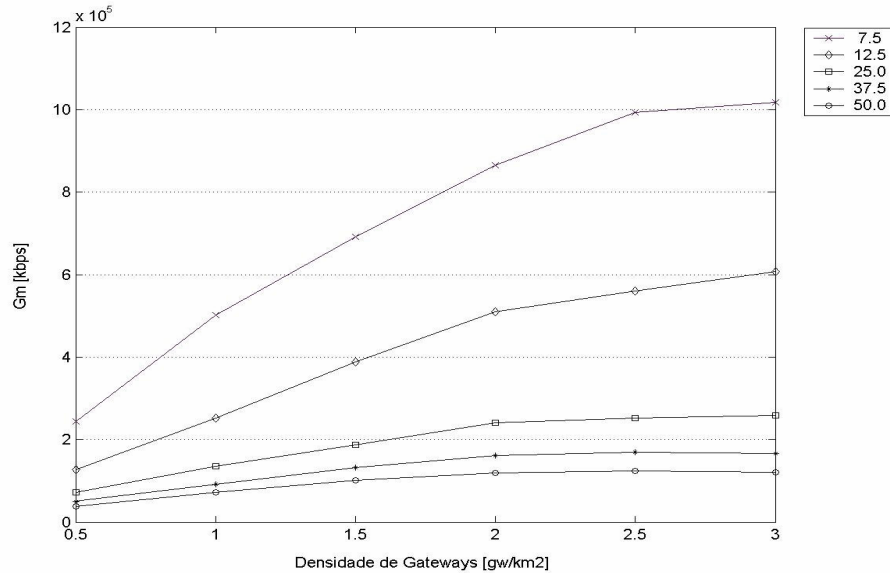


Figura 4.3- Capacidade  $G_m$  por usuário em função densidade de *gateways*, para diferentes densidades de nós.

Inicialmente, a tendência de aumento da capacidade se deve à redução da carga transportada sobre os diversos domínios de colisão da rede, na medida em que se aumenta o número de *gateways*. Contudo, a partir de uma certa densidade de *gateways*, começa a haver sobreposição entre os respectivos domínios de colisão, que impede o aumento da capacidade por nó  $G_m$ .

A Figura 4.4 ilustra a relação entre a capacidade máxima por usuário, obtida para a quantidade e posicionamento ótimo de *gateways*, e a densidade de nós, comparada com a aproximação dada pela expressão

$$G_{\max}^* = \frac{7,4}{\rho_n},$$

em que  $G_{\max}^*$  é a capacidade máxima expressa em Mbps e  $\rho_n$  corresponde à densidade de nós, considerando distribuição uniforme em uma área.

Portanto, é possível concluir que  $G_{\max}^*$  obedece a seguinte relação

$$G_{\max}^* \propto \frac{1}{\rho_n},$$

que coincide com a relação descrita por Jun e Sichitiu [Jun03] e confirma a consistência dos resultados obtidos.

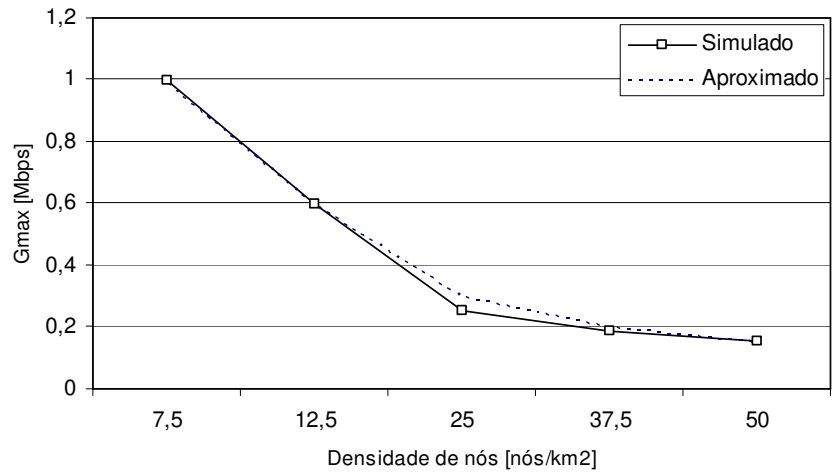


Figura 4.4- Capacidade máxima simulada e aproximada em função da densidade de nós, para número ótimo de *gateways*.

#### 4.5.2.2. Posicionamento de gateways

Com base nos algoritmos descritos na seção 4.4.1 e no Apêndice E, é possível determinar a posição dos *gateways* que maximiza a banda  $G_m$  disponibilizada aos usuários.

Para exemplificar os resultados gerados, foram considerados cenários com 5 *gateways*, e uma topologia de 50 nós. A Figura 4.5 ilustra a posição ótima dos *gateways* e a Figura 4.6 ilustra o posicionamento ótimo com as respectivas áreas de cobertura deste conjunto de *gateways*. Observa-se que os *gateways* são posicionados de modo a maximizar o número de nós cobertos e se concentram nas regiões com maior densidade de nós, de modo a minimizar a tendência de maior congestionamento dos domínios de colisão nestas áreas. Conclui-se, portanto, que o posicionamento ótimo dos *gateways* tende a minimizar a sobrecarga dos domínios de colisão da rede, de modo que as regiões com maior densidade de nós concentrem a maior parte dos *gateways* disponíveis.

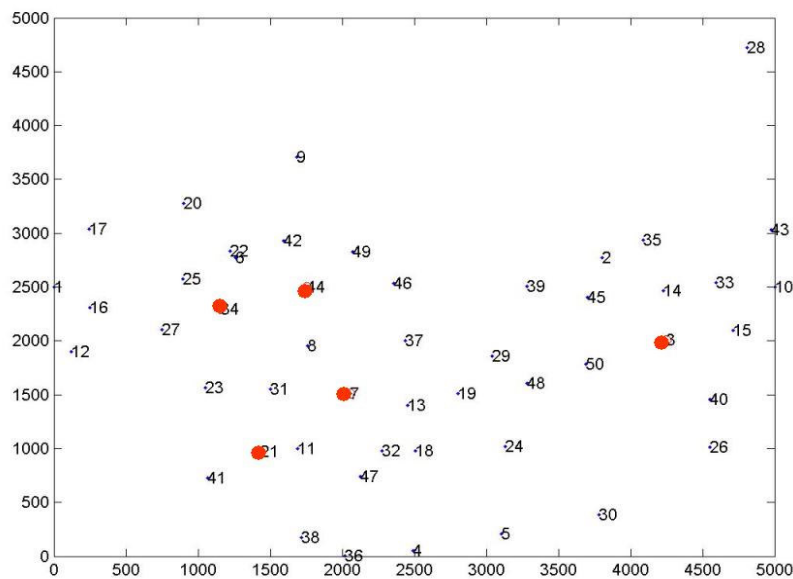
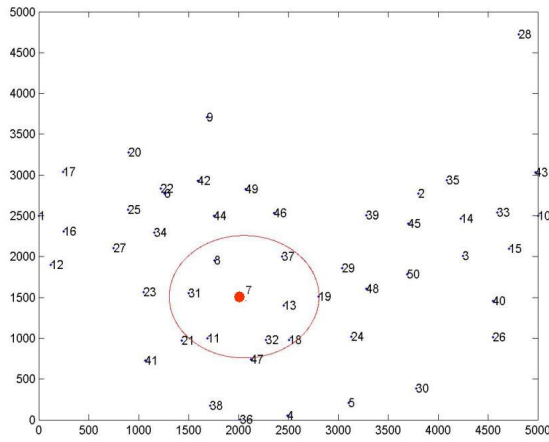
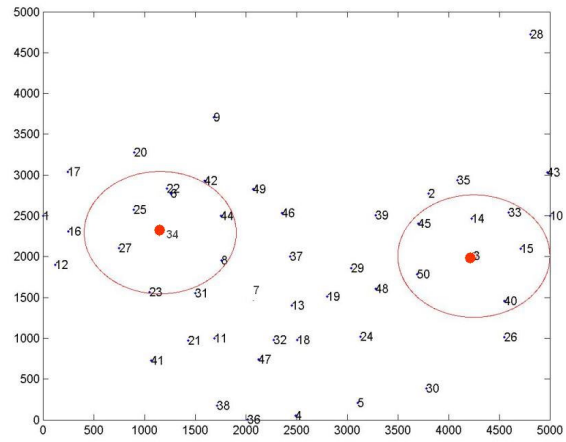


Figura 4.5- Posicionamento ótimo de *gateways* em topologias de 50 nós.

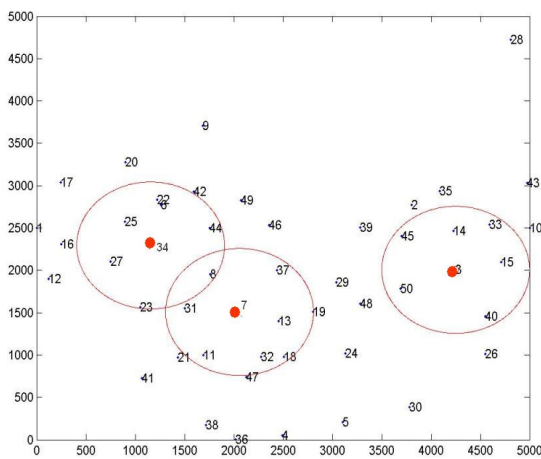
#### 4. Capacidade de Redes Ad Hoc e Mesh Sem Fio



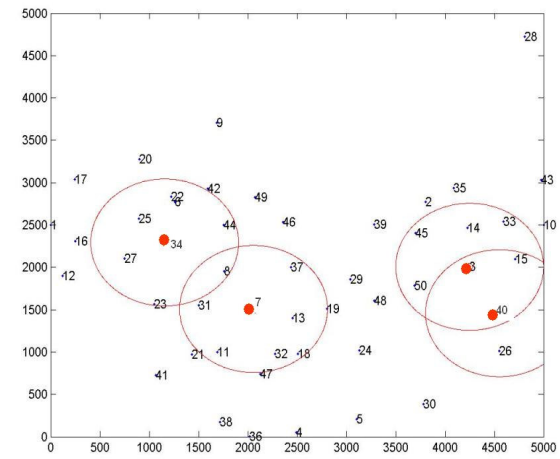
(a)



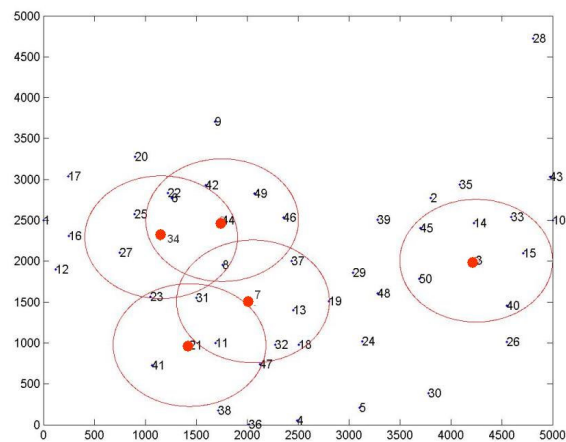
(b)



(c)



(d)



(e)

Figura 4.6- Posicionamento e cobertura de gateways em uma topologia com 50 nós e: (a) 1 gateway (b) 2 gateways (c) 3 gateways (d) 4 gateways (e) 5 gateways.

### 4.5.2.3. Identificação de enlaces congestionados

A determinação dos enlaces gargalo constitui uma importante ferramenta para o planejamento e otimização da rede, pois permite determinar com antecedência os prováveis pontos de congestionamento da rede, permitindo adotar medidas para prevenir ou minimizar o problema, possivelmente introduzindo nós *gateways*. Através do modelo de capacidade proposto (vide seção 4.4.1 e Apêndice E), são determinados os enlaces com maior volume de tráfego da rede, que representam gargalos para o escoamento do tráfego na rede. As figuras 4.8, 4.9 e 4.10 ilustram os enlaces mais congestionados em topologias de 25, 50 e 100 nós. Em todos os casos, o nó gargalo sempre pertence ao domínio de colisão de um dos *gateways*, como é característico de redes mesh, visto que o *gateway* é origem ou destino de todo o tráfego da rede.

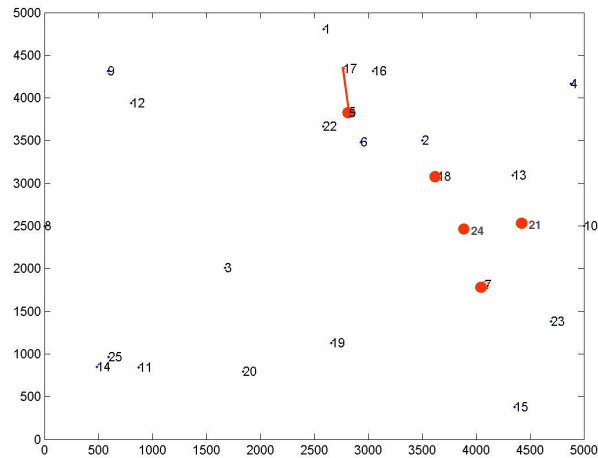


Figura 4.7- Enlace gargalo em topologia de 25 nós: entre nós 5 e 17.

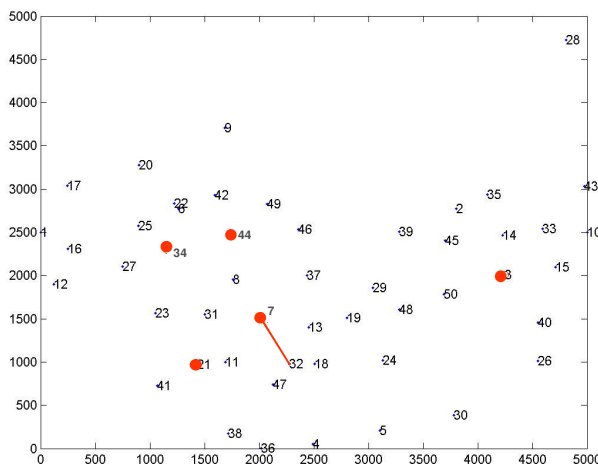


Figura 4.8- Enlace gargalo em topologia de 50 nós: entre nós 7 e 32.



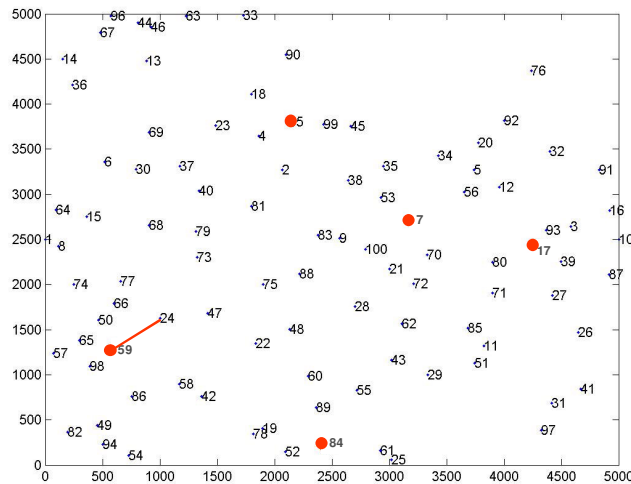


Figura 4.9- Enlace gargalo em topologia de 100 nós: entre nós 59 e 24.

#### 4.5.2.4. Impacto do raio de cobertura

O raio de cobertura de cada nó representa um fator de grande relevância para o comportamento de uma rede ad hoc ou mesh sem fio, pois tem impacto direto no comprimento das rotas a serem estabelecidas. Visando quantificar este impacto em topologias de menor densidade de nós, adotou-se um cenário de simulação com grade de 2,5 km x 2,5 km, com fator de uso de 0,4 e 3 gateways. Os demais parâmetros são descritos na Tabela 1.

A Figura 4.10 ilustra os resultados obtidos para topologias de 25 e 50 nós, considerando raios de 300 m, 500 m, 750 m, 1000 m e 1250 m. Observa-se que a capacidade por usuário  $G_m$  diminui com o aumento do raio de cobertura, seguida de uma estabilização. Por um lado, ocorre redução de  $G_m$  devido ao aumento do carregamento dos domínios de colisão em função do aumento da disputa pelo meio em enlaces CSMA/CA, que resulta do aumento do raio de cobertura. Por outro lado, o aumento dos raios de cobertura dos nós resulta na redução do comprimento das rotas, o que contribui para o aumento da capacidade  $G_m$  e compensa o efeito do aumento do carregamento dos domínios de colisão, resultando na estabilidade observada.

Deste modo, a redução da capacidade em uma topologia com maior densidade de nós deve ser bem mais abrupta, exatamente pelo maior efeito de congestionamento dos domínios de colisão. De fato, a Figura 4.10 indica que para raios de cobertura acima de 500 m, a capacidade  $G_m$  corresponde praticamente à metade da observada para raios abaixo de 500 m no caso das

topologias com 50 nós. No caso das topologias de 25 nós, observa-se uma menor redução da capacidade com o aumento da cobertura.

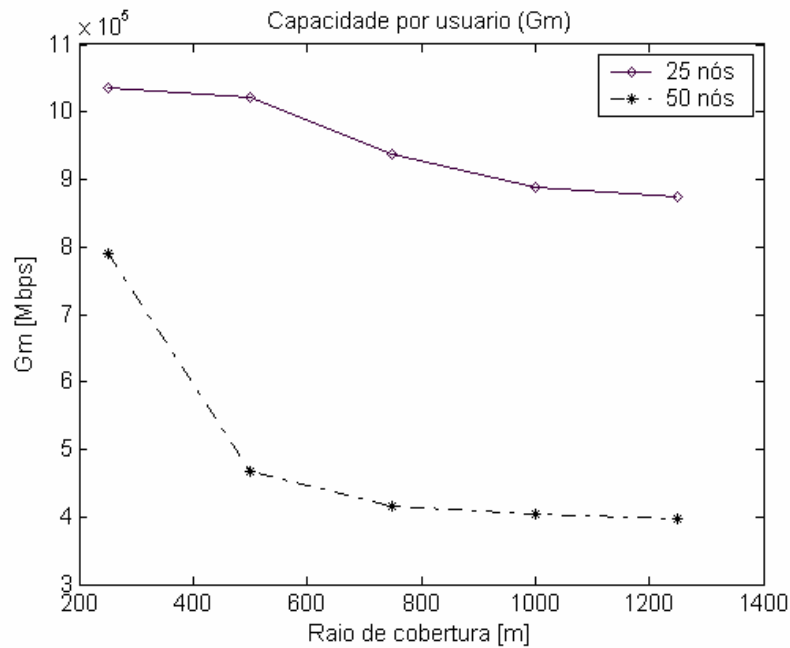


Figura 4.10- Capacidade  $G_m$  em função do raio de cobertura por nó.

#### 4.5.2.5. Impacto dos perfis dos usuários e dos serviços

Em cenários reais de operação de uma rede ad hoc sem fio, há normalmente um conjunto de aplicações e serviços a serem suportados, que impõem diferentes requisitos mínimos de desempenho. Estes requisitos são normalmente expressos em termos de vazão, perda de pacotes, atraso fim-a-fim e *jitter* (variação média do atraso fim-a-fim), e precisam ser considerados no planejamento da rede.

Na metodologia proposta, considera-se que a rede ad hoc não suporta mecanismos avançados de gerenciamento de QoS, tais como reserva de banda e diferenciação de classes de serviço. Deste modo, o modelo de capacidade adotado provê estimativas apenas da vazão nos enlaces e nós da rede e as estimativas de atraso e *jitter*, se necessárias, deverão ser obtidas com base em simuladores de evento discreto (ex.: NS-2).

Outro aspecto a ser considerado é o grau de utilização da rede. Sabe-se que, estatisticamente apenas um subconjunto dos usuários de uma rede de pacotes está

simultaneamente conectado e gerando tráfego, resultando em uma sub-utilização dos recursos da rede. Esta sub-utilização tem relação com os perfis de tráfego e o comportamento dos usuários.

A influência dos perfis de tráfego pode ser modelada de forma simplificada através de fatores de correção, como o *Overbooking Factor* [Huang06], conforme mencionado anteriormente.

Visando representar o comportamento dos usuários, define-se o Fator de Utilização ( $v_u$ ) como sendo a fração dos usuários ativos da rede e que podem possuir sessões de tráfego ativas simultaneamente. Trata-se, portanto, de um fator relacionado ao perfil de comportamento dos usuários e serve para estimar a demanda média de tráfego a ser suportada pela rede. Deste modo,  $v_u$  igual a 0,1 indica que apenas 10% dos usuários estarão ativos simultaneamente na rede, com possibilidade de estabelecer sessões de tráfego para quaisquer tipos de serviço.

O impacto de  $v_u$  sobre a vazão  $G_m$  é ilustrado na Figura 4.11, obtido a partir da média de topologias de 25 e 50 nós uniformemente distribuídos a área a ser coberta. Observa-se a redução da capacidade com o aumento de  $v_u$ , com a topologia de 50 nós sendo mais impactada devido a maior quantidade de nós gerando tráfego simultaneamente. Outro ponto relevante é que não se observa redução significativa de  $G_m$  para valores de  $v_u$  acima de 0,8.

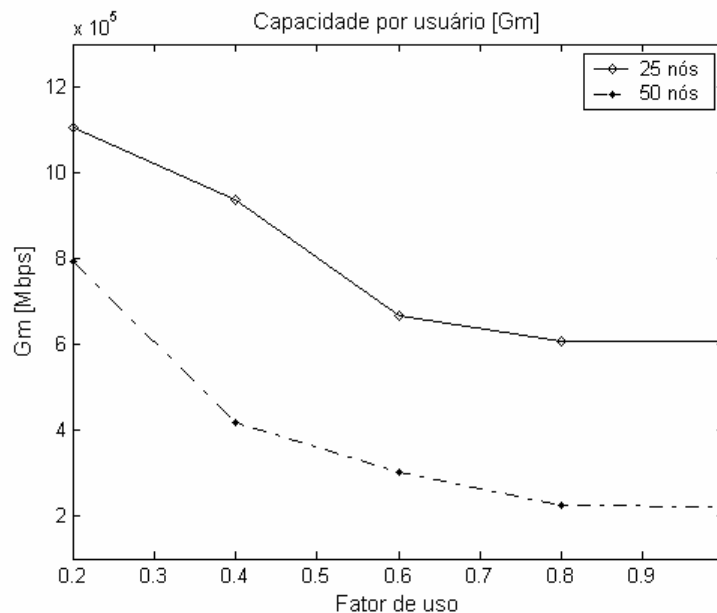


Figura 4.11- Capacidade  $G_m$  em função do fator de utilização.

#### 4.6. Metodologia de planejamento de redes ad hoc e mesh sem fio

A partir dos resultados descritos nas seções anteriores, propõe-se nesta seção uma metodologia para o planejamento de redes ad hoc sem fio com foco na maximização da capacidade disponível aos usuários finais. A metodologia consiste no conjunto de procedimentos descritos a seguir.

Vale salientar que esta metodologia se restringe a redes fixas sem fio empregando o esquema de acesso CSMA/CA (ex.: padrão IEEE 802.11b) e a protocolos de roteamento baseados no critério de atraso mínimo. A mobilidade pode, no entanto, ser modelada através da caracterização do desempenho de protocolos de roteamento em cenários de mobilidade.

##### 4.6.1. Levantamento topológico

Inicialmente, realiza-se um levantamento da quantidade e posicionamento dos nós fixos da rede, bem como da área total a ser coberta pela rede. Neste caso, deve-se construir uma região retangular de área equivalente a ser coberta e as coordenadas dos nós deverão ser relativas ao ponto de origem correspondente ao canto inferior esquerdo da grade. A partir deste levantamento, são obtidas informações como a densidade de nós e a cobertura média necessária para cobrir as regiões de interesse.

##### 4.6.2. Levantamento dos parâmetros sistêmicos

Nesta etapa, os parâmetros que caracterizam a solução tecnológica a ser adotada são levantados, correspondendo às entradas necessárias para o modelo de simulação de capacidade. Os parâmetros necessários são:

- Modelo de propagação (*Two Ray-Ground* ou *FreeSpace*);
- Sensibilidade do receptor, em dBm;
- Raio de cobertura, em metros;
- Frequência de operação, em Hz;
- Potência de transmissão, em W;
- Ganho da antena de transmissão (linear), em dB;
- Ganho da antena de recepção (linear), em dB;
- Altura da antena transmissora, em metros;
- Altura da antena receptora, em metros.

O modelo de propagação a ser adotado são, em princípio, os mesmos suportados no NS-2 (*TwoRayGround* ou *FreeSpace*). Contudo, o modelo pode ser facilmente aprimorado para suportar outros modelos de propagação, analíticos ou empíricos. Deste modo, a realização de um *site-survey* (pesquisa de condições de propagação) no local de implantação pode proporcionar informações mais precisas para a determinação da cobertura esperada para os nós da rede ad hoc.

#### 4.6.3. Levantamento da demanda de tráfego

Esta etapa consiste no levantamento da previsão de demanda de tráfego de cada nó da rede, bem como da caracterização dos níveis de qualidade de serviço, compreendendo:

- Identificação dos tipos de tráfego, estabelecendo a devida prioridade para cada um;
- Determinação das estatísticas de tráfego na implantação e prever as futuras estatísticas, incluindo custo, número médio de fluxos simultâneos, duração estimada e pares fonte-destino na rede;
- Examinar a infra-estrutura existente, assegurando que a largura de faixa disponível seja suficiente para acrescentar novas aplicações e serviços;
- Definir os critérios de qualidade de serviço a serem considerados no planejamento: atraso, perda de pacotes e *jitter*.

A caracterização do tráfego depende das aplicações que irão trafegar na rede. Os parâmetros a serem quantificados são: a taxa de chegada de pedidos, taxa de envio, o grau de utilização (valores médios, de pico, da hora de maior movimento). Trata-se de uma etapa importante do processo, podendo ser analisadas características como dependência de longa duração e auto-similaridade, extensivamente verificados e documentados em redes de dados. Deste modo, as seguintes informações devem ser especificadas:

6. Aplicações e serviços de interesse: devem ser determinados os serviços e aplicações que deverão ser suportados pela rede, bem como os respectivos requisitos mínimos de desempenho;
7. Requisito de banda da rede: com base em um cenário de pior caso, assume-se que todos os nós da rede precisam ter acesso a uma banda mínima  $B_{min}$ , necessária para suportar as aplicações e serviços com maiores requisitos de banda;

8. Parâmetros do modelo de tráfego: considerando que o modelo de capacidade proposto se baseia em tráfego do tipo CBR, para o qual se determina o comprimento médio dos pacotes e a taxa de transmissão requerida. No caso de tráfegos elásticos ou em rajadas, a demanda de tráfego de cada aplicação ou serviço pode ser estimada a partir de modelos estatísticos, baseados em parâmetros como a taxa de chegada e taxas de envio de chamadas ou pacotes (valores médios, de pico, da hora de maior movimento). Neste caso, uma abordagem comum consiste no emprego do *Overbooking Factor* [Huang06], para mapear o perfil de um tráfego elástico em um perfil equivalente de tráfego CBR, em termos do requisito de banda, simplificando o dimensionamento em cenários de múltiplos serviços.

#### 4.6.4. Dimensionamento da quantidade e posicionamento dos *gateways*

Os cenários de operação característicos de redes ad hoc e mesh sem fio se baseiam na utilização de roteadores e *gateways* sem fio. Neste caso, a expansão da rede ocorre sob demanda, não sendo possível realizar um planejamento prévio da rede. Deste modo, o dimensionamento da quantidade de nós *gateways* deve procurar atingir dois objetivos essenciais:

1. Garantia de capacidade: apesar de não suportar reserva de banda, a rede deve suportar a vazão mínima necessária para transportar os serviços de interesse com qualidade aceitável;
2. Garantia de cobertura: a implantação de *gateways* pode ser necessária para garantir cobertura a todos os usuários ou para acrescentar redundância para minimizar as chances de particionamento da rede.

Para atender o primeiro objetivo, utiliza-se o modelo de capacidade proposto na seção 4.4, focando nos resultados de simulação referentes ao impacto do aumento da quantidade de *gateways*. Observa-se na Figura 4.3 que há uma tendência de estabilização da capacidade máxima por usuário  $G_m$ . Este comportamento pode ser explicado a partir da análise do comprimento médio de rotas com o aumento da quantidade de *gateways*. Observa-se que existe uma quantidade de *gateways*  $Q_{GW}$  tal que a quase totalidade dos nós da rede pertençam à área de cobertura de pelo menos um *gateway*. Nesta condição, o comprimento das rotas tende a ser unitário e os domínios de colisão tendem a ficar menos congestionados pelo tráfego de outros

*gateways*, maximizando a capacidade disponível  $G_m$ . Por outro lado, acrescentar *gateways* além da quantidade  $Q_{GW}$  neste cenário não reduz significativamente a carga sobre os domínios de colisão e, portanto, não contribui para um aumento significativo de capacidade, que tende a ser limitada a um valor  $G_{max}$ .

O segundo objetivo é atendido ao se garantir que todos os nós da rede tenham alguma rota para pelo menos um dos *gateways* determinados, de modo que possam se conectar a redes externas. Caso existam nós clientes na topologia sem rota para ao menos um *gateway*, deve-se adicionar a quantidade mínima de *gateways* ( $Q_m$ ) necessária para garantir a cobertura a este conjunto. Deste modo, a quantidade total  $Q_t$  de *gateways* é dada por  $Q_{GW} + Q_m$ .

##### 4.6.5. Dimensionamento da vazão requerida por *gateway*

Uma vez definida a quantidade e posicionamento dos *gateways*, deve-se estimar a vazão a ser suportada pelos enlaces *backhaul* (concentradores) de cada *gateway*. O modelo de capacidade implementado (vide seção 4.4) fornece uma estimativa de vazão média por usuário, através do método de Monte Carlo. Contudo, observando a relação entre as densidades de nós e *gateways*, pode-se também obter uma estimativa de vazão média por *gateway* ( $S_{GW}$ ) através da equação:

$$S_{GW} = \frac{\rho_n \cdot v_u}{\rho_{GW}} G_m,$$

em que  $\rho_n$  é a densidade de nós,  $v_u$  é o fator de utilização e  $\rho_{GW}$  é a densidade de *gateways* da topologia.

##### 4.6.6. Exemplo de dimensionamento de capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio

Visando exemplificar aplicação da metodologia de planejamento proposta, foram definidos cenários hipotéticos para dimensionamento da quantidade de *gateways*, com topologias com densidades de nós de 12.5, 25 e 50 nós/km<sup>2</sup>, área de 5 km x 5 km e raio de cobertura de 750 m.

São considerados 4 tipos de serviços, com diferentes requisitos de banda e perfis de tráfego, como descrito na Tabela 4.4. Para cada serviço, é definido um fator de *overbooking* que

modela a elasticidade do perfil de tráfego correspondente, a partir do qual é estimada a demanda de tráfego por serviço, bem como a demanda total por usuário, assumindo que o usuário seja assinante de todos os serviços.

| Serviço                         | Requisito de banda por serviço [kbps] | Fator de <i>Overbooking</i> | Demanda de tráfego por serviço [kbps] |
|---------------------------------|---------------------------------------|-----------------------------|---------------------------------------|
| Dados residencial               | 256                                   | 0,1                         | 25,6                                  |
| VoIP residencial                | 80                                    | 0,25                        | 20,0                                  |
| Dados corporativo               | 512                                   | 0,19                        | 100,0                                 |
| VoIP corporativo                | 80                                    | 0,25                        | 20,0                                  |
| Demanda de tráfego total [kbps] |                                       |                             | <b>165,6</b>                          |

Tabela 4.4- Dimensionamento da demanda de tráfego total por usuário, considerando quatro tipos de serviços.

A demanda de tráfego  $G_m$  por usuário é de 165,6 kbps. Através das curvas de capacidade ilustradas na Figura 4.3, é possível determinar a densidade de *gateways*  $Q_{GW}$  necessária para garantir a capacidade por usuário  $G_m$ . A Figura 4.12 ilustra este procedimento, para as densidades de nós de 12,5 nós/km<sup>2</sup>, 25 nós/km<sup>2</sup> e 50 nós/km<sup>2</sup>. No caso da densidade de nós de 12,5 nós/km<sup>2</sup>, por exemplo, encontra-se uma densidade de *gateways*  $\rho_{GW}$  de 0,5 gw/km<sup>2</sup>, que implica em aproximadamente 13 *gateways* para cobrir a área de 25 km<sup>2</sup>. O resultado deste procedimento é ilustrado na Tabela 4.5.



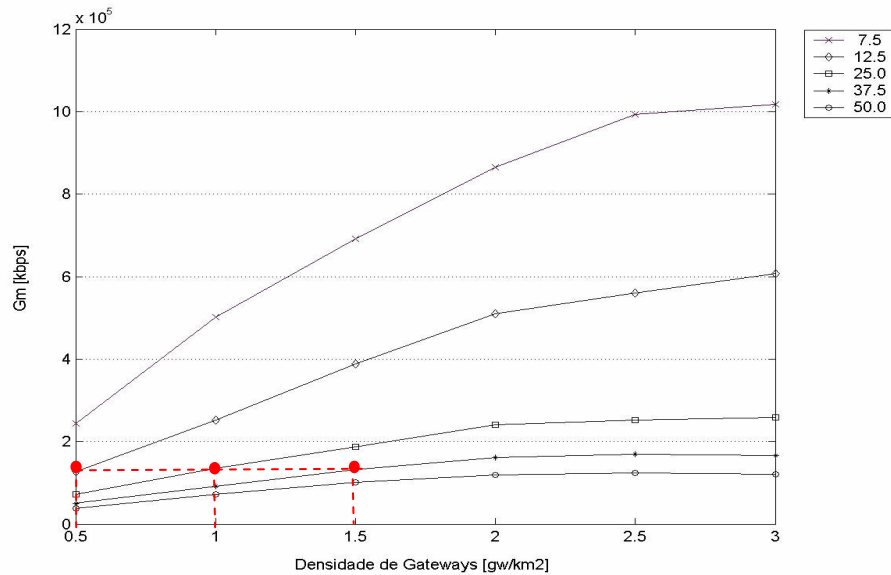


Figura 4.12- Exemplo de dimensionamento da densidade de *gateways* necessária para suportar a capacidade de redes ad hoc e mesh sem fio.

| Densidade de nós $\rho_n$<br>[nós/km <sup>2</sup> ] | Densidade de <i>gateways</i> $\rho_{GW}$<br>[gw/km <sup>2</sup> ] | Quantidade de <i>gateways</i><br>$Q_{GW}$ |
|---|---|---|
| 12,5  | 0,50  | 13  |
| 25  | 1,00  | 25  |
| 37,5  | 1,50  | 38  |

Tabela 4.5- Dimensionamento da quantidade  $Q_{GW}$  de *gateways* para atender a capacidade por nó requerida.

Uma vez definida a quantidade  $Q_{GW}$  de *gateways*, deve-se determinar o posicionamento ótimo dos mesmos na topologia, utilizando os algoritmos descritos na seção 4.4.1.

O próximo passo consiste em estimar a vazão média requerida por *gateway*  $S_{GW}$ , para os enlaces *backhaul*. Aplicando a equação descrita na seção 4.6.5 sobre os resultados da Tabela 4.5, considerando fator de utilização  $v_u$  unitário, são obtidos os resultados da Tabela 4.6. Observa-se que a vazão média  $S_{GW}$  apresenta tendência de aumentar com o crescimento da densidade de nós, mantendo-se o mesmo nível de fator de utilização.

| Densidade de nós $\rho_n$<br>[nós/km <sup>2</sup> ] | Densidade de gateways $\rho_{GW}$<br>[gw/km <sup>2</sup> ] | Vazão média por gateway $S_{GW}$<br>[Mbps] |
|---|--|--|
| 12,5  | 0,50   | 4,0  |
| 25  | 1,00   | 4,1  |
| 37,5  | 1,50   | 4,1  |

Tabela 4.6- Vazão média por gateway  $S_{GW}$ , em Mbps.

A partir deste cálculo, é possível estimar o tipo de enlace *backhaul*, que deverá suportar a demanda  $S_{GW}$  estimada. Neste caso, por exemplo, torna-se necessário um enlace de capacidade moderada, que pode corresponder a um conjunto de conexões E1 sobre uma rede óptica ou sobre um enlace sem fio ponto-a-ponto de alta capacidade. Deve-se verificar a possibilidade de implantar enlaces *backhaul* (concentradores) para os nós selecionados como *gateways*, gerando um outro posicionamento caso haja algum impedimento prático ou estratégico.

#### 4.7. Conclusão

As redes ad hoc e mesh sem fio apresentam características que representam obstáculos para o dimensionamento de capacidade. Além de toda a complexidade intrínseca para modelar capacidade em redes sem fio, torna-se necessário tratar sistemas distribuídos, em que inexistem elementos responsáveis pela coordenação do acesso dos nós, com topologias dinâmicas. Ou seja, as metodologias convencionais de dimensionamento baseadas em topologia ponto-multiponto não são aplicáveis na maioria dos cenários.

Através do modelo de capacidade proposto nesta tese, foram construídas curvas de referência para o dimensionamento da capacidade média por nó  $G_m$  em redes ad hoc e mesh sem fio, em função da densidade de nós, da densidade de *gateways*, do raio de cobertura por nó, do perfil de usuários e dos serviços e do comprimento médio das rotas. Observou-se que existe um número de *gateways* acima do qual não se observa um aumento significativo da capacidade média  $G_m$ , sendo o valor máximo  $G_{max}$  função da densidade de nós da rede, decrescendo na ordem de  $1/n$ . Com base nos algoritmos propostos, podem ainda ser determinados o posicionamento ótimo dos *gateways* e os enlaces gargalo de uma topologia específica, bem como os impactos sobre a capacidade média por usuário suportadas

A metodologia do planejamento proposta supõe um levantamento topológico inicial, com a determinação dos nós fixos da rede e da área total a ser coberta. Em seguida, são verificados os parâmetros sistêmicos, tais como modelo de propagação, sensibilidade do receptor, raio de cobertura, frequência de transmissão, potência, ganhos de antena, dentre outros. O passo seguinte é o levantamento da demanda de tráfego, para o qual são levados em conta os serviços a serem suportados, os requisitos de banda, parâmetros do modelo de tráfego, e o perfil de usuários. Cumprida esta etapa, é dimensionada a quantidade de *gateways* com respectivas posições, e a vazão necessária a cada um.

Em comparação com outras abordagens, a metodologia proposta simplifica significativamente a obtenção de estimativas preliminares de capacidade em redes ad hoc e mesh sem fio, na medida em que minimiza a necessidade de simulações pelo emprego de uma família de curvas de capacidade construída, que poderá ser estendida através de novas simulações para ampliar sua abrangência.

## 5 Cobertura e capacidade de redes WiMAX

### 5.1. Introdução

As tecnologias avançadas de redes metropolitanas sem fio (WMAN) banda larga apresentam diversas características que tornam o planejamento de cobertura e capacidade destas redes um desafio. Este fato é particularmente verificado no caso da tecnologia WiMAX, descrita no Capítulo 2.

Uma vez que a interface aérea especificada no padrão IEEE 802.16 é orientada ao transporte de múltiplos serviços, com perfis de tráfego com requisitos de QoS completamente distintos entre si, o próprio conceito de capacidade da rede precisa ser ampliado, na medida em que a banda de transmissão deixa de ser o único parâmetro que a determina. Neste cenário, parâmetros como atraso e variação do atraso (*jitter*) passam a ser adotados nos algoritmos de alocação de recursos da interface aérea, restringindo também a quantidade máxima de usuários suportados pelo sistema. Ou seja, além da banda de transmissão, a capacidade de usuários simultâneos pode ser limitada por atraso, perda de pacotes, *jitter*, dentre outros atributos.

Além dos impactos resultantes do gerenciamento de QoS, o planejamento mais preciso de redes WiMAX requer a modelagem de mecanismos avançados de modulação, codificação, controle de acesso ao meio, controle de mobilidade, dentre outros, o que inviabiliza a adoção de técnicas convencionais de dimensionamento adotadas em redes otimizadas para a transmissão de voz, como as redes celulares.

Outro cenário a ser considerado consiste na adoção de soluções de redes metropolitanas sem fio híbridas, constituídas a partir da integração de redes WiMAX, redes ad hoc e mesh sem fio. Esta abordagem corresponde à arquitetura descrita no Capítulo 2 e é apropriada para a implantação em localidades que apresentam significativa variação na densidade de tráfego demandada ao longo da área a ser coberta. Este é o caso da grande maioria dos municípios do Brasil, por exemplo, que apresentam áreas de maior densidade populacional em seu centro, com maior demanda de tráfego, e áreas menos densas nas periferias e zonas rurais. Neste cenário, a tecnologia WiMAX proporciona melhor relação custo-benefício em áreas de maior densidade de tráfego, enquanto as tecnologias ad hoc e mesh sem fio são adequadas para as áreas de densidades de tráfego baixa a moderada. No caso de redes WMAN híbridas, o planejamento torna-se ainda mais complexo, uma vez que é necessário considerar as características de cada tecnologia e, ao mesmo tempo, garantir o atendimento de requisitos de cobertura e capacidade para a solução integrada.

Este capítulo tem como principal objetivo investigar o dimensionamento de capacidade e cobertura em WMAN híbridas, com foco na determinação de um critério quantitativo para identificação das áreas a serem atendidas por redes WiMAX, ad hoc e mesh sem fio. Para tanto, são apresentadas abordagens analíticas e semi-analíticas, através das seguintes etapas:

- Levantamento de modelos de propagação apropriados para as faixas de frequência de operação de redes WiMAX;
- Dimensionamento de cobertura e capacidade de redes WiMAX;
- Modelagem de Monte Carlo para determinar densidades mínima e média de estações base WiMAX para garantir cobertura e capacidade;
- Modelagem semi-analítica para determinar densidade média de estações base WiMAX para garantir cobertura e capacidade, aproximando resultados do modelo de Monte Carlo;
- Determinação de modelo analítico para estimar demanda de transição entre domínios de cobertura e capacidade de redes WiMAX.

### **5.2. Planejamento de cobertura e capacidade de redes WiMAX**

O planejamento de cobertura e capacidade de redes WiMAX tem sido objeto de diversos trabalhos de pesquisa recentes. Vários aspectos dificultam o dimensionamento da cobertura e

capacidade de redes WiMAX. Em termos de cobertura, por exemplo, um dos obstáculos mais relevantes é a escassez de modelos de predição que apresentem nível de precisão nas faixas de frequência de operação de redes WiMAX, tipicamente acima de 2 GHz. Vale ainda ressaltar as dificuldades na quantificação do impacto dos principais parâmetros sistêmicos definidos no padrão IEEE 802.16 sobre a cobertura e capacidade, bem como o tratamento de múltiplos perfis de tráfego e da mobilidade.

Um trabalho que introduz preliminarmente alguns aspectos sobre capacidade e cobertura de redes IEEE 802.16 foi proposto por Plitsis [Plitsis03]. Foram analisadas algumas características da camada física e de enlace de dados e apresentados alguns resultados de simulação. Contudo, o trabalho não contempla uma maior formalização, uma vez que não são desenvolvidas as principais equações que permitem estimar cobertura e capacidade das redes WiMAX.

Uma abordagem formal mais aprofundada é proposta em [Figueir05], para determinar a cobertura e desempenho de redes WiMAX. Inicialmente, é realizado um levantamento detalhado de modelos de propagação que podem ser utilizados nas faixas de frequência de operação das redes WiMAX, entre 2 GHz e 6 GHz, para as quais há maior dificuldade em encontrar modelos de propagação consistentes. O estudo provê ainda uma análise detalhada da predição de cobertura e dimensionamento de capacidade de redes WiMAX, considerando a camada física OFDM especificada no padrão IEEE 802.16-2004.

### 5.3. Modelos de propagação

A estimativa da perda de propagação é uma etapa essencial no planejamento de redes sem fio, uma vez que conjuntamente com os parâmetros sistêmicos característicos do sistema, permitem a predição de cobertura em um determinado ambiente. A máxima perda de propagação suportada em um cenário específico é determinada pela equação de link budget, descrito pela equação (1).

$$P_{r_{\min}} = P_t + G_t - L_t \text{ [dBm]} \quad (1)$$

onde  $P_{r_{\min}}$  é a sensibilidade de recepção,  $P_t$  é a potência de transmissão,  $G_t$  é o ganho total do sistema, e  $L_t$  é a perda total do sistema.

A perda total do sistema corresponde à soma de todas as perdas entre transmissor e receptor, incluindo a perda de propagação ( $L_t$ ), perdas em cabos e conectores, bem como

margens de desvanecimento (*fading*). Por outro lado, o ganho total do sistema compreende todos os fatores que contribuem para aumentar o nível do sinal na recepção, tais como ganhos de antena e diversidade.

Outra expressão importante, relacionada ao cálculo do *link budget*, é descrita na equação (2), que define a sensibilidade de recepção  $P_{rmin}$  em função de um conjunto de parâmetros básicos do receptor:

$$P_{rmin} = (S/N)_{Rx} + N_0 + 10\log W + F \text{ [dBm]} \quad (2)$$

onde  $(S/N)_{Rx}$  é a relação sinal-ruído requerida em dB,  $N_0=10\cdot\log(kT/10^{-3})$  é o nível de ruído térmico em dBm,  $W$  é a banda efetiva do canal em Hz e  $F$  é a figura de ruído em dB.

Diversos modelos de propagação foram propostos ao longo do tempo para representar as características de propagação de um amplo conjunto de cenários de operação em redes sem fio [Okumura68][Hata80][Jakes67]. No caso da tecnologia WiMAX, pela flexibilidade suportada com relação à frequência de operação, vários modelos de propagação foram adotados neste trabalho para proporcionar resultados confiáveis em faixas de até 6 GHz, considerando operação sem linha de visada (NLOS).

Inicialmente, foi adotado como referência de melhor caso a transmissão com linha de visada (LOS), com base no modelo de perda no espaço livre ( $L_0$ ), definido segundo a equação

$$L_0 = 32.45 + 20 \cdot \log fc + 20 \cdot \log d \text{ [dB]} , \quad (3)$$

em que  $f_c$  é a frequência de operação e  $d$  é a distância (em km) entre estação cliente e estação base.

O modelo de propagação COST 231 [Cost231] tem sido adotado para o planejamento de redes sem fio, uma vez que proporciona estimativas com boa precisão para propagação NLOS. Dentre as especificações COST 231, o modelo *Walfisch-Ikegami Street-Canyon* (WI-SC) pode ser considerado para frequências de até 6 GHz [Plitsis03]. As equações (4) descrevem o referido modelo:

$$L = \begin{cases} 42.64 + 20 \cdot \log fc + 26 \cdot \log d, & d < d_c \\ 42.64 + 20 \cdot \log fc + 26 \cdot \log d_c + 40 \cdot \log \frac{d}{d_c}, & d \geq d_c \end{cases} , \quad (4)$$

em que  $d_c = 4h_t \cdot h_r/\lambda$  é a distância de *breakpoint*.

Recentemente, o modelo *Stanford University Interim* (SUI) foi desenvolvido especificamente para predição de cobertura de sistemas *Broadband Wireless Access* (BWA) em

condições de propagação NLOS [Erceg01]. Compreende a modelagem de perda de percurso em ambientes suburbanos e não apresenta limitações do modelo Okumura-Hata, tais como a perda de precisão para antenas de pequena altura na estação base e terrenos com densidades moderada a elevada de vegetação. A formulação do modelo SUI é descrita na equação (5).

$$L = A + 10 \cdot \gamma \cdot \log d/d_0 + s, \quad \text{for } d > d_0 \quad (5)$$

onde  $A = 20 \log(4 \pi d_0 / \lambda)$  ( $\lambda$  é o comprimento de onda em metros),  $\gamma = (a - b \cdot h_b + c/h_b)$  é o expoente de perda de percurso, para  $h_b$  entre 10 e 80 m ( $h_b$  é a altura da estação base),  $d_0 = 100$  m. As constantes  $a$ ,  $b$  e  $c$  dependem do tipo de terreno e são definidas na Tabela 5.1.

| Parâmetro do Modelo | Terreno Tipo A<br>(Montanhoso/Moderada-Alta Densidade de Árvores) | Terreno Tipo B<br>(Montanhoso/Baixa Densidade de árvores ou Plano/ Moderada-Alta Densidade de Árvores) | Terreno Tipo C<br>(Plano/Baixa Densidade de Árvores) |
|---------------------|---|--|--|
| <b>a</b>            | 4,6   | 4  | 3,6  |
| <b>b</b>            | 0,0075  | 0,0065   | 0,005  |
| <b>c</b>            | 12,6  | 17,1   | 20   |

Tabela 5.1-Parâmetros do Modelo SUI.

A variável  $s$ , na equação (5), representa o efeito do sombreamento, modelado como uma variável aleatória do tipo log-normal, com desvio padrão típico entre 8.2 e 10.6 dB [Erceg99]. Uma vez que o efeito de sombreamento já foi considerado nos cálculos de link-budget, não é considerado na fórmula do modelo SUI. O modelo SUI é originalmente restrito a frequências próximas a 2 GHz e antenas de alturas entre 10 m e 80 m. Visando eliminar estas restrições, uma extrapolação foi desenvolvida, resultando em um modelo mais flexível [Chu99]. Os termos  $\Delta L_f$  and  $\Delta L_h$ , nas equações (7) e (8), devem ser adicionados à perda de percurso  $L$  na equação (5), resultando em

$$L_{\text{modified}} = \Delta L_h + \Delta L_f, \quad (6)$$

$$\Delta L_f = 6 \cdot \log \frac{f}{2000}, \quad (7)$$

em que  $f$  é a frequência de operação em MHz e

$$\Delta L_h = \begin{cases} -10.8 \cdot \log \frac{h}{2}, & \text{para tipos de terreno A e B} \\ -20 \cdot \log \frac{h}{2}, & \text{para tipo de terreno C} \end{cases}, \quad (8)$$

em que  $h$  é a altura da antena de recepção e deve estar entre 2 e 10 m.



## 5.4. Predição de cobertura

### 5.4.1. Sensibilidade de recepção na tecnologia WiMAX

Além de modelos de propagação para a estimativa da perda de percurso, é necessário calcular a sensibilidade de recepção para a tecnologia WiMAX para viabilizar a predição de cobertura. A equação (9) corresponde à sensibilidade de recepção para a camada física OFDM, de acordo com o padrão IEEE 802.16-2004 [IEEE80216]:

$$P_{r\min} = -102 + (S/N)_{Rx} + 10 \cdot \log \left( F_s \cdot \frac{N_{used}}{N_{FFT}} \cdot \frac{N_{subc}}{16} \right), \quad (9)$$

em que  $(S/N)_{Rx}$  é a relação sinal-ruído requerida em dB (vide a Tabela 5.2),  $F_s$  é a frequência de amostragem em MHz,  $N_{used}$  é o número de sub-portadoras efetivamente utilizadas,  $N_{FFT}$  é o comprimento da FFT OFDM PHY e  $N_{subc}/16$  é o fator de sub-canalização.

| Modulação | Taxa de Código | (S/R) <sub>Rx</sub> |
|-----------|----------------|---------------------|
| BPSK      | 1/2            | 6,4                 |
| QPSK      | 1/2            | 9,4                 |
|           | 3/4            | 11,2                |
| 16-QAM    | 1/2            | 16,4                |
|           | 3/4            | 18,2                |
| 64-QAM    | 2/3            | 22,7                |
|           | 3/4            | 24,4                |

Tabela 5.2: SNR requerida na camada física OFDM, de acordo com o padrão IEEE 802.16-2004.

A frequência de amostragem  $F_s$  é definida como se segue:

$$F_s = \lfloor n \cdot BW \cdot 8000 \rfloor \cdot \frac{1}{8000}, \quad [Hz], \quad (10)$$

em que  $n$  é o fator de amostragem e  $BW$  é a largura do canal em Hz.

Vale salientar que, na equação (9), são considerados valores de 5 dB de margem de implementação e 7 dB de figura de ruído, em conformidade com o padrão IEEE 802.16-2004. Logo, é possível calcular os impactos da largura de canal, sub-canalização, modulação e esquemas de codificação sobre a sensibilidade de recepção OFDM. Esta propriedade permite que o cálculo do *link budget* seja ajustado à camada física OFDM definida para a tecnologia WiMAX.

A equação (9) pode ser obtida a partir da equação (2), que pode ser reescrita considerando a temperatura constante  $T=290K$ . Neste caso, o ruído térmico  $N_0$  tem potência de -174 dBm, que é um valor típico adotado em diversas aplicações. Em seguida, um fator de correção de 60 dB deve ser adicionado, referente à conversão na escala de frequências de Hz para MHz. Ainda, segundo a especificação OFDM do padrão IEEE 802.16-2004, a figura de ruído de 5 dB deve ser adicionada à margem de implementação de 7 dB, resultando na margem de ruído efetiva ( $F$ ) de 12 dB. Portanto, a equação (9) modificada resulta em:

$$P_{r\min} = -102 + (S/N)_{Rx} + 10 \log W . \quad (11)$$

O esquema OFDM da tecnologia WiMAX não aloca toda a largura de canal para transmissão de informações. Primeiramente, a FFT consome parte da largura de canal, devido à operação de amostragem, que reduz a banda efetiva de um fator  $F_s/BW$ . Em segundo lugar, as sub-portadoras DC e de guarda não transportam informação, restando  $N_{used}$  sub-portadoras das  $N_{FFT}$  disponíveis. Logo, a eficiência de banda  $BW_{ef}$  do esquema OFDM definido no padrão IEEE 802.16-2004 é dada por:

$$BW_{ef} = \frac{F_s}{BW} \cdot \frac{N_{used}}{N_{FFT}} . \quad (12)$$

A eficiência de banda pode ser reduzida ainda mais pelo esquema de sub-canalização. No esquema OFDM, até 16 sub-portadoras podem ser empregadas. Se menos de 16 sub-portadoras são utilizadas, a potência de transmissão é concentrada nas sub-portadoras disponíveis. Logo a banda é reduzida de um fator de  $N_{subc}/16$ , em que  $N_{subc}$  é limitado a 16. A inserção deste fator de redução na equação (12) resulta na seguinte expressão:

$$BW_{ef} = \frac{F_s}{BW} \cdot \frac{N_{used}}{N_{FFT}} \cdot \frac{N_{subc}}{16} . \quad (13)$$

A banda efetiva  $W$  pode ser facilmente calculada a partir da equação (13):

$$W = BW_{ef} \cdot BW = F_s \cdot \frac{N_{used}}{N_{FFT}} \cdot \frac{N_{subc}}{16} . \quad (14)$$

Substituindo a equação (14) na equação (11), é obtida a equação (9).

### 5.4.2. Análise de desempenho

A máxima taxa de transmissão  $R$  que pode ser suportada pela camada física OFDM é definida pelo padrão IEEE 802.16-2004 [IEEE80216] como se segue:

$$R = \frac{N_{used} \cdot b_m \cdot c_r}{T_s}, [bps] \quad (15)$$

em que  $b_m$  é o número de bits por símbolo de modulação e  $c_r$  é a taxa de codificação. A duração de símbolo  $T_s$  pode ser obtida como se segue:

$$T_s = T_g + T_b \quad (16)$$

$$T_g = G \cdot T_b, [s] \quad (17)$$

$$T_b = \frac{1}{\Delta f}, [s] \quad (18)$$

$$\Delta f = \frac{F_s}{N_{FFT}}, [Hz] \quad (19)$$

em que  $T_g$  é a duração do prefixo cíclico,  $T_b$  é a duração útil do símbolo,  $G$  é a razão  $T_g / T_b$  e  $\Delta f$  é o espaçamento de sub-portadoras.

| Parâmetro  | Valor OFDM   |
|------------|--|
| $N_{used}$ | 192  |
| $N_{FFT}$  | 256  |
| $b_m$      | 1 (BPSK), 2 (QPSK), 4 (16-QAM) e 6 (64-QAM)  |
| $c_r$      | 1/2, 2/3 e 3/4   |
| $G$        | 1/4, 1/8, 1/16 e 1/32  |
| $n$        | <ul style="list-style-type: none"> <li>▪ 8/7, para BW múltiplo de 1,75 MHz</li> <li>▪ 86/75, para BW múltiplo de 1,5 MHz</li> <li>▪ 144/125, para BW múltiplo de 1,25 MHz</li> <li>▪ 316/275, para BW múltiplo de 2,75 MHz</li> <li>▪ 57/50, para BW múltiplo de 2,0 MHz</li> <li>▪ 8/7, outros</li> </ul> |

Tabela 5.3: Parâmetros da camada física OFDM, segundo padrão IEEE 802.16-2004.

Na Tabela 5.3, os valores dos parâmetros de sistema mais relevantes são definidos, segundo o padrão IEEE 802.16-2004.

### 5.5. Resultados de simulação

Nesta seção, o desempenho de redes WiMAX foi avaliado quantitativamente, com base em dois cenários de planejamento orientados a cobertura e capacidade, em faixas licenciadas e não licenciadas, de acordo com as normas regulatórias vigentes no país [Anatel02][Anatel04]. Os parâmetros sistêmicos que caracterizam cada cenário são especificados na Tabela 5.4.

| Cenário  | Descrição  | Parâmetros   |
|----------|--|--|
| <b>A</b> | Faixa licenciada, otimizado em capacidade, operação <i>outdoor</i> | <ul style="list-style-type: none"> <li>▪ <math>BW</math>: 1.75 / 7 MHz</li> <li>▪ <math>F_c</math>: 3.5 GHz (licenciada)</li> <li>▪ Modulações: QPSK/64-QAM</li> <li>▪ Taxas de codificação: 1/2, 2/3 e 3/4</li> <li>▪ <math>N_{subc}</math>: 16 (sem sub-canalização)</li> <li>▪ Potência de transmissão: 22 dBm</li> <li>▪ Ganhos de antenas: 3 dBi (BS), 15 dBi (SS)</li> </ul> |
| <b>B</b> | Faixa licenciada, otimizado em cobertura, operação <i>outdoor</i>  | <ul style="list-style-type: none"> <li>▪ <math>BW</math>: 1.75 / 7 MHz</li> <li>▪ <math>F_c</math>: 3.5 GHz (licenciada)</li> <li>▪ Modulações: QPSK/64-QAM</li> <li>▪ Taxas de codificação: 1/2, 2/3 e 3/4</li> <li>▪ <math>N_{subc}</math>: 4</li> <li>▪ Potência de transmissão: 22 dBm</li> <li>▪ Ganhos de antenas: 3 dBi (BS), 15 dBi (SS)</li> </ul>                        |

Tabela 5.4: Cenários de predição de cobertura, com propagação *outdoor*.

O resultado da predição de cobertura para Cenário A é descrito na Tabela 5.5, sobre o qual as seguintes observações podem ser elaboradas:

- a) O modelo de propagação SUI proporciona o menor raio cobertura, variando entre 1 km no enlace reverso (Tabela 5.5.a) e 1.5 km no enlace direto (Tabela 5.5.b), independentemente do tipo de terreno;
- b) Os enlaces não são balanceados, uma vez que a cobertura no enlace reverso é usualmente menor que a do enlace direto;
- c) Os esquemas de maior desempenho de modulação (64-QAM) e codificação proporcionam os menores raios de cobertura;

- d) Aumentar a largura de canal  $BW$  resulta na redução do raio de cobertura, devido à redução do fator  $F_s$  e conseqüente degradação da sensibilidade de recepção, de acordo com a equação (9).

|                       | 1,75 MHz |     |        |     | 7 MHz |     |        |     |
|-----------------------|----------|-----|--------|-----|-------|-----|--------|-----|
|                       | QPSK     |     | QAM-64 |     | QPSK  |     | QAM-64 |     |
|                       | 1/2      | 3/4 | 2/3    | 3/4 | 1/2   | 3/4 | 3/4    | 3/4 |
| LOS                   | 9,4      | 7,7 | 2,0    | 1,7 | 4,7   | 3,8 | 1,0    | 0,8 |
| Walfisch-Ikegami (SC) | 2,3      | 1,9 | 0,7    | 0,6 | 1,3   | 1,1 | 0,4    | 0,4 |
| SUI-Terreno Tipo C    | 0,8      | 0,8 | 0,4    | 0,4 | 0,6   | 0,5 | 0,3    | 0,3 |
| SUI-Terreno Tipo B    | 0,7      | 0,7 | 0,4    | 0,3 | 0,5   | 0,5 | 0,3    | 0,2 |
| SUI-Terreno Tipo A    | 0,6      | 0,6 | 0,3    | 0,3 | 0,5   | 0,4 | 0,2    | 0,2 |

(a)

|                       | 1,75 MHz |      |        |     | 7 MHz |      |        |     |
|-----------------------|----------|------|--------|-----|-------|------|--------|-----|
|                       | QPSK     |      | QAM-64 |     | QPSK  |      | QAM-64 |     |
|                       | 1/2      | 3/4  | 2/3    | 3/4 | 1/2   | 3/4  | 3/4    | 3/4 |
| LOS                   | 33,5     | 27,3 | 7,3    | 6,0 | 16,8  | 13,6 | 3,6    | 3,0 |
| Walfisch-Ikegami (SC) | 6,0      | 5,2  | 1,9    | 1,6 | 3,5   | 3,0  | 1,1    | 0,9 |
| SUI-Terreno Tipo C    | 1,6      | 1,4  | 0,7    | 0,7 | 1,1   | 1,0  | 0,5    | 0,5 |
| SUI-Terreno Tipo B    | 1,3      | 1,2  | 0,7    | 0,6 | 1,0   | 0,9  | 0,5    | 0,4 |
| SUI-Terreno Tipo A    | 1,1      | 1,0  | 0,6    | 0,5 | 0,8   | 0,7  | 0,4    | 0,4 |

(b)

Tabela 5.5: Raio de cobertura estimado para o cenário A, em km: (a) cobertura no enlace reverso (b) cobertura no enlace direto.

O impacto observado da banda  $BW$  na cobertura está alinhado com as características da camada física OFDM do padrão IEEE 802.16-2004. De fato, aumentar a banda  $BW$ , mantendo o mesmo número de sub-portadoras, resulta no aumento da largura de cada sub-portadora, que reduz a eficiência dos esquemas de equalização e codificação, degradando o desempenho do receptor OFDM.

Na Tabela 5.6, a predição de cobertura para o cenário B é ilustrada. Visando otimizar a cobertura no enlace reverso, o esquema de sub-canalização é considerado ( $N_{subc}=1$ ), resultando em um cenário de balanceamento dos enlaces direto e reverso.

|                       | 1,75 MHz |      |        |     | 7 MHz |      |        |     |
|-----------------------|----------|------|--------|-----|-------|------|--------|-----|
|                       | QPSK     |      | QAM-64 |     | QPSK  |      | QAM-64 |     |
|                       | 1/2      | 3/4  | 2/3    | 3/4 | 1/2   | 3/4  | 2/3    | 3/4 |
| LOS                   | 33,7     | 27,4 | 7,3    | 6,0 | 16,8  | 13,7 | 2,9    | 2,4 |
| Walfisch-Ikegami (SC) | 6,1      | 5,2  | 1,9    | 1,6 | 3,6   | 3,0  | 0,9    | 0,8 |
| SUI-Terreno Tipo C    | 1,6      | 1,4  | 0,7    | 0,7 | 1,1   | 1,0  | 0,5    | 0,4 |
| SUI-Terreno Tipo B    | 1,3      | 1,2  | 0,7    | 0,6 | 1,0   | 0,9  | 0,4    | 0,4 |
| SUI-Terreno Tipo C    | 1,1      | 1,0  | 0,6    | 0,5 | 0,8   | 0,7  | 0,4    | 0,3 |

(a)

|                       | 1,75 MHz |      |        |     | 7 MHz |      |        |     |
|-----------------------|----------|------|--------|-----|-------|------|--------|-----|
|                       | QPSK     |      | QAM-64 |     | QPSK  |      | QAM-64 |     |
|                       | 1/2      | 3/4  | 2/3    | 3/4 | 1/2   | 3/4  | 2/3    | 3/4 |
| LOS                   | 37,6     | 30,6 | 8,1    | 6,7 | 18,8  | 15,3 | 4,1    | 3,3 |
| Walfisch-Ikegami (SC) | 6,6      | 5,6  | 2,0    | 1,7 | 3,9   | 3,3  | 1,2    | 1,0 |
| SUI-Terreno Tipo C    | 1,6      | 1,5  | 0,8    | 0,7 | 1,2   | 1,1  | 0,6    | 0,5 |
| SUI-Terreno Tipo B    | 1,4      | 1,3  | 0,7    | 0,6 | 1,0   | 0,9  | 0,5    | 0,5 |
| SUI-Terreno Tipo C    | 1,1      | 1,0  | 0,6    | 0,5 | 0,8   | 0,8  | 0,4    | 0,4 |

(b)

Tabela 5.6: Raio de cobertura estimado para o cenário B, em km: (a) cobertura no enlace reverso (b) cobertura no enlace direto.

A máxima taxa de transmissão no enlace reverso para os cenários A e B é ilustrada na Tabela 5.7. Devido à sub-canalização, a máxima taxa de transmissão que pode ser alcançada no cenário B é significativamente menor do que no cenário A, que corresponde ao custo do aumento da cobertura do enlace reverso.

Pode ser observado que a máxima taxa de transmissão no enlace reverso atinge 25,4 Mbps no cenário A e 1,59 Mbps no cenário B, para larguras de canal de 7 MHz, modulação QAM-64 e taxas de codificação de 3/4. No cenário B, esta taxa de transmissão é obtida com raio de cobertura em torno de 6,1 km, em propagação com linha de visada (LOS) e 500 m como modelo SUI.

|                  | 1,75 MHz |      |        |     | 7 MHz |      |        |      |
|------------------|----------|------|--------|-----|-------|------|--------|------|
|                  | QPSK     |      | QAM-64 |     | QPSK  |      | QAM-64 |      |
|                  | 1/2      | 3/4  | 2/3    | 3/4 | 1/2   | 3/4  | 2/3    | 3/4  |
| <b>Cenário A</b> | 1,4      | 2,1  | 5,6    | 6,4 | 5,6   | 8,5  | 22,6   | 25,4 |
| <b>Cenário B</b> | 0,09     | 0,13 | 0,4    | 0,4 | 0,35  | 0,53 | 1,41   | 1,59 |

Tabela 5.7: Máxima taxa de transmissão no enlace reverso, em Mbps, para os cenários A e B.

## 5.6. Modelos para cálculo de capacidade em redes WiMAX

Nesta seção, o planejamento de redes WiMAX é analisado em detalhes, visando investigar principalmente a transição entre os domínios de dimensionamento limitados em cobertura e capacidade, considerando apenas aplicações fixas e nomádicas. Deste modo, o foco desta análise se restringe a cenários com demanda de tráfego baixa a moderada, com uma grande variação de raios de cobertura, e não requer o tratamento de condições típicas de cenários de alta densidade de tráfego, tais como elevados níveis de interferência. Deste modo, algumas premissas básicas podem ser consideradas para simplificar a modelagem:

- O sistema será focado em aplicações fixas e nomádicas;
- Serão adotadas as taxas de transmissão bruta da camada física OFDM especificada no padrão IEEE 802.16-2004, como base para as análises;
- Serão adotadas apenas estações rádio-base do tipo mono-setor, com antenas onidirecionais;
- Reuso de frequência ideal, resultando em níveis mínimos de interferência co-canal e canal adjacente;
- Será considerada uma demanda de tráfego média para a célula, não diferenciando perfis de tráfego por estação terminal;
- Como critério de planejamento, as redes ad hoc e mesh sem fio serão preferencialmente adotadas para o atendimento de regiões cujo dimensionamento com redes WiMAX é limitado em cobertura.

Vale salientar, no entanto, que os efeitos de setorização, interferência, *overhead* de sinalização, múltiplos serviços, e camada física S-OFDMA poderão ser posteriormente incorporados à modelagem proposta, de forma relativamente simples. Os impactos da mobilidade, no entanto, devem ser investigados em maior profundidade, exigindo uma modelagem específica, fora do escopo deste trabalho.

### 5.6.1. Modelo de simulação de Monte Carlo para estimativa da densidade mínima de estações base para atender cobertura e capacidade para redes WiMAX

O modelo de simulação proposto se baseia em um algoritmo que permite estimar a densidade de estações base que garante cobertura e capacidade a todos os nós assinantes,

distribuídos uniformemente em uma área retangular. Este algoritmo se baseia no método de Monte Carlo, no qual várias topologias aleatórias são geradas para a aplicação dos procedimentos de estimativa das densidades mínimas, permitindo calcular os valores médios para este conjunto.

Trata-se de uma abordagem clássica para a obtenção de resultados generalizados e com consistência estatística, que minimizam a dependência do resultado de um cenário ou parâmetro específico. O algoritmo proposto compreende dois passos principais:

1. Busca de densidade mínima para garantir cobertura: procedimento para determinar a configuração mínima de estações base para garantir a cobertura de todos os terminais da topologia;
2. Busca de densidade mínima para garantir capacidade: procedimento para determinar a configuração mínima de estações base para garantir a capacidade a todos os terminais da topologia.

Estes procedimentos são descritos detalhadamente a seguir.

#### 5.6.1.1. Passo 1: Busca de densidade mínima para garantir cobertura

A primeira etapa do algoritmo consiste em calcular a densidade mínima  $\rho_{b\min}$  de estações base para garantir a cobertura de todos os assinantes.

Inicialmente, seja uma topologia  $T$  como um conjunto de terminais de assinante  $\phi_t = \{t_n\}_{n=1}^N$  e um conjunto de estações base  $\phi_b^M = \{bs_i\}_{i=1}^M$ , com raio de cobertura  $R_c$  e uniformemente distribuídos em uma área  $A$ . O conjunto mínimo  $\Phi_{\text{cov}}$  de estações base que garante a cobertura de todo o conjunto de terminais  $\phi_t$  pode ser encontrado através de um procedimento iterativo que consiste em duas etapas principais:

1. Buscar dentre todos os conjuntos  $\phi_b^M$  possíveis na topologia  $T$ , o conjunto ótimo  $\Phi_{\text{cov}}^M$  de  $M$  estações base que minimiza a distância em relação aos terminais do conjunto  $\phi_t$ . Ou seja:

$$\begin{aligned} \Phi_{\text{cov}}^M &= \arg \min_{\forall \phi_b^M \in T} E\{d(t_n, \phi_b^M) / t_n \in \phi_t\} = \\ &\arg \min_{\forall \phi_b^M \in T} E\{d[t_n, bs(t_n)] / t_n \in \phi_t, bs(t_n) \in \phi_b^M\} \end{aligned} \quad (20)$$



em que  $d(t_n, \phi_b^M)$  corresponde à distância entre o terminal  $t_n \in \phi_t$  e a estação base  $bs(t_n) \in \phi_b^M$  mais próxima de  $t_n$ ;

2. Verificar se todos os terminais em  $\phi_t$  estão a uma distância inferior ao raio de cobertura  $R_c$  de suas respectivas estações base. Se algum terminal não estiver, incrementar  $M$  e voltar ao passo 1.

O primeiro passo deste procedimento corresponde a um problema clássico de quantização vetorial no espaço bidimensional, em que o conjunto  $\Phi_{cov}^M$  corresponde ao conjunto de centróides de uma distribuição dos pontos  $\phi_t$  em um plano, também denominado *codebook*. Diversos algoritmos foram propostos para resolver este problema, merecendo destaque o LBG, assim denominado em homenagem aos autores Linde, Buzo e Gray [Linde80].

Genericamente, um quantizador vetorial de dimensão  $K$  e  $N$  níveis se caracteriza por um espaço de entrada  $X$  de dimensão  $K$  e um alfabeto de reprodução finito  $\hat{A} = \{y_i\}_{i=1}^N$ , como representa a Figura 5.1. A cada elemento  $y_i$  associa-se uma partição  $S = \{S_i\}_{i=1}^N$  do espaço  $X$ , onde  $S_i = \{x: q(x) = y_i\}$ . Neste caso, o operador  $q(x)$  é denominado codificador ou quantizador e mapeia um conjunto  $S_i \subset X$  em um elemento  $y_i \in \hat{A}$ . Assim, uma quantização vetorial sobre  $X$  pode ser definida pelo *codebook*  $\hat{A}$  e pela partição  $S$ .

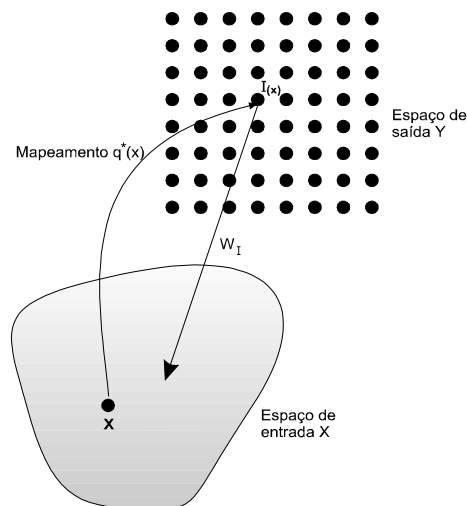


Figura 5.1-Representação de um quantizador vetorial genérico, com o mapeamento entre o espaço  $X$  e  $Y$ .

Outro componente importante em quantização vetorial é a medida de distorção a ser utilizada, que permite avaliar o erro de quantização cometido ao se aproximar dos conjuntos  $S_i$  pelos elementos  $y_i$ . Neste trabalho, utilizou-se a Norma Euclidiana para avaliar esta medida de distorção ou distância.

A partir das distâncias adotadas, define-se a medida de desempenho  $D(q)$  do quantizador  $q(x)$ , supondo  $x \in X$  um vetor aleatório  $k$ -dimensional:

$$D(q) = E\{d[x, q(x)]\}.$$

Seja um espaço de entrada  $X$ , com partição  $S$ , e um *codebook*  $\hat{A}$ . Então, define-se a distorção média  $D\{\hat{A}, S\}$  como

$$D\{\hat{A}, S\} = D(q) = E\{d[x, q(x)]\} = \sum_{i=1}^N E\{d[x, y_i] | x \in S_i\} \Pr(x \in S_i). \quad (21)$$

Para um dado *codebook*  $\hat{A}$ , pode-se encontrar uma partição ótima  $P(\hat{A})$ , utilizando-se a regra do vizinho mais próximo, ou seja

$$x \in P_i \Rightarrow d(x, y_i) \leq d(x, y_j), \forall j \quad (22)$$

Portanto, de (21) e (22) tem-se:

$$D\{\hat{A}, S\} = E\left\{\min_{y \in \hat{A}} d[x, y]\right\}$$

Logo, verifica-se a desigualdade

$$D\{\hat{A}, S\} \geq D\{\hat{A}, P(\hat{A})\}. \quad (23)$$

Desta forma,  $P(\hat{A})$  representa uma partição com distorção mínima para o *codebook*  $\hat{A}$ . Esta desigualdade sugere que a regra do vizinho mais próximo pode ser utilizada para a construção da partição que minimiza a distorção média, dado um *codebook*  $\hat{A}$ .

Para permitir a construção do *codebook*  $\hat{A}$ , adota-se um procedimento semelhante. Dada uma partição  $S$  de  $X$  não-degenerada, considera-se que existe um quantizador  $q^*(x)$ , para uma dada distribuição de probabilidades dos vetores  $x \in X$ , resultando:

$$E\{d[x, q^*(S)]\} = \min_{q(S)} E\{d[x, q(S)] \mid x \in S\}$$

Um quantizador mapeia os subconjuntos  $S_i \subset S$  nos elementos  $y_i \in \hat{A}$ . No caso do quantizador  $q^*(x)$ ,  $S_i$  é mapeada no elemento  $y_i^*$  ( $q^*(S_i) = y_i^*$ ), o qual é denominado **centróide** do conjunto  $S_i$ . Em [Linde80] mostra-se que o *codebook*  $q^*(S) = \{q(S_i)\}_{i=1}^N$  proporciona distorção média mínima para uma determinada partição  $S$ , ou seja:

$$D\{\hat{A}, S\} \geq D\{q^*(S), S\} \quad (24)$$

Esta desigualdade sugere um mecanismo para a construção de um *codebook* formado pelos centróides das classes  $S_i$ , de forma a minimizar a distorção média mínima.

É possível construir um algoritmo que utiliza conjuntamente os mecanismos sugeridos pelas equações (23) e (24). Ou seja, o *codebook*  $\hat{A}$  é construído iterativamente a partir dos centróides das classes  $S_i$  formadas a partir da regra do vizinho mais próximo. Esta abordagem resulta no algoritmo denominado LBG, descrito a seguir.

### I. Algoritmo LBG

---

- a. Inicializar o *codebook*  $\hat{A}_n$ ,  $D_{-1} = \infty$  e  $\delta_h$ , em que  $D_n$  representa a distorção média na  $n$ -ésima iteração, e  $\delta_h$  corresponde ao critério de parada sobre o decremento relativo  $\delta$ .
  - b. Aplicar o critério do vizinho mais próximo, obtendo a partição  $P(\hat{A}_n) = \{S_i\}_{i=1}^N$  formada pelos vetores  $x \in X : d(x, y_i) \leq d(x, y_j), \forall j$ ;
  - c. Calcular a distorção média  $D_n = D\{A_n, P(\hat{A}_n)\} = E\{\min_{y \in \hat{A}} d(x, y)\}$  e o decremento relativo  $\delta = (D_{n-1} - D_n) / D_n$ .
  - d. Se  $\delta < \delta_h$ , parar.
  - e. Calcular os centróides  $y_i^*$  das classes  $S_i$  da partição  $P(\hat{A}_n)$  e atualizar o *codebook*. Ou seja,  $P(\hat{A}_{n+1}) = q^*[P(\hat{A}_n)]$ . Fazer  $n = n + 1$ .
  - f. Volta ao passo b.
-

Pode-se mostrar que  $D_{n-1} \geq D_n$ , de modo que a distorção diminui monotonicamente ao longo das iterações. O algoritmo LBG pode, no entanto, apresentar convergência bastante lenta dependendo do número de elementos e do nível de precisão desejado.

Uma abordagem mais eficiente consiste no método iterativo adotado nas redes neurais auto-organizadas de Kohonen [Haykin94]. Estas redes se caracterizam por um treinamento não-supervisionado, orientado ao paradigma de aprendizado de Hebbian combinado ao aprendizado competitivo, cujo objetivo é realizar o ajuste dos pesos associados aos neurônios que compõem a rede neural. O algoritmo de Kohonen pertence à classe SOFM (*Self-Organized Feature Mapping*), realiza uma aproximação do espaço de entradas por um espaço discreto. O algoritmo SOFM é descrito a seguir.

Esta aproximação do espaço de estados permite classificar o algoritmo de Kohonen como um algoritmo de quantização vetorial de dimensão  $N$  e  $K$  níveis, onde  $K$  é o número de neurônios da rede. De fato, em [Haykin94], mostra-se que o algoritmo de Kohonen em lote, com vizinhança nula, corresponde ao algoritmo LBG. Neste caso, verifica-se uma correspondência clara entre a regra do vizinho mais próximo no LBG e a seleção do neurônio vencedor no SOFM, bem como entre os vetores código  $y$ , no LBG, e os pesos  $w$ , no SOFM.

## II. Algoritmo de Kohonen

---

- a. Iniciar a matriz de pesos da rede, de forma aleatória, com valores próximos de zero;
- b. Para cada padrão de entrada apresentado, selecionar o neurônio cujo vetor de pesos se encontra mais próximo da entrada, de acordo com o critério de distância Euclidiana mínima. A seleção do neurônio vencedor  $I$  associado à entrada  $x(n)$  é, portanto, feita de acordo com a seguinte expressão:

$$I[x(n)] = \arg \min_{1 \leq j \leq K} \|x(n) - w_j(n)\|$$

- c. Definir uma vizinhança  $\Lambda_{I(x)}(n)$  em torno do neurônio vencedor.
- d. Para esta vizinhança, aplica-se a equação de correção dos pesos, dada abaixo:

$$w_j(n+1) = \begin{cases} w_j(n) + \eta * [x(n) - w_j(n)], & \text{se } j \in \Lambda_{I(x)}(n) \\ w_j(n), & \text{se } j \notin \Lambda_{I(x)}(n) \end{cases}$$

- e. Volta ao passo  $b$ , até que o critério de parada seja satisfeito. Como critério de parada, adotar um número máximo de iterações desejadas, suficientemente elevado para permitir um ajuste topológico mais preciso da rede.

---

Neste caso, o algoritmo SOFM pode ser aplicado à topologia  $T$  para encontrar uma partição ótima e os respectivos centróides, que minimizam a distância em relação às estações terminais. Para tanto, deve ser adotada uma rede de Kohonen com duas entradas,  $M$  neurônios e com vizinhança retangular de largura igual a 2. Neste caso, as posições  $(x,y)$  dos nós em  $\phi_t$  devem ser apresentadas à entrada da rede e cada neurônio representa uma estação base do conjunto  $\phi_{bs}^M$ . Ao final do algoritmo, os pesos  $w$  dos neurônios representam uma estimativa da posição dos centróides da distribuição  $\phi_t$  e, conseqüentemente, a configuração ótima de estações base  $\Phi_{cov}^M$ .

Uma vez determinado o conjunto ótimo de  $M$  estações base, deve ser verificado se todos os terminais de assinante pertencem à área de cobertura de ao menos uma estação base. Caso exista algum terminal não coberto, o primeiro procedimento deve ser repetido para  $M+1$  estações base, até que todos os terminais sejam cobertos por ao menos uma estação base.

O algoritmo para estimativa da densidade mínima de estações base para garantir cobertura é descrito resumidamente a seguir. O Apêndice F contém uma descrição detalhada deste algoritmo (vide função *findnb()*).

### III. Algoritmo para cálculo de densidade mínima de estações base para garantir cobertura dos terminais de uma topologia $T$

---

- a. Inicializar variáveis. Fazer  $M=1$ ;
- b. Realizar busca de conjunto ótimo de estações base  $\Phi_{cov}^M$  de ordem  $M$ , através de algoritmo de quantização vetorial (Kohonen), aplicado sobre os terminais  $\phi_t$  e topologia  $T$  de área  $A$ :

$$bs_j(k+1) = \begin{cases} bs_j(k) + \eta * [n(k) - bs_j(k)], & \text{se } bs_j \in \Lambda_{T(n)} \\ bs_j(k), & \text{se } bs_j \notin \Lambda_{T(n)} \end{cases}$$

- c. Estimar cobertura da célula WiMAX, dado um modelo de propagação e demais

- parâmetros sistêmicos de entrada;
- d. Determinar estação rádio  $I(n)$  do conjunto base associada a cada assinante  $t_n$ , com base no critério de distância mínima;
  - e. Verificar se todos os terminais de assinante pertencem à área de cobertura da estação base mais próxima. Se não pertencerem, incrementar  $M$  e voltar ao passo  $b$ .
  - f. Se todos os terminais estão cobertos, o conjunto ótimo de estações base  $\Phi_{cov}^M$  de ordem  $M$  corresponde ao conjunto mínimo  $\Phi_{cov}$ .
  - g. Calcular a densidade mínima  $\rho_{b_{min}}$  de estações base para garantir cobertura de todos os terminais  $\phi_i$  da topologia:

$$\rho_{b_{min}} = \frac{M}{A}$$

---

#### 5.6.1.2. Passo 2: Busca de densidade mínima para garantir capacidade

Este passo consiste na estimativa da densidade mínima  $\rho_{c_{min}}$  de estações base para garantir o atendimento do requisito de capacidade a todos os terminais de assinante de uma topologia.

Inicialmente, é necessário estimar a capacidade de uma célula WiMAX, considerando uma distribuição uniforme de terminais. Na tecnologia WiMAX, a taxa de transmissão  $R$  de uma estação terminal é dada por:

$$R = \frac{N_{used} \cdot b_m \cdot c_r}{T_s}, [bps] \quad (25)$$

Neste caso, os parâmetros nível de modulação e  $b_m$  e taxa de codificação  $c_r$  representam o mecanismo de modulação adaptativa especificado no padrão IEEE 802.16, segundo o qual os esquemas de modulação e codificação são determinados em função da relação sinal ruído no receptor do terminal de assinante. Deste modo, a equação (25) pode ser reformulada para explicitar a dependência da sensibilidade da relação  $S/N_r$ , ou seja

$$R = K \cdot f(S/N_r),$$

em que  $K = N_{used}/T_s$  e  $f(S/N_r) = b_m \cdot c_r$  é definida por

$$f(S/N_r) = \begin{cases} 0, & \text{se } S/N_r \leq 6,4dB \\ 0,5, & \text{se } 6,4dB < S/N_r \leq 9,4dB \\ 1, & \text{se } 9,4dB < S/N_r \leq 11,2dB \\ 1,5, & \text{se } 11,2dB < S/N_r \leq 16,4dB \\ 2, & \text{se } 16,4dB < S/N_r \leq 18,2dB \\ 3, & \text{se } 18,2dB < S/N_r \leq 22,7dB \\ 4, & \text{se } 22,7dB < S/N_r \leq 24,4dB \\ 4,5, & \text{se } S/N_r > 24,4dB \end{cases} , \quad (26)$$

em que  $S$  corresponde à potência do sinal no receptor em dBm e  $N_r$  corresponde à potência do ruído no receptor em dBm.

Considerando o nível de ruído  $N_r$  constante e igual ao ruído térmico  $N_0$ , quanto maior o nível do sinal recebido, maior a relação sinal-ruído e, conseqüentemente, maior a taxa de transmissão  $R$ . Deste modo, dada uma topologia  $T$ , a configuração  $\Phi_{cap}^M$  de  $M$  estações base que maximiza a capacidade pode ser definida com base na equação (26), como aquela que maximiza o nível de recepção nos receptores dos terminais, ou seja

$$\Phi_{cap}^M = \arg \max_{\forall \phi_b^M \in T} E\{P_r(t_n, \phi_b^M) / t_n \in \phi_t\}. \quad (27)$$

Com base na equação (1), considerando a potência de transmissão  $P_t$  e o ganho do sistema  $G_t$  como constantes, é possível reescrever a equação (27) como

$$\Phi_{cap}^M = \arg \max_{\forall \phi_b^M \in T} E\{P_r(t_n, \phi_b^M) / t_n \in \phi_t\} = \arg \max_{\forall \phi_b^M \in T} E\{P_t + G_t - L_t [t_n, \phi_b^M] / t_n \in \phi_t\}. \quad (28)$$

Considerando que a perda de propagação  $L_t$  depende da distância  $d$  entre transmissor e receptor, o conjunto ótimo de estações base  $\Phi_{cap}^M$  pode também ser definido como aquele que minimiza a distância entre os terminais de assinante e as estações base às quais estão associadas.

Deste modo, o conjunto  $\Phi_{cap}^M$  pode ser redefinido a partir da equação (28) por

$$\begin{aligned} \Phi_{cap}^M &= \arg \max_{\forall \phi_b^M \in T} E\{P_t + G_t - L_t [t_n, \phi_b^M] / t_n \in \phi_t\} = \arg \min_{\forall \phi_b^M \in T} E\{L_t [d(t_n, \phi_b^M)] / t_n \in \phi_t\} \Rightarrow \\ &\Phi_{cap}^M = \arg \min_{\forall \phi_b^M \in T} E\{d(t_n, bs(t_n)) / t_n \in \phi_t, bs(t_n) \in \phi_b^M\} , \end{aligned} \quad (29)$$

em que  $bs(t_n) \in \phi_b^M$  representa a estação base mais próxima do terminal  $t_n$ .

Comparando as equações (20) e (29), conclui-se que  $\Phi_{cap}^M = \Phi_{cov}^M$ , ou seja, o conjunto  $\Phi_{cap}^M$  de estações base que maximiza a capacidade pode ser determinado através do mesmo

algoritmo de quantização vetorial adotado determinar o conjunto mínimo de estações base que garante cobertura, baseado em redes de Kohonen. Deste modo, o conjunto mínimo  $\Phi_{cap}$  de estações base que garante a capacidade mínima  $S_n$  a cada um dos terminais  $\phi_t$  pode ser encontrado através de um procedimento iterativo que consiste em duas etapas principais:

1. Buscar dentre todos os conjuntos  $\phi_b^M$  possíveis na topologia  $T$ , o conjunto ótimo  $\Phi_{cap}^M$  de  $M$  estações base que minimiza a distância em relação aos terminais do conjunto  $\phi_t$ . Ou seja:

$$\Phi_{cap}^M = \arg \min_{\forall \phi_b^M \in T} E\{d(t_n, bs(t_n)) / t_n \in \phi_t, bs(t_n) \in \phi_b^M\} \quad (30)$$

em que  $d(x,y)$  representa a distância euclidiana entre elementos  $x$  e  $y$  na topologia  $T$ ;

2. Verificar se todos os terminais em  $\phi_t$  são atendidos com capacidade mínima  $S_n$  por suas respectivas estações base. Se algum terminal não for atendido com a capacidade  $S_n$ , incrementar  $M$  e voltar ao passo 1.

O algoritmo para estimativa da densidade mínima de estações base para garantir cobertura é descrito resumidamente a seguir. O Apêndice F contém uma descrição detalhada deste algoritmo (vide função *findnbcap()*).

#### IV. Algoritmo para cálculo de densidade mínima de estações base para garantir capacidade aos terminais de uma topologia $T$

---

- a. Inicializar variáveis. Fazer  $M=1$ ;
- b. Realizar busca de conjunto ótimo de estações base  $\Phi_{cap}^M$  de ordem  $M$ , através de algoritmo de quantização vetorial (Kohonen), aplicado sobre os terminais  $\phi_t$  e topologia  $T$  de área  $A$ ;
- c. Calcular a capacidade disponibilizada a todos os nós em  $\phi_t$  servidos pelas estações em  $\Phi_{cap}^M$ , com base na equação (26);
- d. Calcular a menor capacidade  $C_{min}$  suportada pelas estações  $\Phi_{cap}^M$  dentre os assinantes em  $\phi_t$ . Se  $C_{min} < S_n$ , ao menos um terminal não teve o requisito mínimo de capacidade atendido. Neste caso, incrementar  $M$  e voltar ao passo  $b$ ;



- e. Se  $C_{min} \geq S_n$ , todos os terminais são atendidos em termos de capacidade mínima. Neste caso, o conjunto ótimo de estações base  $\Phi_{cap}^M$  de ordem  $M$  corresponde ao conjunto mínimo  $\Phi_{cap}$ ;
- f. Calcular a densidade mínima  $\rho_{cmin}$  de estações base para garantir capacidade a todos os terminais  $\phi_t$  da topologia:

$$\rho_{cmin} = \frac{M}{A}$$

---

Vale salientar que a demanda de tráfego por nó  $S_n$  pode ser determinada a partir da densidade de trafego estipulada para uma topologia de área  $A$ , definida por:

$$\rho_d = \frac{S}{A},$$

em que  $S$  é a demanda total de tráfego dos usuários da rede.

### 5.6.1.3. Algoritmo de Monte Carlo: busca de densidade média para garantir cobertura e capacidade

Este passo consiste na estimativa da densidade média  $\rho_b$  de estações base para garantir cobertura e capacidade a todos os terminais de assinante de uma topologia. Esta densidade pode ser diretamente calculada a partir das densidades  $\rho_{bmin}$  e  $\rho_{cmin}$ , usando

$$\rho_b = \max(\rho_{bmin}, \rho_{cmin}). \quad (31)$$

Portanto, os algoritmos II e III devem ser combinados, resultando no algoritmo completo, descrito em detalhes no Apêndice F, correspondente à função *avrog()*.

Neste caso, o método de Monte Carlo foi adotado para permitir a obtenção de valores médios de densidade, independente de uma topologia ou área específica. Para tanto,  $N_{top}$  topologias com  $N_a$  áreas distintas, com distribuição uniforme de terminais, são geradas e utilizadas como base para a execução dos algoritmos de cálculo da densidade  $\rho_b$ . Neste caso, a densidade de tráfego  $\rho_d$  deve ser fornecida como parâmetro de entrada.

**V. Algoritmo para cálculo de densidade média de estações base para garantir capacidade e cobertura aos terminais de uma topologia  $T$**

---

- a. Inicializar variáveis. Fazer  $M=1$ ;
- b. **Loop1:** enquanto  $i < N_a$ , incremente  $i$  e faça:
  - c. **Loop2:** enquanto  $j < N_{top}$ , incremente  $j$  e faça:
    - d. Calcular demanda de tráfego por nó:  $S_n = \rho_d \cdot A(i, j)$ ;
    - e. Gerar topologia aleatória  $T(i,j)$  com área  $A(i)$  e conjunto de terminais  $\phi_t(j)$ ;
    - f. Chamar função  $findnb()$  para realizar busca por conjunto ótimo  $\Phi_{cov}^M(j)$  de  $M$  estações base que garante cobertura de todos os nós  $\phi_t(j)$ . Esta função retorna número  $M_{cov}(j)$  mínimo de estações base para garantir cobertura de todos os nós em  $\phi_t(j)$ , a matriz  $posb_m(j)$  que contém a posição ótima das estações base  $\Phi_{cov}^M(j)$ , o raio de cobertura  $R_c$  da célula e a distância média  $d_m$  para os nós e as respectivas estações base;
    - g. Calcular densidade  $\rho_{b\min}(i, j)$  de estações base para atender cobertura:

$$\rho_{b\min}(i, j) = \frac{M_{cov}(j)}{A(i)}$$

- h. Chamar função  $findnbcap()$  para calcular a capacidade disponibilizada a todos os nós em  $\phi_t(j)$  servidos pelas estações em  $\Phi_{cap}^M(j)$ . Esta função parte do conjunto  $\Phi_{cov}^M(j)$  e retorna número  $M_{cap}(j)$  mínimo de estações base para garantir capacidade  $S_n(i)$  para todos os nós em  $\phi_t(j)$ , a matriz  $posc_m(j)$  que contém a posição ótima das estações base  $\Phi_{cap}^M(j)$ ;
- i. Calcular densidade  $\rho_{c\min}(i, j)$  de estações base para atender capacidade:

$$\rho_{c\min}(i, j) = \frac{M_{cap}(j)}{A(i)}$$

- j. Calcular a densidade mínima  $\rho_{g\min}(i, j)$  de estações base para garantir capacidade e cobertura de todos os terminais  $\phi_t(j)$  da topologia:

$$\rho_{g \min}(i, j) = \frac{\max\{M_{\text{cov}}(j), M_{\text{cap}}(j)\}}{A(i)} = \max\{\rho_{b \min}(i, j), \rho_{c \min}(i, j)\}$$

**k. Fim de Loop2**

**1. Fim de Loop1**

m. Calcular densidade média  $\rho_b$  para todas as topologias e áreas consideradas:

$$\rho_b = \frac{1}{N_a} \sum_{i=1}^{N_a} \frac{1}{N_{top}} \sum_{j=1}^{N_{top}} \rho_{g \min}(i, j)$$

---

5.6.1.4. Resultados das simulações do modelo de Monte Carlo

Visando avaliar o modelo proposto, foram realizadas diversas simulações, com base em diferentes condições de propagação e demandas de tráfego. Os parâmetros de simulação estão descritos na Tabela 5.8.

| Parâmetro  | Valor   |
|--|---|
| Número de sub-portadoras utilizadas ( $N_{used}$ )     | 192   |
| Número total de sub-portadoras ( $N_{FFT}$ )           | 256   |
| Fator de prefixo cíclico ( $G$ )                       | 1/4   |
| Largura de canal ( $BW$ )                              | 7 MHz   |
| Sub-canalização ( $N_{sub}$ )                          | 16  |
| Modelos de propagação                                  | Free-space (LOS)<br>Walfisch-Ikegami Street Canyon (WI-SC)<br>Stanford University Interim (SUI-12)                        |
| Potência de transmissão ( $P_{tx}$ )                   | LOS: 30 dBm<br>WI-SC: 30 dBm<br>SUI-12: 20 dBm  |
| Perda do sistema na transmissão ( $L_{tx}$ )           | LOS: 5,3 dBm<br>WI-SC: 3 dBm<br>SUI-12: 3 dBm   |
| Perda do sistema na recepção ( $L_{rx}$ )              | LOS: 3 dBm<br>WI-SC: 3 dBm<br>SUI-12: 3 dBm   |
| Ganho de antena de transmissão ( $G_{tx}$ )            | 13 dBi  |
| Ganho de antena de recepção ( $G_{rx}$ )               | 9 dBi   |
| Altura da antena da estação base ( $h_b$ )             | 30m   |
| Altura da antena do terminal de assinante ( $h_m$ )    | 3 m   |
| Frequência de operação ( $F_c$ )                       | 3.5 GHz   |
| Densidades de tráfego $\rho_d$ (Mbps/km <sup>2</sup> ) | $10^{-3}$ ; $10^{-2}$ ; $10^{-1}$ ; $2 \cdot 10^{-1}$ ; $4 \cdot 10^{-1}$ ; $8 \cdot 10^{-1}$ ; 1,6; 3,2; 6,4; 12,8; 25,6 |
| Número de áreas  | 10  |
| Número de topologias                                   | 30  |

Tabela 5.8: Parâmetros de simulação do modelo de capacidade e cobertura de redes WiMAX.

Os resultados obtidos estão sintetizados na Figura 5.2. É possível observar que existe, para cada cenário de propagação, um valor de densidade de tráfego  $\rho_d$  abaixo do qual a densidade  $\rho_g$  de estações base tende a ser constante e igual à densidade mínima  $\rho_{b\min}$ . Para valores de  $\rho_d$  acima deste limiar, a densidade  $\rho_g$  apresenta comportamento crescente com o aumento de  $\rho_d$ . Este limiar é definido como *Demanda de Transição* ( $\rho_{dc}$ ) e representa a fronteira entre os domínios de dimensionamento limitados em cobertura e capacidade, ilustrados na Figura 5.3.

Este parâmetro será investigado com maior profundidade nas seções seguintes, visando a construção de um modelo analítico aproximado.

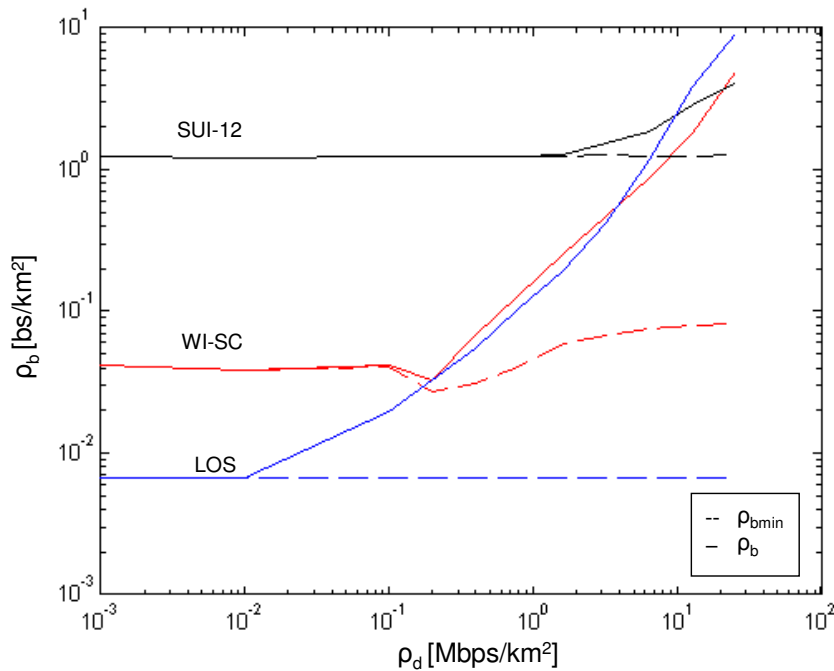


Figura 5.2: Estimativa de densidade média de estações base  $\rho_b$  para garantir capacidade e cobertura de redes WiMAX, em função da demanda de tráfego  $\rho_d$ .

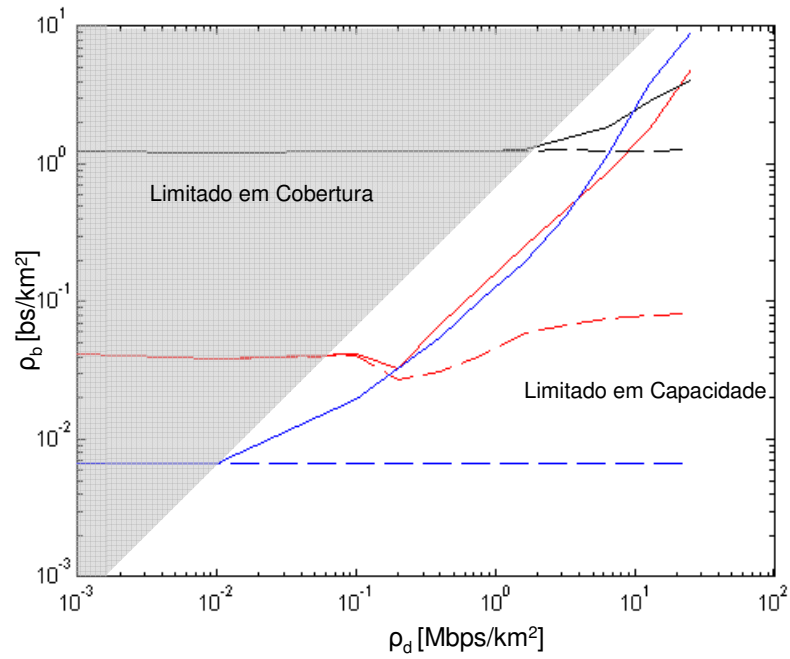


Figura 5.3: Domínios de dimensionamento orientados à cobertura e capacidade em redes WiMAX.

### 5.6.2. Modelo semi-analítico de cobertura e capacidade de redes WiMAX

Nesta seção é apresentado um modelo semi-analítico para capacidade e cobertura de redes WiMAX, que aproxima o modelo de Monte Carlo descrito na seção 5.6.1. Como resultado, são obtidas estimativas para a densidade média de estações base necessária para garantir cobertura e capacidade, bem como a transição entre estes domínios de dimensionamento, na qual há uma migração de um cenário de células isoladas para um de células sobrepostas.

Primeiramente, é estimada a densidade mínima  $\rho_{b\min}$  de estações base para garantir a cobertura aos terminais  $\phi_t$  uniformemente distribuídos em uma área retangular, considerando o raio de cobertura  $R_c$ . Como ilustra a Figura 5.4, considera-se uma distribuição regular de estações base na área a ser coberta, com as células aproximadas por círculos e posicionadas a uma distância específica para minimizar sobreposição das áreas de cobertura e, ao mesmo tempo, evitar espaços não cobertos. Para tanto, são adotados quadrados circunscritos a cada célula como referência, resultando na seguinte relação

$$M \geq \frac{A}{A_n} = \frac{A}{l^2} = \frac{A}{(R_c \sqrt{2})^2} = \frac{A}{2R_c^2} \Rightarrow$$

$$\frac{M}{A} \geq \frac{1}{2R_c^2} \Rightarrow \rho_b \geq \frac{1}{2R_c^2} \Rightarrow \rho_{b\min} = \frac{1}{2R_c^2}, \quad (32)$$

em que  $M$  representa a quantidade mínima de estações base para garantir cobertura.

A equação (32) pode ser adotada para modelar a densidade de estações base requerida no domínio de dimensionamento limitado em cobertura, pois depende exclusivamente do raio de cobertura da célula.

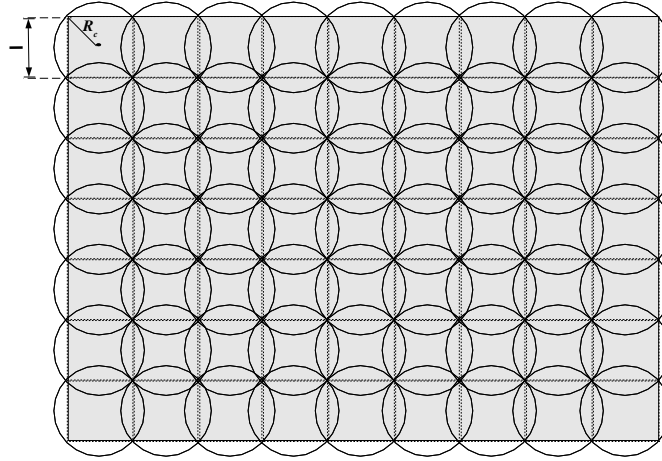


Figura 5.4: Distribuição regular de células em uma área.

O outro aspecto a ser investigado consiste na estimativa da capacidade média de uma célula WiMAX. Inicialmente, as taxas de transmissão suportadas na camada física especificada no padrão IEEE 802.16-2004 são expressas pela equação (26), que pode ser modificada para expressar a dependência em relação à distância do terminal à estação base:

$$t(r) = \begin{cases} 0, & \text{se } r \geq r_7 \\ 0,5K, & \text{se } r_6 \leq r < r_7 \\ K, & \text{se } r_5 \leq r < r_6 \\ 1,5K, & \text{se } r_4 \leq r < r_5 \\ 2K, & \text{se } r_3 \leq r < r_4 \\ 3K, & \text{se } r_2 \leq r < r_3 \\ 4K, & \text{se } r_1 \leq r < r_2 \\ 4,5K, & \text{se } r < r_1 \end{cases}, \quad (32)$$

em que  $K = N_{used}/T_s$ .

Deste modo, a interface aérea WiMAX suporta ao longo da célula o conjunto de taxas  $\{t_k\}_{k=1}^7$ , que serão estabelecidas em conformidade com os raios de cobertura de cada modulação  $\{r_k\}_{k=1}^7$ , os quais são definidos aplicando a equação de *link budget* e os níveis de relação sinal-ruído descritos na equação (26), para um determinado modelo de propagação.

Adotando como premissas uma célula isolada e uma distribuição uniforme  $\rho_i$  de terminais, e considerando que a banda suportada na camada física IEEE 802.16 é compartilhada entre o conjunto total de terminais servidos por uma estação base, é possível estimar a



capacidade média de uma célula ou setor WiMAX. Seja  $r(n)$  a distância do nó  $n$  à estação base correspondente, a taxa média  $t_m(n)$  oferecida ao nó  $n$  é dada pela equação

$$t_m(n) = \frac{t[r(n)]}{N_{As}},$$

em que  $N_{As} = \rho_t \cdot A_s$  corresponde ao número de nós na célula,  $A_s$  é a área da célula ou setor, e  $t[r(n)]$  corresponde à taxa associada distância  $r(n)$ , para um dado ambiente de propagação.

A capacidade média suportada por uma célula WiMAX isolada pode ser obtida somando-se as taxas médias oferecidas aos nós em toda a área de cobertura correspondente, ou seja

$$C_{BSi} = \sum_{n=1}^{N_A} t_m(n).$$

Esta expressão pode ser desenvolvida, resultando na equação

$$\begin{aligned} C_{BSi} &= \sum_{n=1}^{N_A} t_m(n) = \frac{\sum_{n=1}^{N_A} t[r(n)]}{N_A} = \frac{\sum_{k=1}^{K_t} N_k \cdot t_k}{N_A} = \frac{\sum_{k=1}^{K_t} \rho_t A_k t_k}{\rho_t A} \Rightarrow \\ C_{BSi} &= \frac{\sum_{k=1}^{K_t} (r_k^2 - r_{k-1}^2) \cdot t_k}{R_c^2}, \end{aligned} \quad (34)$$

em que  $R_c$  é o raio de cobertura da célula,  $A = \pi R_c^2$  é área aproximada da célula,  $A_k = \pi(r_k^2 - r_{k-1}^2)$  é a área ocupada por nós servidos com o  $k$ -ésimo esquema de modulação e codificação, e  $K_t$  é o número total de esquemas de modulação e codificação especificados no padrão IEEE 802.16. Mais especificamente,  $R_c = r_7$  e  $K_t = 7$ .

A partir da equação (34), é possível determinar a densidade média de tráfego  $\rho_{bci}$  suportada por uma célula WiMAX isolada, usando

$$\rho_{bci} = \frac{C_{BSi}}{\pi R_c^2}. \quad (35)$$

Em um cenário genérico, uma demanda de tráfego uniforme por parte dos terminais, representada pela densidade  $\rho_d$  em Mbps/km<sup>2</sup>, impõe a necessidade de implantação de uma densidade mínima de estações base com capacidade média  $C_{BS}$ . Esta condição de equilíbrio é refletida pela equação

$$\rho_d = \rho_{bc} \cdot C_{BS} \quad , \quad (36)$$

em que  $\rho_{bc}$  é a densidade de estações base necessárias para atender a demanda de tráfego representada pela densidade  $\rho_d$ .

No caso de células isoladas, a equação (36) resulta em

$$\rho_{bsi} = \frac{\rho_d}{C_{BSi}} .$$

Considerando um cenário com múltiplas estações base, com sobreposição entre as respectivas áreas de cobertura, torna-se necessário refinar o modelo de células isoladas, de modo a considerar o efeito do compartilhamento de terminais entre estações vizinhas. Para tanto, algumas premissas são adotadas:

- Os níveis de interferência co-canal e canal adjacente são considerados desprezíveis, em conformidade com o cenário de interesse descrito no Capítulo 2, segundo o qual as redes ad hoc e mesh sem fio são implantadas em áreas de menor demanda de tráfego, tais como subúrbios e áreas rurais, e interligadas a redes externas através de enlaces *backhaul* ponto-multiponto WiMAX. Neste caso, a densidade de estações base WiMAX tende a ser baixa ou moderada, assim como o nível de interferência. Vale ainda destacar os recursos da tecnologia WiMAX para mitigação de interferência, tais como esquemas avançados de reuso de frequência e antenas inteligentes;
- Cada estação terminal se conecta à estação base mais próxima.

A Figura 5.5a ilustra um cenário, no qual os terminais internos à região hexagonal H se conectam à estação base do centro, que é a mais próxima dentre as demais, enquanto os terminais fora da região H se conectam a estações vizinhas. O resultado deste compartilhamento de terminais é a redução do número efetivo de terminais a serem servidos por cada estação base, em relação à operação em uma célula isolada.

Desconsiderando a interferência co-canal e a de canal adjacente, o efeito resultante do aumento da densidade de estações base é o aumento das regiões de sobreposição e, conseqüentemente, o aumento da capacidade média disponível por célula, dado que menos terminais são atendidos por modulações mais robustas. Este efeito pode ser modelado utilizando uma célula equivalente de raio efetivo  $r_e$ , ilustrada na Figura 5.5b.

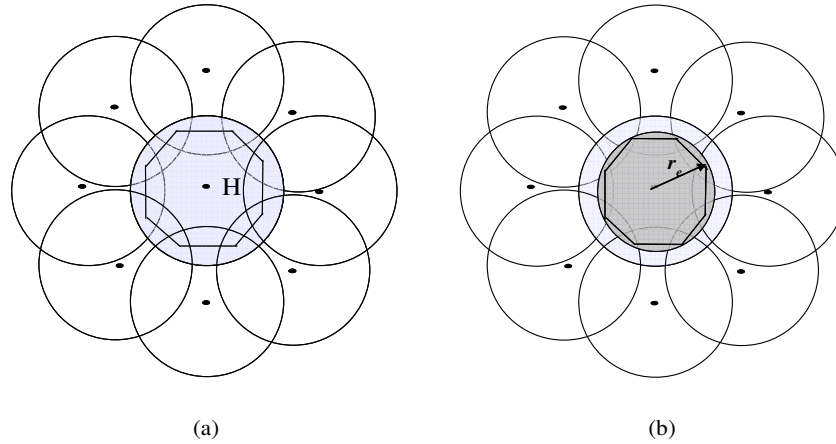


Figura 5.5: Distribuição de células com sobreposição, destacando: (a) região hexagonal H, na qual os terminais se conectam à estação base central e (b) aproximação da região H por célula circular de raio efetivo  $r_e$ .

Como resultado da adoção da célula equivalente, a capacidade média da célula WiMAX deve ser ajustada, podendo ser reescrita a partir da equação (34) como se segue:

$$C_{BS}(r_e) = \frac{\sum_{k=1}^{K_t(r_e)} (r_k^2 - r_{k-1}^2) t_k}{r_e^2}, \quad (37)$$

em que  $K_t(r_e)$  corresponde ao índice do esquema de modulação e codificação associado à região que compreende a borda da célula equivalente.

A densidade de dados  $\rho_{bc}$  suportada pela célula pode ser calculada a partir da equação (37) para um raio genérico  $r_n$  usando

$$\rho_{bs}(r_n) = \frac{C_{BS}(r_n)}{\pi \cdot r_n^2}. \quad (38)$$

Para estimar o raio efetivo  $r_e$ , adota-se um conjunto de teste  $\bar{r}_t = \{r_n\}_{n=1}^{N_r}$ , em que

$$r_n = \frac{R_c}{n}. \quad (39)$$

Em seguida, realiza-se uma busca em todo o conjunto  $\bar{r}_t$  pelo raio que minimiza a diferença em relação à demanda de tráfego  $\rho_d$ . Este procedimento corresponde à seguinte equação:

$$r_e(\rho_d) = \arg \min_{\forall r_n \in \bar{r}_t} \{ \rho_d - \rho_{bs}(r_n) \} \quad (40)$$

A partir do raio efetivo  $r_e$  e da equação (36), estima-se a densidade média de estações base para garantir capacidade com sobreposição entre células, resultando em

$$\rho_{bc}(r_e) = \frac{\rho_d}{C_{BS}(r_e)}.$$

A densidade de estações base pode então ser definida para o cenário de pior caso, ou seja, o valor máximo entre as capacidades de células isoladas e sobrepostas. Ou seja,

$$\rho_{bc} = \max\{\rho_{bsi}, \rho_{bc}(r_e)\} = \rho_d \cdot \max\left\{\frac{1}{C_{BSi}}, \frac{1}{C_{BS}(r_e)}\right\} \quad (41)$$

A densidade média de estações base para garantir capacidade e cobertura pode ser obtida combinando as equações (32) e (41), através da equação

$$\rho_b = \max\{\rho_{bc}, \rho_{b \min}\}$$

Como resultado desta abordagem, um algoritmo é proposto para estimar a densidade média de estações base para garantir cobertura e capacidade a todos os terminais  $\phi_i$  uniformemente distribuídos em uma área retangular. Neste caso, o requisito de capacidade é determinado por um vetor de demanda de tráfego  $\bar{\rho}_d = \{\rho_d(j)\}_{j=1}^{N_s}$ , que contém  $N_s$  valores de interesse da densidade de tráfego e deve ser fornecido como parâmetro de entrada.

## VI. Algoritmo semi-analítico para cálculo de densidade média de estações base WiMAX para garantir capacidade e cobertura aos terminais de uma topologia $T$

---

- a. Calcular o vetor de taxas de transmissão da célula WiMAX:  $\bar{t} = \{t_n\}_{n=1}^7$ ; (vide eq. (32))
- b. Calcular o vetor de raios de cobertura da célula WiMAX:  $\bar{r}_c = \{r_n\}_{n=1}^7$ ;
- c. Criar o vetor de teste com  $N_r$  raios de célula equivalente:  $\bar{r}_t = \{r_n\}_{n=1}^{N_r}$ , em que  $r_n = R_c/n$  e  $R_c$  é o raio de cobertura da célula;
- d. Calcular a capacidade média da célula isolada:

$$C_{BSi} = \frac{\sum_{k=1}^{K_t} (r_k^2 - r_{k-1}^2) t_k}{R_c^2} \quad (\text{vide eq. (34)})$$

- e. **Loop1:** enquanto  $j$  menor que  $N_s$ , incremente  $j$  e faça:
- f. Realizar busca por raio efetivo  $r_e$  no conjunto  $\bar{r}_i$  para atender demanda de tráfego  $\rho_d(j)$ , segundo as equações (37), (38) e (40):

$$C_{BS}(r_n) = \frac{\sum_{k=1}^{K_i(r_n)} (r_k^2 - r_{k-1}^2) t_k}{r_n^2} \quad ; \quad r_e[\rho_d(j)] = \arg \min_{\forall r_n \in \bar{r}_i} \left\{ \rho_d(j) - \frac{C_{BS}(r_n)}{\pi \cdot r_n^2} \right\}$$

- g. Calcular a capacidade densidade de estações base para garantir capacidade:

$$\rho_{bc}(j) = \rho_d(j) \cdot \max \left\{ \frac{1}{C_{BSi}}, \frac{1}{C_{BS}(r_e)} \right\} \quad (\text{vide eq. (41)})$$

- h. **Fim de Loop1**

- i. Calcular densidade mínima de estações base para garantir cobertura:

$$\rho_{b \min} = \frac{1}{2R_c^2} \quad (\text{vide eq. (32)})$$

- j. Calcular o vetor de densidades  $\bar{\rho}_g$  para garantir cobertura e capacidade, considerando todas as densidades  $\{\rho_{bc}(i)\}_{i=1}^{N_s}$ :

$$\bar{\rho}_g = \max_{1 \leq i \leq N_s} \{\rho_{b \min}, \rho_{bc}(i)\}$$

- k. Analisar vetor  $\bar{\rho}_g$  para determinar demanda de transição:

$$\rho_{dc} = \rho_g(k_{ind})$$

onde  $k_{ind}$  corresponde ao primeiro elemento do vetor  $\bar{\rho}_g$  tal que  $\rho_g(k_{ind}) > \rho_{b \min}$

---

### 5.6.2.1. Avaliação do modelo semi-analítico

O modelo semi-analítico proposto foi avaliado através de diversas simulações, realizando-se comparações com os resultados proporcionados pelo método de Monte Carlo, considerando diferentes condições de propagação e demandas de tráfego. Os parâmetros de simulação são aqueles descritos na Tabela 5.8 da seção 5.6.1.4.

A Figura 5.6 ilustra o resultado para o modelo de propagação LOS, onde se observa boa aproximação na densidade de estações base para garantir cobertura e capacidade ( $\rho_g$ ), quando

comparado aos resultados do modelo de Monte Carlo, nos domínios de dimensionamento limitados em cobertura e capacidade, resultando em uma estimativa precisa da demanda de transição  $\rho_{dc}$ . Comportamento análogo pode ser observado para os modelos de propagação WI-SC<sup>4</sup> e SUI-12<sup>5</sup>.

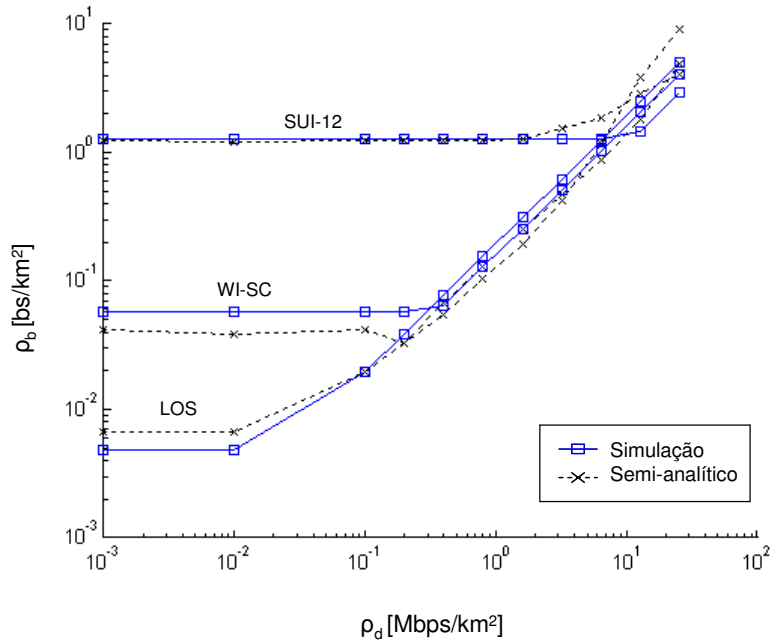


Figura 5.6: Densidade de estações base para garantir cobertura e capacidade, estimada através do método de Monte Carlo (tracejada) e no modelo semi-analítico (contínua), para modelo de propagação LOS.

### 5.6.3. Modelo analítico para cálculo da Demanda de Transição

Esta seção apresenta a descrição de um modelo analítico para a estimativa da demanda de transição  $\rho_{dc}$ , que corresponde ao objetivo final da análise de cobertura e capacidade proposta neste trabalho. A abordagem adotada se baseia nos resultados de simulação descritos na seção 5.6.2.1, que permitem estimar a densidade mínima  $\rho_g$  de estações base que garante cobertura e capacidade a um conjunto de terminais  $\phi_i$  uniformemente distribuídos em uma área retangular.

<sup>4</sup> WI-SC: modelo de propagação Walfisch-Ikegami Street-Canyon

<sup>5</sup> SUI-12: modelo de propagação Stanford University Interim

No domínio de dimensionamento limitado em cobertura ( $\rho_d < \rho_{dc}$ ), a densidade  $\rho_g$  independe da densidade de tráfego demandada  $\rho_d$ , e pode ser estimada usando

$$\rho_g = \rho_{b\min} = \frac{1}{2R_c^2}.$$

No caso do domínio limitado em capacidade ( $\rho_d > \rho_{dc}$ ), observa-se, a partir da Figura 5.6, que a densidade  $\rho_g$  no domínio de dimensionamento limitado em capacidade pode ser descrita em função da densidade de tráfego demandado  $\rho_d$  pela expressão

$$\log \rho_g \approx \log \rho_d + \beta.$$

O ponto de demanda de transição pode ser definido como o ponto em que  $\log \rho_g = \log \rho_{b\min}$ :

$$\log \rho_{b\min} = \log \left( \frac{1}{2R_c^2} \right) = \log \rho_{dc} + \beta \Rightarrow \frac{1}{2R_c^2} = 10^\beta \cdot \rho_{dc} \Rightarrow$$

$$\rho_{dc} = \frac{1}{2 \cdot 10^\beta \cdot R_c^2} \Rightarrow \rho_{dc} = \frac{\kappa}{R_c^2} \quad (42)$$

O fator de proporcionalidade  $\kappa$  foi estimado através de uma abordagem empírica para o cálculo da demanda de transição, aplicado a um amplo intervalo de valores de densidade de tráfego demandado  $\rho_d$ , em função de um intervalo também amplo de valores de raios de cobertura. Foi analisado o impacto de parâmetros sistêmicos da interface aérea WiMAX com repercussão direta na capacidade do sistema. Foram considerados os parâmetros largura de canal ( $BW$ ), fator de sub-canalização ( $N_{sub}$ ) e razão de prefixo cíclico ( $G$ ). Dentre estes fatores, observou-se que o parâmetro  $G$  apresentou impacto mínimo na demanda de transição  $\rho_{dc}$ . Deste modo, a influência dos parâmetros  $BW$  e  $N_{sub}$  é descrita pela equação

$$\rho_{dc} = \frac{1}{R_c^2} \cdot \left( \frac{BW}{7} \cdot \frac{N_{sub}}{16} \right). \quad (43)$$

Visando validar o modelo proposto, foram realizadas simulações considerando raios de cobertura variando de 0.4 km a 100 km, obtidos através dos modelos de propagação LOS, WI-SC e SUI-12, variando parâmetros como potência de transmissão e perdas no sistema.

A Figura 5.7 representa o resultado obtido através do modelo proposto para o cálculo da demanda de transição  $\rho_{dc}$ , comparado com as estimativas de demanda de transição proporcionadas pelo modelo semi-analítico. Foram considerados os modelos de propagação LOS, WI-SC e SUI-12, bem como parâmetros  $BW = 7$  MHz e  $N_{sub} = 16$  (sem sub-canalização). Observa-se uma excelente concordância entre os resultados obtidos através do modelo analítico para estimativa da demanda  $\rho_{dc}$  e da equação (42), com relação aos resultados do modelo semi-analítico descrito na seção 5.6.2. Este resultado confirma o comportamento teórico esperado, descrito pela equação (43).

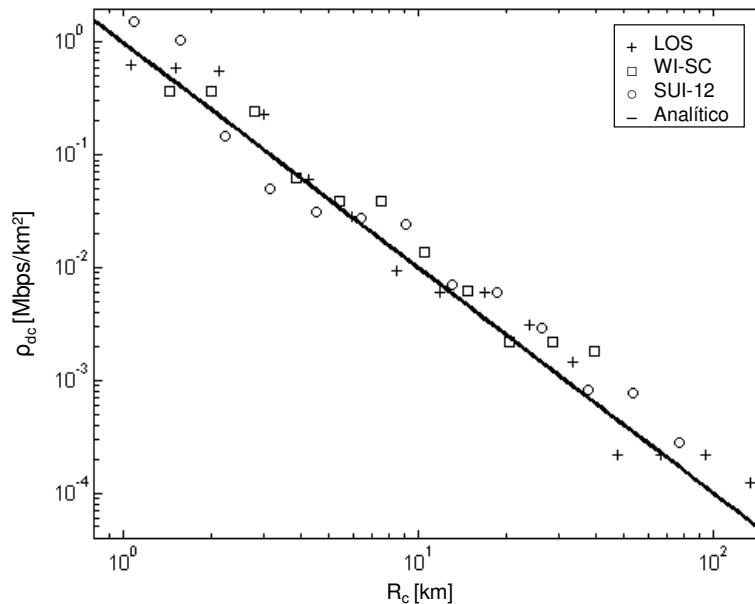
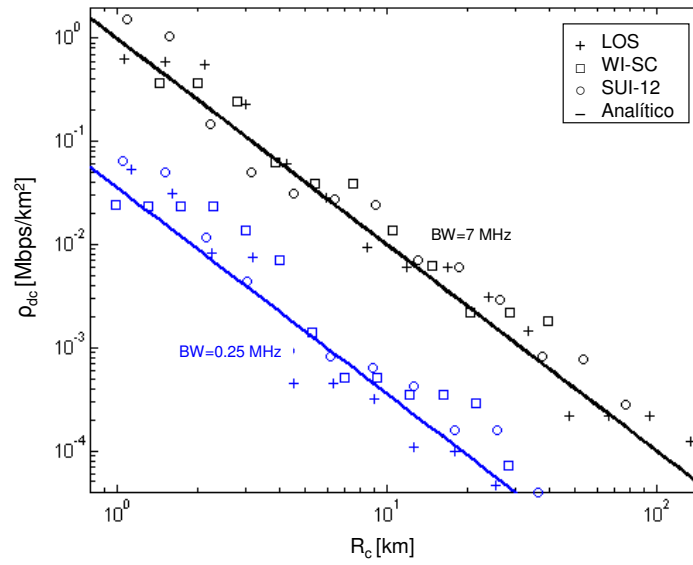
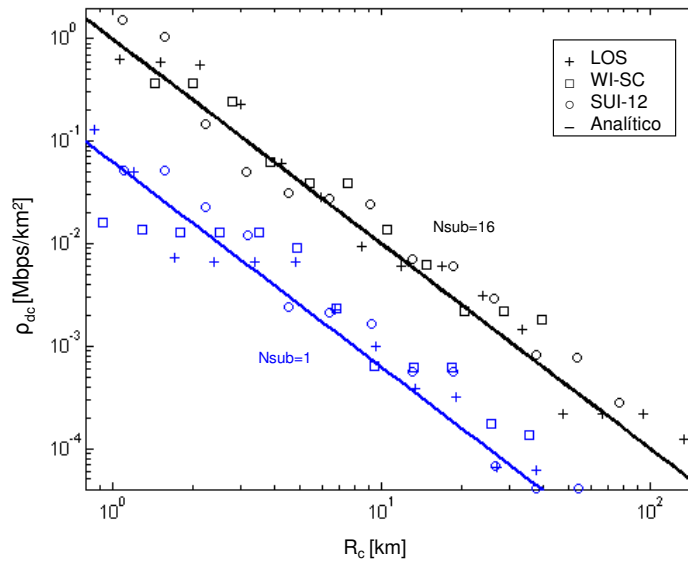


Figura 5.7: Demanda de transição estimada através do modelo analítico proposto (linha contínua), comparada aos valores estimados através do modelo semi-analítico de capacidade e cobertura (pontos em cinza), considerando modelos de propagação LOS, WI-SC e SUI-12.





(a)



(b)

Figura 5.8: Demanda de transição estimada através do modelo analítico proposto (linha contínua) e do modelo semi-analítico de capacidade e cobertura (pontos em cinza), considerando modelos de propagação LOS, WI-SC e SUI-12, para (a) larguras de canal de 7 MHz e 0.25 MHz, com  $N_{sub}=16$ , e (b) fatores  $N_{sub}$  iguais a 16 e 1, com  $BW=7$  MHz.

A precisão do modelo proposto para o cálculo da demanda de transição  $\rho_{dc}$  pode ser analisada também através dos resultados ilustrados na Figura 5.8a, que se referem aos valores de  $\rho_{dc}$  em função do raio de cobertura, obtidos para as larguras de canal  $BW$  de 7 MHz e 0.25 MHz.

O mesmo se observa na Figura 5.8b, na qual foram considerados fatores de sub-canalização  $N_{sub}$  iguais a 16 (sem sub-canalização) e 1 (máxima sub-canalização).

Os resultados obtidos refletem diretamente o compromisso entre cobertura e capacidade em redes WiMAX. De fato, observa-se que a demanda de transição  $\rho_{dc}$  diminui com o aumento do raio de cobertura, pois a densidade mínima  $\rho_{bmin}$  de estações base para garantir cobertura dos terminais diminui com o aumento a área de cobertura das células. Neste cenário, mesmo demandas de tráfego menos intensas podem ser suficientes para que a densidade  $\rho_{bc}$  de estações base para garantir capacidade aos terminais supere a densidade  $\rho_{bmin}$ .

Na Figura 5.8a, observa-se um comportamento consistente na variação da demanda de transição  $\rho_{dc}$  com a da largura de canal  $BW$ . De fato, quanto menor a largura do canal, menor a capacidade média por célula e maior a densidade  $\rho_{bc}$  de estações base necessária para garantir capacidade aos terminais. Neste caso, uma demanda de tráfego menor tende a ser suficiente para que a densidade  $\rho_{bc}$  seja dominante em relação à densidade  $\rho_{bmin}$ , reduzindo o valor da demanda de transição  $\rho_{dc}$ . O comportamento observado na Figura 5.8b é explicado de forma análoga, uma vez que o aumento da sub-canalização ( $N_{sub}=1$ ) reduz a capacidade da célula, contribuindo para reduzir a demanda de transição  $\rho_{dc}$ .

### 5.7. Conclusão

O conceito de demanda de transição aqui introduzido representa uma importante ferramenta no planejamento de redes WiMAX, uma vez que correlaciona cobertura e capacidade e permite estimar se um determinado cenário deve ser tratado com foco em cobertura ou capacidade. Este parâmetro pode ainda ser adotado no planejamento de redes metropolitanas sem fio híbridas, constituídas a partir da integração de redes WiMAX e redes ad hoc ou mesh sem fio. Considerando que as soluções de redes ad hoc e mesh sem fio tendem a apresentar melhor relação custo-benefício do que redes WiMAX em cenários orientados à cobertura, a estimativa a priori do tipo de domínio de dimensionamento serve de indicativo sobre o tipo de rede a ser adotada em um cenário específico.

## 6 Conclusão

### 6.1. Discussão Geral

Neste trabalho, foram abordados alguns dos principais problemas atuais de redes metropolitanas sem fio banda larga, com foco em uma solução híbrida baseada na integração de redes WiMAX e Wi-Fi ad hoc e mesh.

No Capítulo 3, foi tratado o problema do roteamento em redes ad hoc e mesh sem fio, que tem impacto significativo em diversos parâmetros de desempenho importantes do sistema, como a capacidade. Neste caso, foi proposto o mecanismo de roteamento *Reference Path Ad hoc Integrated Routing* (REPAIR), específico para redes ad hoc e mesh sem fio, com o objetivo de otimizar o desempenho de protocolos de roteamento reativos em termos de métricas essenciais para o transporte de tráfego tempo real. Através de simulações em diversos cenários distintos, realizou-se comparação entre protocolo reativo clássico AODV e sua versão modificada pelo REPAIR, sendo observada a superioridade da última em todas as métricas de desempenho adotadas. Todas as simulações foram realizadas com base na ferramenta NS-2, incluindo a implementação do mecanismo REPAIR.

O problema do dimensionamento de capacidade em redes ad hoc/mesh sem fio foi abordado no Capítulo 4. Para tratá-lo, foi apresentado um modelo de capacidade semi-analítico que permite estimar a capacidade por nó e a vazão total por *gateway*, além de determinar os enlaces sobrecarregados, para uma determinada topologia. Este modelo apresentou resultados consistentes quando comparados aos obtidos através da ferramenta de simulação NS-2, para os

mesmos cenários. Através do método de Monte Carlo, este modelo foi ainda aplicado a um grande número de topologias, permitindo a obtenção de estimativas da vazão efetiva média por usuário em função da densidade de nós e a densidade de *gateways*.

No Capítulo 5 foi investigado o problema do planejamento de capacidade e cobertura de redes WiMAX, com foco na abordagem de redes WMAN híbridas, ou seja, a integração com redes Wi-Fi Ad Hoc/Mesh. Considerando as características de cada uma destas tecnologias, as redes WiMAX são mais apropriadas em cenários limitados em capacidade, enquanto as redes Wi-Fi Ad Hoc/Mesh podem ser adotadas em cenários limitados em cobertura. Para viabilizar esta distinção a priori e de forma objetiva, foi definido o parâmetro **Demanda de Transição**, que indica se o dimensionamento deve ser limitado em cobertura ou capacidade, em função da demanda de tráfego.

Para tanto, várias etapas de modelamento foram implementadas. Primeiramente, a partir das especificações do padrão IEEE 802.16 e de modelos de propagação apropriados, foram estimados raios de cobertura e taxas de transmissão para um terminal de assinante localizado a uma distância específica da estação rádio-base. Este modelo de predição foi ajustado a partir de medidas realizadas em campo e em laboratório e foi adotado como base para a construção de modelos mais avançados. Em seguida, através do método de Monte Carlo, foi aplicado o modelo de predição de cobertura e capacidade a um conjunto de topologias, resultando em estimativas da densidade média de estações base para garantir cobertura e capacidade, em função da demanda total de tráfego e do perfil de propagação. Com base nos resultados obtidos, foram construídos modelos analíticos para aproximar os resultados do modelo de Monte Carlo, mas com menor complexidade. Finalmente, a partir dos modelos analíticos, foi possível obter uma expressão para a **Demanda de Transição**, em função da largura do canal, do raio de cobertura e do fator de sub-canalização.

### 6.2. Contribuições

Através deste trabalho, esperamos estimular as pesquisas relacionadas com os problemas do modelamento de capacidade e mecanismos de roteamento em redes WMAN híbridas, que tem potencial para se firmar como uma tendência tecnológica importante para os próximos anos. Esperamos ter contribuído para a consolidação de conceitos relevantes sobre as tecnologias WiMAX e Wi-Fi ad hoc e mesh, bem como para a construção de metodologias consistentes de

dimensionamento de cobertura e capacidades destas redes. Neste contexto, as seguintes contribuições deste trabalho podem ser destacadas:

- Implementação e validação de um novo mecanismo de roteamento (REPAIR), aplicável a protocolos de roteamento reativos, visando otimizar seu desempenho em termos de métricas de QoS relevantes para o transporte de tráfego tempo real;
- Obtenção de estimativas de vazão média por usuário em redes ad hoc e mesh sem fio, a partir do modelo de capacidade semi-analítico proposto;
- Proposta de metodologia para o planejamento de redes ad hoc e mesh sem fio;
- Obtenção de estimativas da densidade média de setores para garantir cobertura e capacidade de redes WiMAX, dada demanda de tráfego e perfil de propagação, com base em modelos inovadores propostos nesta tese;
- Definição do parâmetro Demanda de Transição, que permite definir se um cenário de implantação de redes WiMAX é limitado em capacidade ou cobertura, servindo de base para o projeto de redes WMAN híbridas.

### 6.3. Sugestões para Trabalhos Futuros

Como sugestões para trabalhos futuros, vale destacar:

- Aprimorar esquema de confinamento do flooding de pacotes RREQ no mecanismo REPAIR, evitando a utilização de pacotes HELLO;
- Incorporar rotas alternativas locais no mecanismo REPAIR, visando minimizar o tempo de recuperação de rotas;
- Implementar modelos mais avançados de capacidade para redes ad hoc mesh, que permitam estimar impacto de aspectos como mobilidade e perfis de tráfego;
- Incorporar tratamento de interferência e mobilidade no modelo de dimensionamento de capacidade e cobertura de redes WiMAX;
- Aprimorar o modelamento dos mecanismos de QoS nas redes WiMAX e ad hoc/mesh.

## **Apêndice A: Evolução e funcionalidades avançadas do padrão IEEE 802.16**

### **Evolução do padrão IEEE 802.16**

A primeira versão do padrão IEEE 802.16 foi estabelecida em 2001, após dois anos do início do desenvolvimento da norma. O WiMAX cobriria apenas a faixa de frequências de 10 GHz a 66 GHz e só operaria em linha de visada, o que significa que o receptor precisa ser visível para o emissor. Em 2003, foi publicada a versão 802.16c, que especifica um conjunto de perfis para a operação do sistema na faixa de 10 GHz a 66 GHz e contribui para garantir a interoperabilidade entre diferentes fabricantes. No início de 2004, foi publicada a versão 802.16.2-2, que corresponde a um conjunto de “melhores práticas” para a implantação da rede WiMAX, em diversos cenários possíveis no mundo real.

No entanto, a necessidade de operar em linha de visada representaria um fator limitante para a adoção da tecnologia, pois dificultaria a sua implantação, principalmente em áreas urbanas. Visando superar esta limitação, o IEEE publicou, ainda em 2003, a versão 802.16a, que especifica a operação em faixas de frequências entre 2 e 11 GHz, incluindo bandas licenciadas e não licenciadas, sem necessidade de linha de visada.

Em 2004, foi publicada a versão 802.16-2004, que incorpora a versão 802.16a e especifica as regras para a interoperabilidade nas frequências até 66 GHz (com foco nas faixas até 11 GHz) e que está sendo adotada como base para o desenvolvimento dos primeiros chipsets WiMAX. Finalmente, está em desenvolvimento a versão 802.16e, que passa a suportar mobilidade entre células e deverá viabilizar o desenvolvimento dos primeiros dispositivos portáteis com WiMAX e Wi-Fi embutidos, com previsão de chegada ao mercado ainda em 2008.

Visando complementar o papel do IEEE, foi constituído o WiMAX Forum. Trata-se de uma organização sem fins lucrativos constituída por operadoras, fornecedores e fabricantes de equipamentos e terminais, e provedores de serviço, cujo principal objetivo é garantir a interoperabilidade entre os dispositivos dos diversos fabricantes. É ainda missão prioritária do Forum o tratamento de aspectos regulatórios e difusão da tecnologia em todo o mundo.

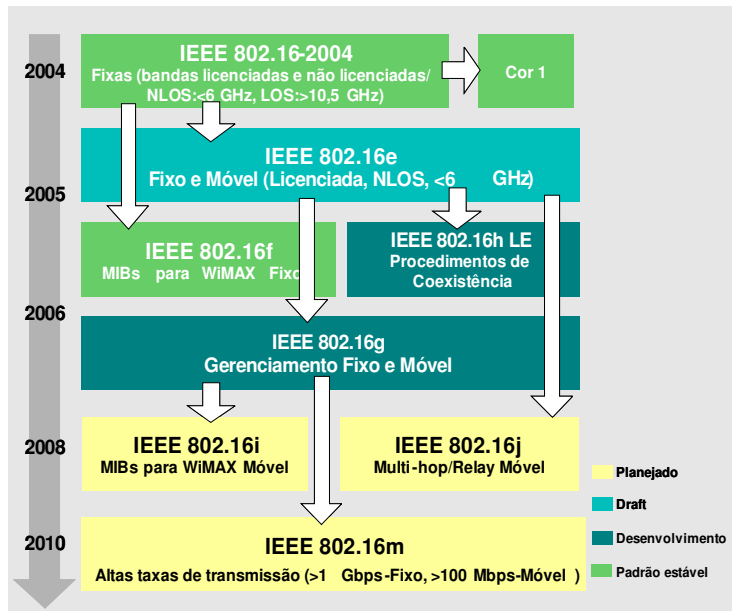


Figura 9: Evolução da padronização IEEE 802.16

### Estruturas de quadro

A estrutura de quadro do *downlink* na camada física OFDM é representada na Figura 10, que é adotada tanto no esquema FDD quanto no TDD. O quadro inicia com um preâmbulo (*Frame Start Preamble*), utilizado para sincronização e ajuste de nível de potência. Em seguida, tem início a seção de controle do quadro (*Frame Control Header – FCH*), que contém os ponteiros de início para as seções de dados no *downlink* (DL-MAP) e *uplink* (UL-MAP). Após o FCH, seguem as seções de dados, que podem ter comprimento variável para facilitar o mapeamento dos pacotes de dados, e são transmitidas de acordo com os respectivos perfis de modulação e codificação (*Burst Profiles*).

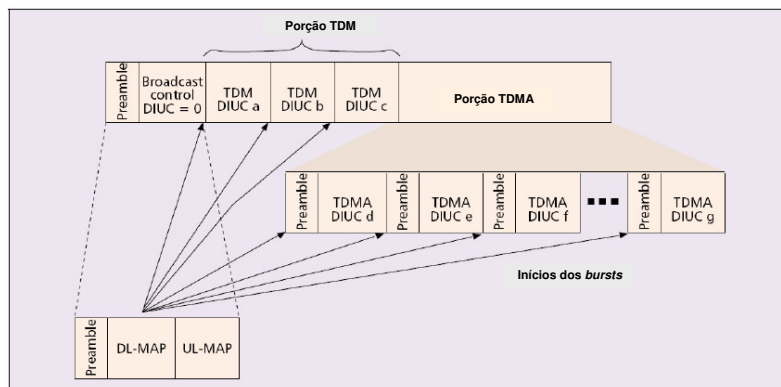


Figura 10: Estrutura de quadros do enlace direto, para camada física OFDM [IEEE80216e]

A Figura 11 representa a estrutura do quadro do *uplink*, considerando também a camada física OFDM. Inicialmente, é reservada uma porção do quadro para permitir oportunidades de acesso às estações de assinante (SS), através de mecanismo aleatório de controle de acesso ao meio. Em seguida, uma porção do quadro é alocada para dar oportunidade às SS para enviarem mensagens de requisição de alocação de banda à BS. As porções seguintes são dedicadas ao transporte de dados das SS, transmitidas segundo os respectivos *Burst Profiles*.

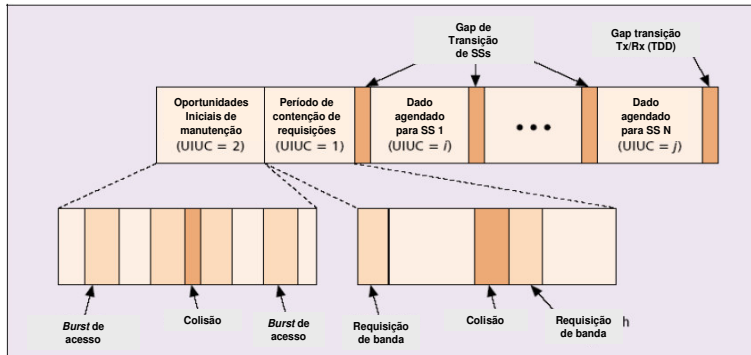


Figura 11: Estrutura de quadros do enlace reverso, para camada física OFDM [IEEE80216e]

No caso da camada física OFDMA, a estrutura de quadro é descrita na Figura 12, para o esquema de transmissão TDD. A seqüência de campos é similar à OFDM PHY, iniciando com preâmbulo, seguido do FCH, do DL-MAP, UL-MAP, e regiões de dados no *downlink* e *uplink*, com a inserção de um sub-canal de *Ranging* antes dos dados do *uplink*, cuja função é permitir que as SS tenham uma oportunidade para realizar a operação de *Ranging* a cada quadro.

Neste caso, porém, as informações são distribuídas no tempo e sub-canais lógicos, criando uma estrutura de quadro que pode ser mapeada em duas dimensões, caracterizando a flexibilidade de distribuição da informação a ser transmitida nos sub-canais.



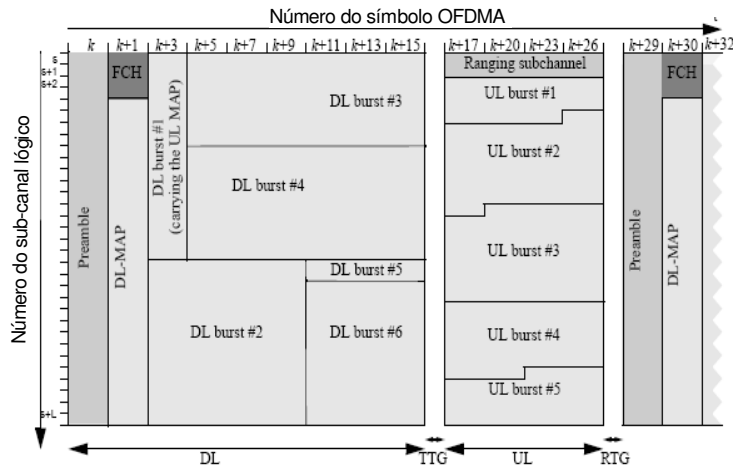


Figura 12: Estrutura de quadros dos enlaces direto e reverso, para camada física OFDMA e esquema TDD [IEEE80216e]

### Serviços Multicast e Broadcast

A tecnologia WiMAX, segundo o padrão IEEE 802.16e, especifica os serviços *Multicast* e *Broadcast* (*Multicast and Broadcast Service – MBS*). Esta funcionalidade pode ser implementada construindo uma zona MBS distinta do quadro downlink, coexistindo com serviços unicast, ou todo o quadro downlink pode ser alocado para o serviço MBS. A Figura 13 ilustra a construção das zonas MBS no downlink e no uplink, em um cenário de coexistência com serviços unicast. Neste caso, a flexibilidade na duração das zonas MBS proporciona um mecanismo de baixa complexidade para a alocação de recursos ao tráfego MBS em maior ou menor escala. Vale notar que múltiplas zonas MBS podem ser suportadas em um mesmo quadro, tendo cada zona MBS um descritor próprio (*MAP Information Element – MAP IE*).

Uma estação móvel (MS) acessa o DL-MAP para identificar as zonas MBS e as localizações dos MBS MAPs a ela associada em cada zona MBS. O MBS MAP está localizado no primeiro sub-canal do primeiro símbolo OFDMA da zona MBS associada. A MS pode ainda acessar o serviço MBS no modo Idle, ocorrendo a transmissão somente em instantes de tempo específicos, com o objetivo de reduzir o consumo de potência.

Deste modo, a flexibilidade proporcionada pelo WiMAX Móvel resulta em suporte integrado aos esquemas unicast, multicast e broadcast, viabilizando o provimento de um maior conjunto de serviços, contribuindo para concretizar um dos principais atributos desta tecnologia: suporte a serviços multimídia (*Triple-Play*).

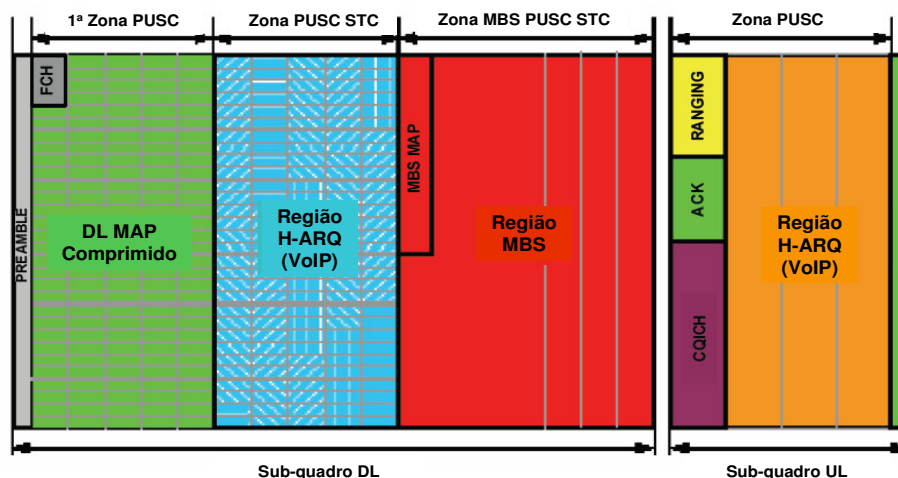


Figura 13: Zonas MBS mapeadas na estrutura de quadros OFDMA, definida para o WiMAX Móvel [IEEE80216e].

### Segurança da informação

O padrão IEEE 802.16e [IEEE80216e] especifica elevado nível de segurança da informação, a partir da adoção das tecnologias mais avançadas atualmente disponíveis de criptografia e autenticação. Compreende autenticação mútua BS/SS, protocolo flexível para gerenciamento de chaves, encriptação forte de tráfego, proteção para mensagens dos planos de controle e gerenciamento, além de otimizações de protocolo para fast handoff. Os principais aspectos destas funcionalidades são:

- Protocolo de gerenciamento de chave: elemento essencial da solução de segurança da tecnologia WiMAX, se baseia no protocolo PKMv2 (*Privacy and Key Management Protocol Version 2*), que gerencia a segurança na camada MAC através das mensagens PKM-REQ/RSP. Os mecanismos de autenticação PKM EAP, controlam a encriptação de tráfego, a troca de chaves em *handoff* e a segurança MBS;
- Autenticação de dispositivos: baseado no protocolo IETF EAP, através de credenciais baseadas no SIM ou certificado digital ou login/senha. Os métodos de autenticação EAP-SIM, EAP-AKA, EAP-TLS o EAP-MSCHAPv2 são suportados através do protocolo EAP, assim como os métodos de derivação de chaves;

- Encriptação de tráfego: AES-CCM é a cifragem adotada para todos os dados de usuários transportados via interface WiMAX Móvel. As chaves utilizadas no algoritmo de cifragem são geradas a partir da autenticação EAP. Neste caso, as chaves de encriptação de tráfego (*Traffic Encryption Key – TEK*) são trocadas periodicamente para aumentar o nível de segurança da solução;
- Mensagens de controle: as mensagens de controle são protegidas através do mecanismo AES, baseado nos esquemas CMAC, ou MD-5 HMAC;
- Proteção de mensagens de controle: mensagens de controle do protocolo são protegidas utilizando AES / CMAC, ou MD5-/ HMAC;
- Suporte a *fast handoff*: um esquema de sinalização triplo, envolvendo MS, BS de origem e BS destino, é utilizado para otimizar a re-autenticação de estações móveis durante o *handoff* entre estações base. Este esquema previne qualquer possibilidade de ataques “*man-in-the-middle*”.

## Apêndice B: Protocolos avançados de roteamento para redes ad hoc e mesh sem fio

### Split Multipath Routing (SMR)

O protocolo de roteamento SMR (*Split Multipath Routing*) [Lee00] é do tipo reativo e utiliza múltiplas rotas para minimizar a necessidade de redescoberta de rotas devido à dinâmica da topologia da rede ou a eventuais perdas de qualidade dos enlaces, reduzindo o consumo de recursos da rede para mensagens de sinalização.

Adicionalmente, a utilização de múltiplas rotas reduz também o nível de congestionamento na rede, contribuindo para o balanceamento de tráfego do sistema. Para tanto, adota-se um esquema de alocação por pacotes, para cada uma das rotas, distribuindo mais uniformemente o tráfego na rede ad hoc. Naturalmente, os impactos da alocação redundante de recursos na capacidade da rede deverá ser analisada e comparada com os ganhos resultantes da redução do nível de overhead de sinalização.

O processo de descoberta de rotas tem início sempre que o nó origem tem dados a transmitir, mas não tem uma rota para o nó destino. Neste caso, o nó origem inicia a propagação (*flood*) do pacote ROUTE REQUEST (RREQ) para toda a rede, colocando o nó destino como alvo. O pacote RREQ deverá conter, dentre outros campos, o *source ID* e um *sequence number* que identifiquem unicamente o pacote. Adicionalmente, implementa-se o mecanismo “*source routing*”, segundo o qual os endereços dos nós intermediários são inseridos no corpo do pacote na medida em que o mesmo se propaga em direção ao destino.

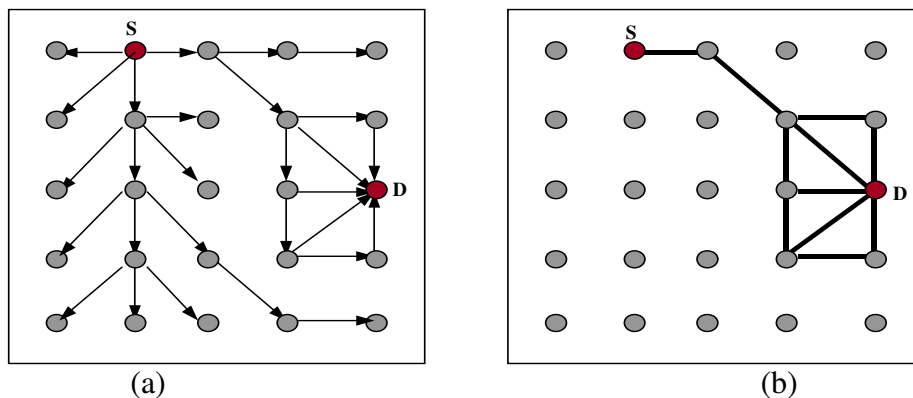


Figura 14: Descoberta de rota em protocolos reativos clássicos: (a) propagação do pacote RREQ, (b) múltiplas rotas recebidas pelo nó destino (D).

Nos protocolos reativos clássicos (ex., DSR, AODV), ao receber um pacote RREQ, um nó intermediário deve inicialmente armazenar em uma tabela o *node ID* do nó anterior, fonte e destino (“*backward learning*”). Deve, então, verificar se o pacote é duplicado, descartando-o em caso afirmativo. Caso seja um novo RREQ, o nó deverá verificar se existe uma rota para o destino já armazenada em sua cache. Caso já exista, deverá enviar um pacote ROUTE REPLY (RREP) para o nó origem, através da rota contida no RREQ, mas na direção reversa. No caso de não dispor de uma rota para o destino, o nó intermediário deverá retransmitir o pacote, dando continuidade à propagação em *flood* até o nó destino ou a um intermediário que tenha uma rota armazenada. Este mecanismo é ilustrado na Figura 14, onde podem ser observadas as rotas candidatas recebidas pelo nó destino, que apresentam em geral sobreposição parcial de alguns nós.

No caso do SMR, entretanto, o principal objetivo do mecanismo de propagação é garantir que as rotas selecionadas tenham o mínimo possível de sobreposição, aumentando a eficiência na utilização dos recursos da rede e minimizando o congestionamento em nós específicos. Neste caso, o nó destino precisa receber uma quantidade mínima de pacotes RREQ que tenham percorrido rotas com o mínimo de sobreposição. Para tanto, a estratégia adotada consiste em modificar o comportamento dos nós intermediários, que passam apenas a retransmitir os pacotes RREQ recebidos, incluindo pacotes duplicados com número de saltos inferior ao do primeiro RREQ ou recebidos por um caminho diferente do primeiro RREQ. Ou seja, os nós intermediários não enviam um pacote RREP para o nó origem, mesmo que tenham uma rota armazenada para o destino em sua cache.

Como consequência do mecanismo de propagação do SMR, o nível de overhead de sinalização gerado durante a descoberta das rotas tende a aumentar, se comparado aos mecanismos clássicos, como mostra a Figura 15. Contudo, este efeito é compensado pela diminuição do overhead necessário para a manutenção das rotas, como descrito a seguir.

Uma vez recebidas as múltiplas rotas, o nó destino deverá selecionar aquelas que apresentarem menos sobreposição. Em [Lee00], o nó destino seleciona apenas duas dentre o conjunto de rotas recebidas. A primeira rota selecionada é a informada pelo primeiro pacote RREQ recebido pelo nó destino, que envia imediatamente um pacote RREP para o nó origem contendo todos os *node IDs* que compõem a rota.

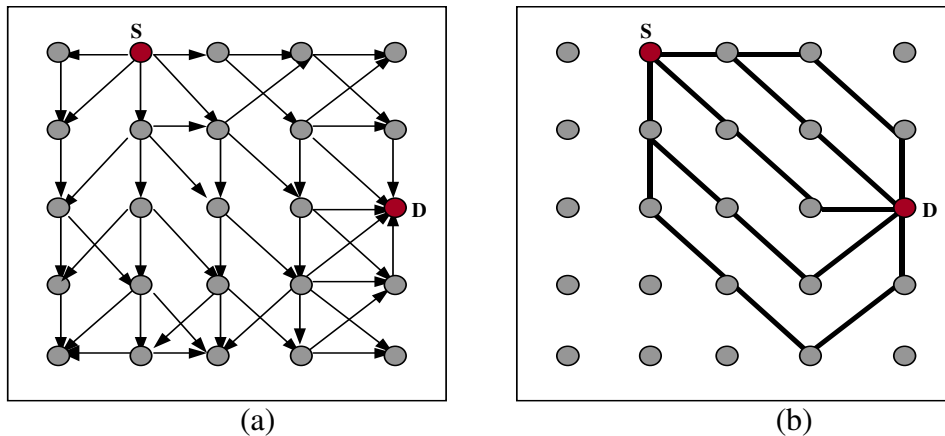


Figura 15: Descoberta de rota no SMR: (a) propagação do pacote RREQ, (b) múltiplas rotas recebidas pelo nó destino (D).

Em seguida, o nó destino aguarda um período de tempo para o recebimento de cópias do pacote RREQ, referentes a outras rotas percorridas. Adota-se, então, o seguinte critério para a seleção da segunda rota:

- a) Escolhe-se aquela que apresentar menos sobreposição com a primeira rota;
- b) Caso várias rotas apresentem o mesmo grau de sobreposição, escolhe-se a que apresentar o menor comprimento, ou seja, o menor número de saltos entre os nós fonte e destino;
- c) Caso mais de uma rota atendam os dois critérios anteriores, seleciona-se aquela associada ao pacote RREQ que foi recebido mais cedo pelo nó destino.

Uma vez selecionada a segunda rota, o nó destino envia o pacote RREP para o nó origem, com toda a rota inserida no pacote.

Vale salientar que o SMR adota um mecanismo “*source routing*” puro, no qual os nós não armazenam nenhuma informação de roteamento em memória cache, pois toda a informação de rota é inserida no cabeçalho dos pacotes de tráfego. Esta decisão, porém, pode ser revista e adaptada a outros cenários onde o fator mais crítico é, por exemplo, o consumo de recursos de banda e não de memória nos nós.

A manutenção das rotas estabelecidas é uma importante funcionalidade, pois minimiza o tráfego de controle e a latência para a descoberta de novas rotas. A rápida recuperação das rotas contribui de forma significativa para o desempenho geral dos algoritmos, principalmente em cenários de alta mobilidade.

Uma rota se torna inválida quando ocorre a perda de um ou mais enlaces entre dois nós que pertencem a esta rota. A detecção de perda de enlace pode ser realizada a partir de uma sinalização proveniente da camada de enlace de dados ou através da expiração de temporizadores associados ao recebimento de mensagens de *acknowledgement*. No caso do SMR, ao detectar a perda de enlace, um nó transmite um pacote *ROUTE ERROR* (RERR) para o nó origem, que contém a rota e os dois nós que estavam conectados pelo enlace. Ao receber o pacote RERR, o nó origem e os nós intermediários eliminam todas as entradas de sua tabela de roteamento que incluem o enlace que foi perdido e passa a transmitir os pacotes pela outra rota disponível (se for o caso). Em seguida, o nó origem poderá adotar as seguintes políticas para redescobrir as rotas:

- Iniciar o processo de descoberta quando qualquer uma das rotas se tornar inválida;
- Iniciar o processo de descoberta quando todas as rotas forem perdidas.

A primeira estratégia reconstrói as rotas mais freqüentemente e consome mais *overhead*, mas atenua significativamente a latência associada ao estabelecimento de novas rotas. A segunda estratégia produz menos overhead, mas tende a aumentar um pouco latência média.

Ao receber o primeiro pacote RREP, o nó origem já inicia a transmissão dos pacotes de tráfego armazenados em seu buffer. Ao receber o segundo RREP, o tráfego gerado passa a ser compartilhado entre as rotas através de um agendamento “*packet-by-packet*”, ou seja, os pacotes são transmitidos alternadamente por cada rota disponível.

Devido aos diferentes atrasos de cada rota, os pacotes poderão chegar fora de ordem ao destino, implicando na necessidade de um mecanismo de reordenação de pacotes. Esta desvantagem pode ser minimizada adotando-se algoritmos eficientes de reordenação de pacotes. De todo modo, este esquema foi adotado no SMR por funcionar bem para vários tipos de redes [Lee01] e devido às dificuldades de implementar mecanismos de distribuição mais sofisticados para redes ad hoc, que normalmente necessitam de informações sobre o status da rede (ex., banda disponível).

O protocolo SMR é aplicável em cenários de redes ad hoc sem fio onde existe necessidade de minimizar a ocorrência de gargalos e de uma maior nível de confiabilidade e

estabilidade para as rotas. Estas propriedades tornam o protocolo apropriado para suportar serviços de voz e dados, que precisam de níveis mínimos de QoS e robustez para operar. Adicionalmente, cenários de alta mobilidade ou de instabilidade dos enlaces de RF representam exemplos concretos da aplicabilidade do SMR.

### Associativity-Based Routing (ABR)

O protocolo ABR (*Associativity-Based long-lived Routing*) [Toh99] é um protocolo do tipo *on-demand*, com requisições iniciadas pela origem que se baseia na premissa de que mecanismos de roteamento baseados no critério “*shortest path*” nem sempre podem ser apropriadamente aplicados a redes ad hoc sem fio.

O protocolo ABR define uma métrica para o estabelecimento de rotas diferentes daquelas encontradas nos protocolos anteriores. Para tanto, introduz o conceito de “grau de associatividade” que expressa a estabilidade dos enlaces de um nó, que está relacionada com a sua mobilidade em relação aos seus vizinhos. Desta forma, uma rota é dita “*long lived*” se esta permanece válida no decorrer do tempo e os nós componentes da rota não migram constantemente para fora do range de conectividade dos seus vizinhos a jusante e a montante (*downstream e upstream*) na rota. A longevidade de uma rota é identificada pela associatividade e define a estabilidade da conexão e do sinal do ponto de vista espacial e temporal.

O protocolo ABR busca um compromisso entre roteamento *broadcast* e ponto-a-ponto e usa o conceito de encaminhamento de pacotes orientado à conexão. Decisões de roteamento são feitas no nó destino e somente a melhor rota será selecionada (com base em métricas de longevidade, consumo de bateria e QoS), enquanto todas as outras possíveis rotas permanecem passivas, evitando pacotes duplicados.

O grau de associatividade é estimado através da transmissão periódica por parte de cada nó de sinais do tipo *beacon (broadcast)*. Quando um nó, digamos A, recebe o sinal *beacon* de um nó vizinho, por exemplo, B, o nó A incrementa o contador para cada vez que ouviu o *beacon* de B. Para compreender como o grau de mobilidade é estimado, considere uma rede de nós onde os sinais *beacons* são transmitidos a cada 2 segundos e que o alcance destas transmissões seja de



10 metros. Suponhamos inicialmente que o nó A desta rede esteja se deslocando com velocidade de 10 m/s e está recebendo sinais *beacons* dos seus vizinhos, como ilustrado do na Figura 16a.

Observando em particular o sinal do nó B (supostamente parado), o nó A receberá o sinal de B cinco vezes apenas, equivalente ao período (desconsiderando outros fatores) em que A estará no raio de alcance de A. Considerando agora que A esteja parado (vide Figura 16b), o número de vezes que A ouvirá B ultrapassará 5, pois A estará sempre dentro do radio de alcance de B. Assim, podemos estabelecer que 5 é o limiar para determinar se existe mobilidade relativa entre os nós A e B. Assim, o número de vezes que um nó ouve o sinal *beacon* de um outro nó representa o grau de associatividade do primeiro nó com relação ao segundo (*associativity ticks*). O objetivo central do protocolo ABR é escolher uma rota cujos nós intermediários possuem alto grau de associatividade, pois estatisticamente tais nós terão baixo grau de mobilidade e os enlaces associados serão mais estáveis. Desta forma, minimiza-se o número de atualizações necessários das tabelas de roteamento durante a transmissão.

O protocolo ABR consiste basicamente em duas etapas: (a) etapa de descoberta de rota e (b) etapa de reconstrução de rota. A etapa de descoberta de rota inicia-se quando um nó (fonte) deseja comunicar-se com um outro nó (destino). Como ocorre em outros protocolos, o nó origem envia aos seus vizinhos um pacote do tipo BROADCAST QUERY (BQ), contendo, dentre outras informações, o endereço do nó destino. Um nó, ao receber o pacote BQ, deverá executar os seguintes procedimentos:

- Verifica se já processou este query e o descarta em caso afirmativo;
- Caso contrário, verifica se é o nó DST. Se não for, acrescenta seu endereço e respectivas métricas (incluindo o grau de associatividade dos seus vizinhos) ao pacote BQ e realiza novo broadcast para os vizinhos;
- Ao receber um BQ, o nó vizinho manterá apenas as informações de conectividade referentes aos enlaces com os nós vizinhos que não são vizinhos do nó anterior.

Desta forma, quando o pacote BQ finalmente atingir o nó destino, conterà o caminho percorrido pelo pacote, além dos graus de associatividade relativos aos nós que compõem aquele caminho.

A Figura 17 exemplifica o funcionamento do protocolo ABR. Nesta figura, o nó A deseja comunicar-se com o nó destino H e os conteúdos dos pacotes BQ que trafegam no caminho ABEGH e os respectivos processamentos são ilustrados. O pacote BQ recebido pelo nó H contém informações que permitem inferir o caminho percorrido pelo pacote até atingir H, além dos graus de associatividade dos nós.

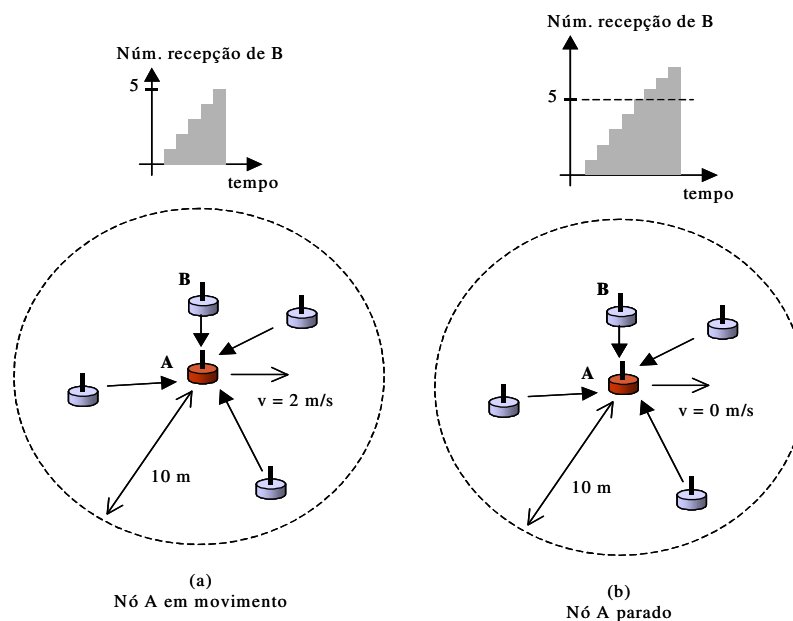


Figura 16: Funcionamento do protocolo de roteamento ABR.

Ao receber vários pacotes BQ do mesmo nó origem, através de rotas distintas, o nó destino adota os seguintes critérios, em seqüência, para selecionar uma rota:

1. Maior grau de associatividade;
2. Menor número de saltos;
3. Seleção aleatória dentre as rotas recebidas.

Ao receber o pacote BQ, o nó destino encaminha um pacote do tipo REPLY, usando o caminho reverso descoberto pelo pacote BQ recebido. Ao receber os pacotes REPLY, os nós intermediários assinalam a rota selecionada como válida e desativam todas as demais rotas para o nó destino. Vale salientar que o nó destino deverá aguardar algum tempo após o recebimento do primeiro BQ, para que possa então selecionar aquele que incluir a melhor rota.

Algumas métricas de protocolos convencionais são adaptabilidade às mudanças nos enlaces, número de saltos para o nó destino, atraso fim-a-fim, prevenção de *loops*. ABR

considera que a rápida adaptabilidade a mudanças em enlaces não é uma característica essencial, já que, freqüentemente resulta na inundação da rede com *broadcasts*, consumindo recursos excessivos da rede. ABR define as seguintes métricas:

- Longevidade da rota: esta métrica permite que rotas curtas (em duração) não interrompam ou prejudiquem o tráfego das rotas *long-lived*;
- Capacidades dos enlaces da rota selecionada: como a associatividade de um nó móvel com seus vizinhos também reflete o número de competidores em cada célula *wireless*, uma estimativa da vazão pode ser feita pelo nó móvel antes do início da transmissão, permitindo que o usuário (ou a aplicação) decida pelo início ou não da transmissão de dados através da rota estabelecida;
- Balanceamento de carga nos nós intermediários suportando rotas existentes, que sobrecarregados prejudicam o desempenho dos fluxos que encaminham.

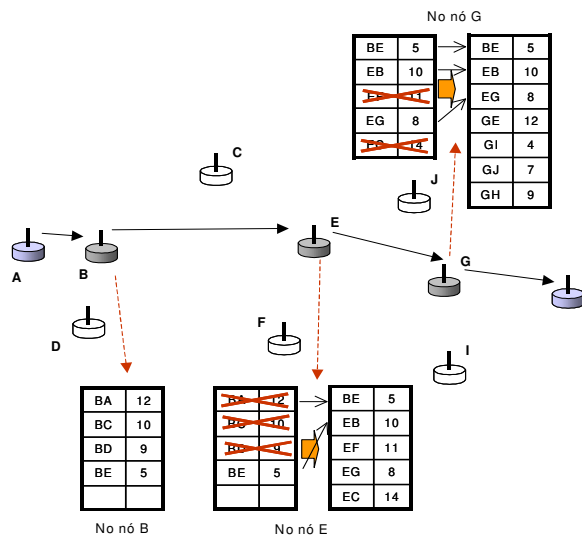


Figura 17: Exemplo de funcionamento do protocolo de roteamento ABR.

As condições de aplicabilidade do protocolo ABR são aproximadamente as mesmas do protocolo DSR. Porém o protocolo ABR apresenta resultados de desempenho melhores que o DSR, por isso os parâmetros de aplicabilidade descritos devem ser reavaliados para este protocolo.

## Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)

OLSR (*Optimized Link State Routing Protocol*) [Clausen03] é um protocolo de roteamento desenvolvido para operar em redes móveis ad hoc. É um protocolo do tipo pró-ativo, i.e., os nós trocam informações de topologia periodicamente. O protocolo OLSR adota o esquema de encaminhamento de pacotes baseado em tabela de rotas.

Para diminuição na intensidade de inundação da rede com mensagens de sinalização, cada nó da rede seleciona um MPR (*Multipoint Relay*) para propagar suas mensagens. No OLSR, somente os nós eleitos como MPRs são responsáveis por encaminhar o tráfego de controle, permitindo a diminuição no número destas mensagens na rede. Os nós selecionados como MPRs anunciam para a rede informações de alcançabilidade a respeito dos nós que o selecionaram como MPR. Os nós da rede selecionam seu MPRs entre seus vizinhos de um salto.

Cada nó escolhe um conjunto de vizinhos para retransmitir suas mensagens (denominados MPRs). Nós “não MPRs” recebem as mensagens de vizinhos de 1 hop e não encaminham. Desta forma, MPRs devem ser escolhidos de forma que, em termos de rádio, todos os nós “2 hop” recebam as mensagens de atualização. A referência [Clausen03] descreve algoritmos para seleção de MPRs.

O mecanismo de escolha e notificação de MPRs é implementado através da troca de Mensagens *Hello*. Cada nó possui e mantém um “MPR Set” em um “*MPR Selection Set*” para armazenamento dos MPRs do nó, e de quais nós estão usando o roteador local como MPR respectivamente.

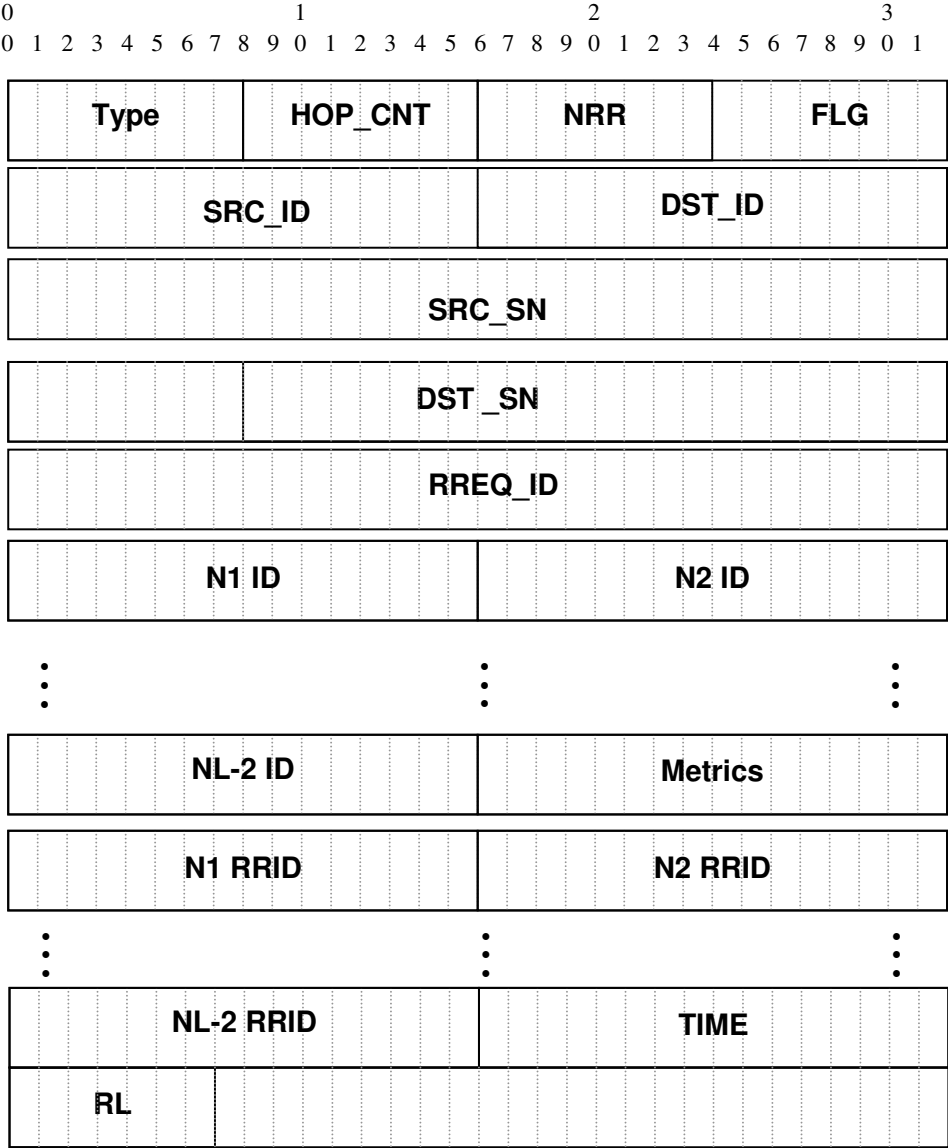
O controle da reatividade (às mudanças de topologia) pode ser feito através do ajuste nos valores de temporizadores para mensagens periódicas.

OLSR foi desenvolvido para operar independentemente do protocolo da camada MAC, no contexto de redes sem fio densas e de grandes quantidades de nós (comparando-o com outros algoritmos *Link State*) devido à otimização alcançada com os MPRs. Além disso, devido à característica *Link State*, o protocolo atua bem em redes onde o tráfego é esporádico entre um grande número de nós.



|                               |  |
|-------------------------------|--|
| <b>Destination IP Address</b> | Endereço IP do nó destino.   |
| <b>Options</b>                | Campo de comprimento variável (até 255 bytes), que pode ser utilizado para implementar mecanismos específicos. |
| <b>Padding</b>                | Campo de comprimento variável utilizado para completar com '0' os 32 bits de um campo.                         |
| <b>Data</b>                   | Representa o <i>payload</i> do pacote.   |

- Route Request (RREQ)



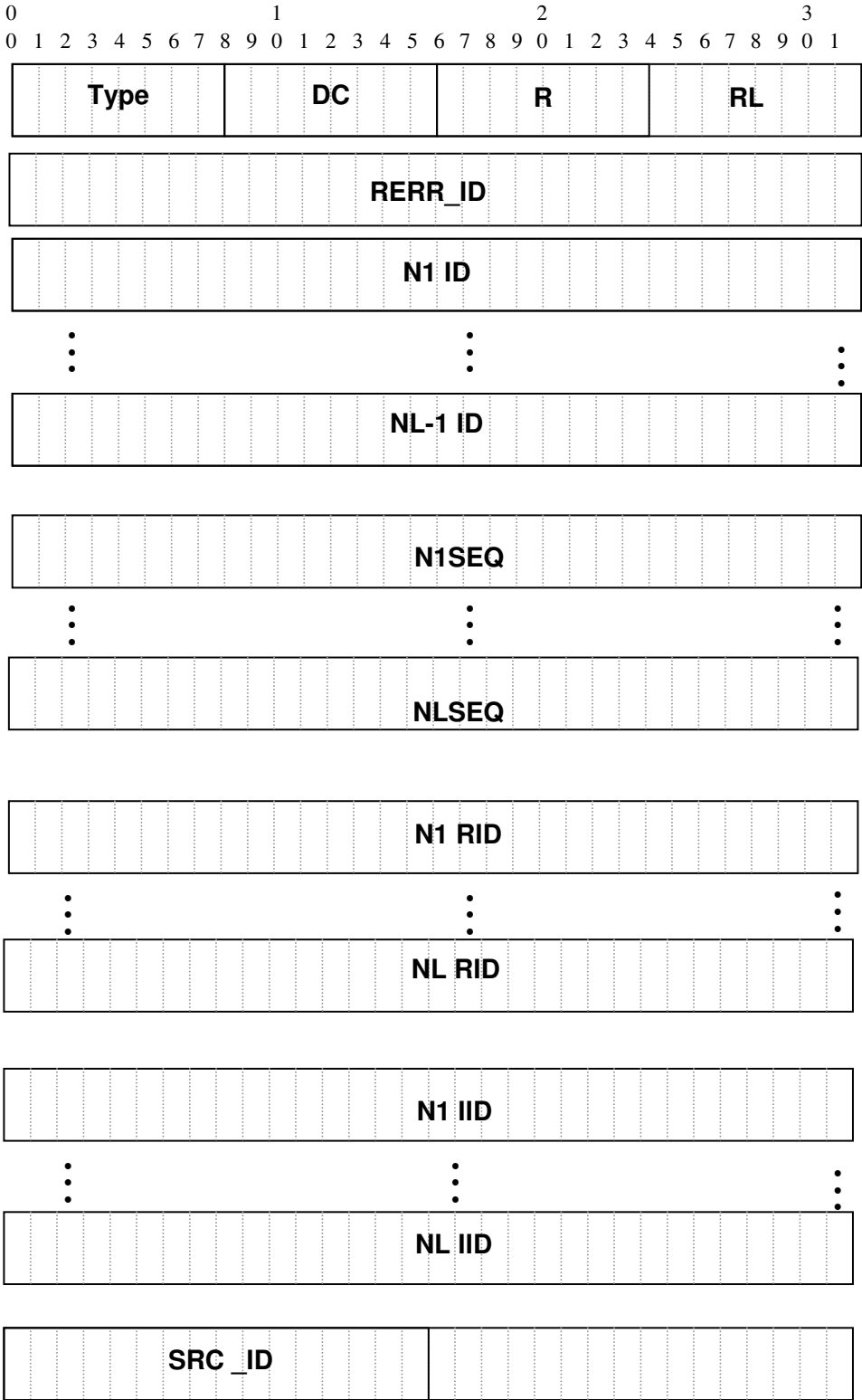
| <b>Campo</b>                 | <b>Descrição</b>   |
|------------------------------|--|
| <b>Type</b>                  | Especifica o tipo do pacote. Assume valor 0x01.  |
| <b>HOP_CNT</b>               | <i>Hop count</i>   |
| <b>FLG</b>                   | Campo Flag. Pode assumir os valores:<br>0x00: Global flooding request<br>0x01: Constrained flooding request<br>0x02: Probing request |
| <b>NRR</b>                   | Campo <i>Number of Reference Routes</i> . Especifica o número de rotas de referência transportadas pelo pacote RREQ.                 |
| <b>SRC_ID</b>                | Endereço do nó de origem   |
| <b>DST_ID</b>                | Endereço IP do nó destino.   |
| <b>SRC_SN</b>                | Número de seqüência do nó de origem  |
| <b>DST_SN</b>                | Número de seqüência do destino   |
| <b>RREQ_ID</b>               | Broadcast ID   |
| <b>N1_ID –<br/>NL-2_ID</b>   | Endereços IP dos nós intermediários da rota principal  |
| <b>Metrics</b>               | Especifica as métricas da rota percorrida pelo pacote RREQ.  |
| <b>N1_RRID –<br/>NL-2RID</b> | Endereços IP dos nós intermediários da rota de referência  |
| <b>TIME</b>                  | <i>Timestamp</i> usado quando um RREQ é enviado  |
| <b>RL</b>                    | Campo <i>Route Length</i> . Especifica o comprimento da rota percorrida pelo pacote RREQ.  |





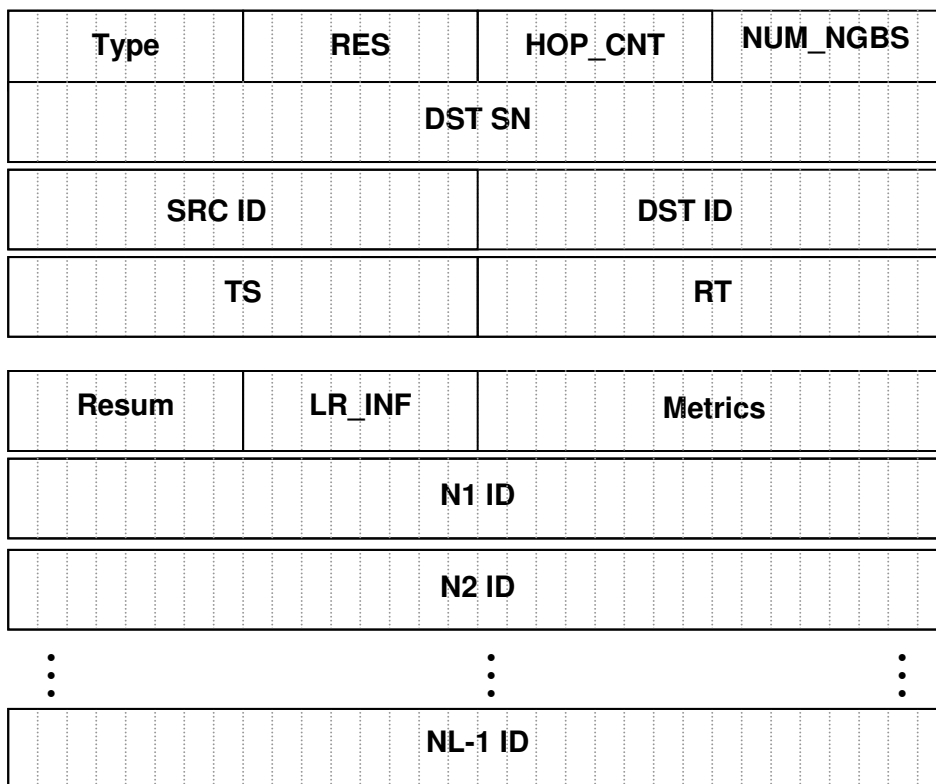
| <b>Campo</b>         | <b>Descrição</b>  |
|----------------------|---|
| <b>Type</b>          | Especifica o tipo do pacote. Assume valor 0x02.   |
| <b>NR</b>            | Número de rotas   |
| <b>FLG</b>           | Campo <i>Flag</i> . Pode assumir os valores:<br>0x00: Global flooding reply<br>0x01: Constrained flooding reply<br>0x02: Route probing reply<br>0x03: Local repair route reply<br>0x04: Local repair constrained flooding reply |
| <b>HOP_CNT</b>       | Contagem de <i>hops</i>   |
| <b>RREP_ID</b>       | ID do pacote RREP.  |
| <b>SRC_ID</b>        | Endereço IP do nó de origem   |
| <b>DST_ID</b>        | Endereço IP do nó destino.  |
| <b>DST_SN</b>        | Número de seqüência do nó destino.  |
| <b>LT</b>            | <i>Lifetime</i>   |
| <b>TS</b>            | <i>Timestamp</i>  |
| <b>N1ID – NL-1ID</b> | Endereços IP dos nós intermediários da rota percorrida pelo pacote RREQ.  |
| <b>Metrics</b>       | Especifica as métricas da rota percorrida pelo pacote RREQ.   |
| <b>ARL</b>           | Lista com os comprimentos das rotas alternativas  |
| <b>ARM</b>           | Lista de métricas das rotas alternativas  |
| <b>ARNI</b>          | Lista de endereços IP dos nós intermediários das rotas alternativas   |
| <b>RL</b>            | Campo <i>Route Length</i> . Especifica o comprimento da rota principal obtida pelo nó destino durante o processo de descoberta.   |
| <b>NAR</b>           | Campo <i>Number of Alternative Routes</i> . Especifica o número de rotas alternativas obtidas pelo nó destino na descoberta de rotas.   |

- Route Error (RERR)



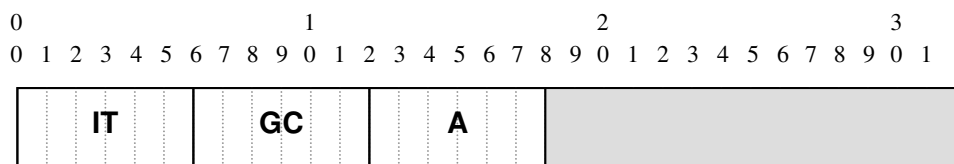
| <b>Campo</b>           | <b>Descrição</b>   |
|------------------------|--|
| <b>Type</b>            | Especifica o tipo do pacote. Assume valor 0x03.  |
| <b>DC</b>              | Dest count   |
| <b>R</b>               | Campo <i>Reason</i> . Especifica a causa do envio do pacote RERR, podendo assumir os seguintes valores:<br>0x01: Route failure<br>0x02: Route metric violation<br>0x03: Route change |
| <b>RL</b>              | Campo <i>Route Length</i> . Especifica o comprimento da rota interrompida.   |
| <b>RERR_ID</b>         | ID do pacote RERR.   |
| <b>N1 ID – NL ID</b>   | Endereços IP dos nós inalcançáveis.  |
| <b>N1SEQ–NL SEQ</b>    | Números de sequencia dos nós inalcançáveis.  |
| <b>N1 RID–NL RID</b>   | IDs das rotas interrompidas.   |
| <b>N1 IID – NL IID</b> | Endereços IP de todos os nós intermediários da rota principal  |
| <b>SRC ID</b>          | Endereço IP do nó que gerou o RERR   |

- Hello Message (HM)



| Campo                | Descrição   |
|----------------------|---|
| <b>Type</b>          | Especifica o tipo do pacote. Assume valor 0x04.   |
| <b>RES</b>           | Campos reservados   |
| <b>HOP_CNT</b>       | Contador de hops  |
| <b>DST_ID</b>        | Endereço IP do nó destino   |
| <b>DST_SN</b>        | Número de seqüência do nó destino   |
| <b>SRC_ID</b>        | Endereço IP do nó origem  |
| <b>LT</b>            | <i>Lifetime</i>   |
| <b>TS</b>            | <i>Timestamp</i>  |
| <b>Metrics</b>       | Métrica do nó local   |
| <b>N1 ID – NL ID</b> | Lista de vizinhos do nó que transmite o pacote Hello.   |
| <b>NUM_NGB</b>       | Número de vizinhos do nó  |
| <b>Resum</b>         | Indica se este é um HELLO resumido (0) ou completo (1)  |
| <b>R_INF</b>         | <i>Local Repair Info</i> . Contém informações sobre local repair que devem ser enviadas aos vizinhos. |

- **Campo Metrics**



| Campo     | Descrição                |
|-----------|--------------------------|
| <b>TI</b> | Instabilidade Topológica |
| <b>UF</b> | Grau de Conectividade    |
| <b>D</b>  | Atraso fim-a-fim [ms]    |

## Apêndice D: Repositório de Informações e Parâmetros de Configuração do Mecanismo REPAIR

### Repositórios de Informações

As informações utilizadas pelo REPAIR são armazenadas em um repositório de informações, composto das variáveis descritas a seguir.

- **Route Status Table (RST)**

| <b>Campo</b>   | <b>Descrição</b>   |
|----------------|--|
| <b>DST_ID</b>  | Endereço IP do nó destino da rota.   |
| <b>SRC_ID</b>  | Endereço IP do nó origem da rota.  |
| <b>NEXT</b>    | Endereço do próximo nó na rota.  |
| <b>ROUTE</b>   | Endereços IP dos nós intermediários da rota.   |
| <b>RID</b>     | ID da rota. Configurado com o mesmo valor do campo RREQ_ID do pacote RREQ que originou a rota. |
| <b>DST_SEQ</b> | Número de seqüência  |
| <b>RREQ_T</b>  | Indica quando poderá ser enviado outro RREQ  |
| <b>RREQ_N</b>  | Número de RREQs  |
| <b>NAR</b>     | Número de rotas alternativas   |
| <b>RL</b>      | Comprimento da rota principal  |
| <b>Metrics</b> | Métricas da rota.  |
| <b>NR</b>      | Número de rotas total (principal + alternativas)   |
| <b>ARM</b>     | Métricas das rotas alternativas  |
| <b>ARL</b>     | Comprimento das rotas alternativas   |
| <b>ARNI</b>    | IPs dos nós intermediários das rotas alternativas  |
| <b>NID</b>     | IPs dos nós intermediários da rota principal   |
| <b>FLAG</b>    | Indica o estado da rota  |
| <b>FG_DIR</b>  | Indica direção da rota (direta ou reversa)   |
| <b>RQWait</b>  | Tempo de espera para RREQ  |
| <b>PBWait</b>  | Tempo de espera para probe   |

|                |  |
|----------------|--|
| <b>LRID</b>    | Campo <i>Local Repair ID</i> . Indica as rotas interrompidas simultaneamente pela quebra de um enlace. Deve ser carregado com o valor do contador <i>Locar Repair Counter</i> (LRC). |
| <b>Hops</b>    | Número de hops   |
| <b>Hop_Cnt</b> | Última contagem válida de hops   |
| <b>PC</b>      | Lista de precursores   |
| <b>EXP</b>     | Tempo de expiração da entrada.   |

- **Neighbor List Table (NLT)**

| <b>Campo</b>   | <b>Descrição</b>                        |
|----------------|---|
| <b>NID</b>     | Endereço IP de um nó vizinho (Node_ID). |
| <b>EXP</b>     | Tempo de expiração                      |
| <b>Metrics</b> | Métricas do nó N ID.                    |

- **Second-order Neighbor List Table (SNLT)**

| <b>Campo</b> | <b>Descrição</b>   |
|--------------|--|
| <b>NID</b>   | Endereço IP do nó vizinho de segunda ordem.                          |
| <b>N1-Nk</b> | Endereços IP dos vizinhos diretos através dos quais NID é alcançado. |
| <b>EXP</b>   | Tempo de expiração .   |



## Parâmetros de Configuração

| PARÂMETRO                  | DESCRIÇÃO  | VALOR DEFAULT |
|----------------------------|--|---------------|
| ACTIVE_ROUTE_TIMEOUT       | Timeout para o estabelecimento de rota   | 10            |
| ALLOWED_HELLO_LOSS         | Número máximo perdas de pacotes HELLO  | 3             |
| ARP_DELAY                  | Tempo para envio de pacotes armazenados no buffer durante descoberta de rota           | 0,4           |
| BCAST_ID_SAVE              | Tempo máximo de vida de uma entrada na tabela de BID                                   | 3             |
| DELAY                      | Tempo para contenção de acesso na camada 3   | 0,0005        |
| HELLO_INTERVAL             | Período de transmissão de pacotes HELLO  | 10            |
| LOCAL_REPAIR_WAIT_TIME     | Máximo tempo de espera por término do Local Repair                                     | 0,15          |
| MAX_ALTR_PROBES            | Número máximo de rotas a serem avaliadas   | 1             |
| MAX_PROBERL                | Comprimento de rota máximo permitido para realização de route probing                  | 10            |
| MAX_RREQ_TIMEOUT           | Tempo máximo para espera de múltiplos pacotes RREQ no nó destino                       | 5             |
| MIN_CFMETRIC               | Limite mínimo para a métrica de conectividade de rota para permitir flooding confinado | 3             |
| MIN_CFRL                   | Comprimento de rota mínimo para realização de flooding confinado                       | 2             |
| NETWORK_DIAMETER           | Diâmetro máximo da rede  | 30            |
| NUM_RREQ_NB                | Número máximo de pacotes RREQ a sere propagados por vizinhos dos nós destino           | 1             |
| PROBE_REP_WAIT             | Timeout de espera por route probing  | 0,3           |
| REPAR_CFLOOD_RANGE         | Alcance do mecanismo de flooding confinado (em hops)                                   | 1             |
| REPAR_LINK_LAYER_DETECTION | Habilita detecção de quebra de enlaces via camada MAC                                  | True          |
| REPAR_LOCAL_REPAIR         | Habilita Local Repair  | True          |
| REPAR_MAX_NAR              | Número máximo de rotas alternativas  | 3             |
| REPAR_MAX_NEIGHBORS        | Máximo número de nós vizinhos  | 200           |
| REPAR_MAX_NRR              | Número máximo de rotas de referência em um pacote RREQ                                 | 10            |
| REPAR_MAX_RL               | Comprimento máximo de rota   | 30            |
| REPAR_MIN_REQTOUT          | Valor mínimo para intervalo entre transmissões de pacotes RREQ                         | 1             |
| REPAR_MON_CYCLE            | Período de monitoração da rota principal   | 5             |
| REPAR_NODE_INST            | Período para atualização da métrica de instabilidade topológica                        | 10            |
| REPAR_NODE_INSTABILITY     | Habilita métrica de instabilidade topológica   | True          |
| REPAR_NUM_METRICS          | Número de métricas de uma rota   | 3             |
| REPAR_PERC_NODE            | Percentual de sobreposição máximo entre rotas alternativas                             | 70            |
| REPAR_REQ_WAIT             | Timeout de espera por rotas alternativas   | 0,2           |
| REV_ROUTE_LIFE             | Tempo máximo de vida de uma rota   | 10            |
| RREP_WAIT_TIME             | Tempo de espera por pacote RREP  | 1             |
| RREQ_RETRIES               | Número máximo de tentativas de descoberta de rotas                                     | 6             |

## Apêndice E: Algoritmos para cálculo de capacidade em redes ad hoc e mesh sem fio

As principais rotinas necessárias para o cálculo da capacidade em redes Ad Hoc e Mesh sem fio são descritas a seguir.

- **Script Geral: *Scriptcap\_nn()***

**Entradas:**

- 1 NNodes: vetor com números de nós das topologias
- 2 NRep: número de topologias para cálculo dos valores médios
- 3 NGw: resolução de particionamento do grid
- 4 Ncomb: vetor com números de *gateways* a serem analisados
- 5 Lnodes: Lista de nós válidos para o estabelecimento de rotas
- 6 percnc: porcentagem de nós ativos (menos *gateways*)
- 7 Fur: fator de utilização da rede
- 8 grid: vetor com tamanho de grid [x y]
- 9 modprop: modelo de propagação -> 'TwoRayGround' ou 'FreeSpace'
- 10 cob: raio de cobertura [m]
- 11 f: frequência de operação [Hz]
- 12 sensrx: sensibilidade de recepção [dBm]
- 13 Pt: potência de transmissão [W]
- 14 Gt: ganho da antena de transmissão (linear)
- 15 Gr: ganho da antena de recepção (linear)
- 16 L: perda do sistema
- 17 ht: altura da antena transmissora [m]
- 18 hr: altura da antena receptora [m]

**Saídas:**

- R: matriz de resultados, cujas linhas correspondem ao vetor [Gmav Rlmav Sav], onde Gmav é a capacidade média oferecida por usuário, Rlmav é o comprimento de rota médio e Sav é um vetor que contém o carregamento nos domínios de colisão de cada gateway da rede
- GW: matriz de *gateways*, cujas linhas correspondem ao vetor [N j Ncomb bl gw Lnodes], onde N é o número de nós da topologia, j indica a *j*-ésima topologia, Ncomb o número de *gateways* da topologia, gw são os índices dos *gateways* selecionados e Lnodes é a lista de nós gerada;
- Rte: matriz de rotas entre os nós da lista Lnode e o conjunto de candidatos a *gateway*

**Procedimento:**

**1. Inicialização**

As variáveis são inicializadas como se segue:

- R=[];
- GW=[];
- gwr=[];
- Gmr=[];
- Sr=[];
- Nc=length(Ncomb);
- Nn=length(NNodes);
- Nne=length(Lnodes);
- Vz=zeros(NRep,Nc);
- grid=grid/scale;

- $Bw=0.4*11e6$ ;
- $Lpacket=1280$ ;
- $BufL=10$ ;

## 2. Interação

**Loop 1:** Enquanto  $i$  menor que  $Nn$ , incremente  $i$  e faça:

- $N=NNodes(i)$ ;
- Reinicializa variáveis  $Gmav$ ,  $Rlmav$ ,  $Sav$ ,  $Gmaux$ ,  $Rlmaux$ ,  $Saux$  e  $Lnodes$

**Loop 2:** Enquanto  $j$  menor que  $NRep$ , incremente  $j$  e faça:

- Carregar topologia de arquivo;
- Calcular matriz topológica  $W$ ;
- Calcular matriz de carga  $Ms$ ;
- Calcular matriz de atrasos  $Md$ ;
- Selecionar *gateways* (vetor  $gmv$ );
- Construir lista de nós  $Lnodes$ ;
- Construir matriz de rotas  $Rte$ ;

**Loop 3:** Enquanto  $c$  menor que  $Nc$ , incremente  $c$  e faça:

- Chamar função *compute<sub>c</sub>*, que busca a combinação ótima de *gateways* e retorna as saídas  $Gm$ ,  $S$ ,  $gw$ ,  $Rlm$ ,  $bl$  e  $Rtec$  para esta topologia e quantidade de *gateways*  $Ncomb(c)$ ;
- Salvar resultados em arquivos;
- Armazena  $S$  em  $Saux$ ;
- Construir matriz  $GW$  inserindo o vetor  $[N \ j \ Ncomb \ bl \ gw \ Lnodes]$ ;

**fim do Loop 3**

- Atualizar  $Gmav$ ,  $Rlmav$  e  $Sav$  acumulando os valores  $Gmaux$ ,  $Rlmaux$  e  $Saux$ ;
- Reinicializar  $Gmaux$ ,  $Rlmaux$  e  $Saux$ ;

**fim do Loop 2**

- Dividir  $Gmav$  e  $Sav$  pelo número topologias analisadas para encontrar os valores médios;
- Atualizar matriz  $R$  inserindo vetor  $[Gmav \ Rlmav \ Sav]$ .

**fim do Loop 1**

- **Busca de combinação ótima de gateways: *Computec()***

**Entradas:**

- Ncomb: número de *gateways*
- gwv: vetor com índices de *gateways* candidatos
- W: matriz topológica
- Rte: matriz de rotas

**Saídas:**

- Gm: capacidade por usuário
- S: vetor com carga nos domínios de colisão dos *gateways*
- vr: vetor de *gateways* selecionados
- Rlm: comprimento médio das rotas com posicionamento ótimo
- bl: enlace gargalo

**Procedimento:**

**3. Inicialização:**

As variáveis são inicializadas como se segue:

- Construir matriz gw com as possíveis combinações dos *gateways* candidatos
- nc = número de linhas de gw;
- vr=bl=[];
- blaux=Gm=Saux=Rlm=Rlaux=Rtel=S=0.

**4. Interação:**

**Loop 1:** Enquanto g menor que nc, incremente g e faça:

- Chama função *Gwcaprt* para o cálculo da capacidade para a g-ésima combinação de *gateways* candidatos, resultando nas saídas Gmaux,Saux,Rlaux,blaux,Rteaux;
- Se a combinação gerar resultados melhores que os atuais, armazená-los nas variáveis Gm, S, Rlm, vr, bl e Rtel.

**fim de Loop 1**

- **Cálculo da capacidade  $G_m$ :  $Gwcaprt()$**

**Entradas:**

- gw: lista de *gateways*
- Bef: banda efetiva da camada MAC
- W: matriz topológica
- Rt: Matriz de rotas

**Saídas:**

- Gm: banda oferecida por usuário
- S: carregamento do domínio de colisão
- Rlm: comprimento médio de rota
- bl: enlace gargalo
- Raux: Matriz de rotas selecionadas

**Inicialização:**

- N=número de linhas da matriz W;
- G=matriz nula inicializada com número de linhas da matriz W;
- T=matriz nula inicializada com número de linhas da matriz W ;
- ng=comprimento do vetor gw;
- viz=bl=Rlaux=Rte=gwv=gwn=rcut=[];
- g=Gm=Rlm=0;
- Gmv=vetor linha de zeros com ng colunas;
- S=vetor linha de zeros com ng colunas;
- cont=1;
- Nrt=número de linhas da matriz Rt.

**Interação:**

- Filtrar a matriz Rt, mantendo apenas linhas referentes aos *gateways* gw, resultando em Rt1;
- Filtrar a matriz Rt1, mantendo apenas linhas referentes as rotas para o gateway selecionado para cada nó, resultando em Rte;
- Nrt=número de linhas de Rte;
- Raux=Rte;
- Descarta combinações com número de rotas menor que 5;
- Calcular Matriz de Tráfego sobre Enlaces (T):
  - **Loop1:** Enquanto k menor que Nr, incremente k e faça:
    - rt=k-ésima linha da matriz Rte;
    - Acumula comprimento de rota Rlm ( $Rlm=Rlm+(length(rt)-1)$ );
  - **Loop2:** Enquanto l menor que  $length(rt)-1$ , incremente l e faça:
    - $T(rt(l),rt(l+1))=T(rt(l),rt(l+1))+1$ ;
    - $T(rt(l+1),rt(l))=T(rt(l+1),rt(l))+1$ ;
- **fim de Loop2**
- **fim de Loop1**
- Calcular comprimento médio de rotas  $Rlm(=Rlm/Nr)$ ;
- Calcular Matriz de Carga Passante sobre Enlaces (G):
  - **Loop1:** Enquanto n menor que N, incremente n e faça:
    - vn=vetor de vizinhos de primeira ordem do nó n;
  - **Loop2:** Enquanto m menor que  $length(vn)$ , incremente m e faça:
    - vm=vetor de vizinhos de segunda ordem do nó vn(m);



## Apêndice F: Algoritmos para cálculo de capacidade em redes WiMAX

As principais rotinas necessárias para o cálculo da capacidade em redes WiMAX são descritas a seguir.

- **Função Geral: *avgrog* ( )**

**Entradas:**

- 19 Av: vetor com áreas a serem cobertas [km<sup>2</sup>]
- 20 Sn: tráfego a ser suportado para estações de assinante [Mbps]
- 21 Na: número de áreas a serem simuladas
- 22 Ntop: número de topologias a serem simuladas para cada área
- 23 G: fator de prefixo cíclico (Tg/Tb)
- 24 BW: largura do canal
- 25 Nsub: número de subcanais
- 26 Fc: frequência de operação [MHz]
- 27 hb: altura da BS [m]
- 28 hm: altura da SS [m]
- 29 Ptx: potência de transmissão [dBm]
- 30 Gtx: ganho na antena de transmissão [dBi]
- 31 Ltx: perdas em cabos e conectores na transmissão [dB]
- 32 Grx: ganho na antena de recepção [dBi]
- 33 Gdiv: ganho de diversidade de recepção [dB]
- 34 Lrx: perdas em cabos e conectores na recepção [dB]
- 35 Mlognf: margem de Log-normal fading [dB]
- 36 Lpen: perdas de penetração (*indoor / in-vehicle*) [dB]
- 37 modprop: modelo de propagação, com as opções:
  - FRIIS: espaço livre (LOS);
  - WI-SC: Welfisch-Ikegami (Street Canyon)
  - SUI-12: Stanford University Interim – variações 1 e 2

**Saídas:**

- Rogbm: valor médio da densidade de estações base para atender cobertura nas Na x Ntop topologias simuladas [bs/km<sup>2</sup>]
- Rogbv: vetor com valores de densidade de estações base para atender cobertura das Na x Ntop topologias simuladas
- Stdb: desvio padrão da densidade de estações base para atender cobertura, para as Na x Ntop topologias simuladas
- Rogcm: valor médio da densidade de estações base para atender capacidade nas Na x Ntop topologias simuladas [bs/km<sup>2</sup>]
- Rogcv: vetor com densidade de estações base para atender capacidade nas Na x Ntop topologias simuladas
- Stdc: desvio padrão da densidade de estações base para atender capacidade nas Na x Ntop topologias simuladas

**Procedimento:**

**2. Inicialização**

- Carregar vetor de capacidades  $cb$  da célula WiMAX, em função dos parâmetros  $BW, N_{sub}$  e  $G$
- Calcular vetor de demandas de número de nós  $N_v(i)$
- Calcular vetor de demandas de tráfego  $snv$
- Inicializar vetores de densidade de estações base para cobertura ( $rogbv$ ) e capacidade ( $rogcv$ )

**3. Interação**

**Loop 1:** Enquanto  $i$  menor que  $N_a$ , incremente  $i$  e faça:

- Reinicializar  $rogm$ ;
- Calcular  $grid(i)$ ;

**Loop 2:** Enquanto  $j$  menor que  $N_{top}$ , incremente  $j$  e faça:

- Gerar topologia aleatória  $posn(j)$  com área  $grid(i)$   $N_v(i)$  nós
- Chamar função  $findnb$ , que retorna número  $N_{wb}$  mínimo de estações base para garantir cobertura de todos os nós em  $posn(j)$ , a matriz  $posbm$  que contém a posição ótima das estações base para atender a cobertura dos nós, o raio de cobertura  $R_c$  da célula e a distância média  $dm$  para os nós e as respectivas estações base
- Calcular densidade  $rogb$  de estações base para atender cobertura:  
 $rogb = N_{wb} / A_v(i)$
- Carregar matriz  $rogbv$  com densidade  $rogb$ :  $rogbv(i,j) = rogb$ ;
- Chamar função  $findnbcap$ , que retorna número  $N_{wc}$  mínimo de estações base para garantir capacidade  $snv(i)$  para todos os nós em  $posn(j)$ , a matriz  $poscm$  que contém a posição ótima das estações base para atender a capacidade dos nós, o raio de cobertura  $R_c$  da célula e a distância média  $dm$  para os nós e as respectivas estações base
- Carregar matriz  $rogcv$  com densidade  $rogc$ :  $rogcv(i,j) = rogc$ ;

**fim do Loop 2**

**fim do Loop 1**

**4. Finalização**

- Calcular densidade média  $rogcm$  para atender capacidade
- Calcular o desvio padrão da densidade  $rogcm$  para atender capacidade
- Calcular densidade média  $rogbm$  para atender cobertura
- Calcular o desvio padrão da densidade  $rogbm$  para atender cobertura



- **Cálculo do número mínimo de estações base para garantir capacidade a todos os assinantes: *findnbcap()***

**Entradas:**

- 38 Nrun: número de interações para busca de mínimo conjunto de estações base com posição ótima
- 39 Nwc: número inicial de estações base
- 40 Sn: capacidade a ser suportada por nó
- 41 G: razão de Prefixo Cíclico ( $T_g/T_b$ )
- 42 posn: matriz com posição  $[x,y]$  dos nós
- 43 grid: vetor com dimensões do grid da topologia em km
- 44 BW: largura do canal [MHz]
- 45 Nsub: número de subcanais
- 46 Fc: frequência de operação [MHz]
- 47 hb: altura da BS [m]
- 48 hm: altura da SS [m]
- 49 Ptx: potência de transmissão [dBm]
- 50 Gtx: ganho na antena de transmissão [dBi]
- 51 Ltx: perdas em cabos e conectores na transmissão [dB]
- 52 Grx: ganho na antena de recepção [dBi]
- 53 Gdiv: ganho de diversidade de recepção [dB]
- 54 Lrx: perdas em cabos e conectores na recepção [dB]
- 55 Mlognf: margem de Log-normal fading [dB]
- 56 Lpen: perdas de penetração (*indoor / in-vehicle*) [dB]
- 57 modprop: modelo de propagação, com as opções:
  - FRIIS: espaço livre (LOS);
  - WI-SC: Welfisch-Ikegami (Street Canyon)
  - SUI-12: Stanford University Interim – variações 1 e 2

**Saídas:**

- Nwc: número mínimo de estações base que garante capacidade a todos os nós, considerando posição ótima
- roc: densidade mínima de estações base que garante capacidade a todos os nós
- posbm: posição ótima das estações base que garante capacidade a todos os nós
- rc: raio de cobertura da célula [km]
- dm: distância média entre nós e respectivas estações base

**Procedimento:**

**5. Inicialização:**

- Inicializar variável Nwv:  $Nw = \text{zeros}(Nrun, 1)$
- Inicializar variável posbm:  $\text{posbm} = []$
- Inicializar variável A:  $A = \text{grid}(1) * \text{grid}(2) / 1e6$
- Inicializar variável Nw:  $Nw = Nwc$
- Inicializar variável flag:  $\text{flag} = 0$
- Inicializar variáveis snx e sny:  $[\text{snx}, \text{sny}] = \text{size}(\text{posn})$
- Inicializar variável step:  $\text{step} = \max(1, Nwi * 0.05)$

**6. Interação:**

**Loop 1:** Enquanto  $\text{flag} = 0$ , faça:

- Chamar função *findnb()* para encontrar conjunto mínimo de estações base que

- garante cobertura dos assinantes em posn, obtendo matriz com posição ótima posb
- Calcular a capacidade disponibilizada a todos os nós em posn servidos pelas estações em posb, com base na característica de modulação adaptativa da PHY OFDM IEEE 802.16-2004
- Calcular a menor capacidade Cmin suportada pelas estações posb dentre os assinantes em posn
- Se a capacidade mínima Cmin for menor que Sn, incrementar Nw pelo valor da variável step e repetir Loop1. Caso contrário, interromper Loop1 (flag=1)

**fim do Loop 1**

- Fazer matriz posbm de saída igual à matriz ótima posb encontrada em Loop 2
- Calcular distância média dm
- Calcular roc:  $roc = Nw/A$ ;

- **Cálculo do número mínimo de estações base para garantir cobertura de todos os assinantes: *findnb()***

**Entradas:**

- 58 Nrun: número de interações para busca de posição ótima de estações base
- 59 posn: matriz com posição [x,y] dos nós
- 60 BW: largura do canal [MHz]
- 61 Nsub: número de subcanais
- 62 Fc: frequência de operação [MHz]
- 63 hb: altura da BS [m]
- 64 hm: altura da SS [m]
- 65 Ptx: potência de transmissão [dBm]
- 66 Gtx: ganho na antena de transmissão [dBi]
- 67 Ltx: perdas em cabos e conectores na transmissão [dB]
- 68 Grx: ganho na antena de recepção [dBi]
- 69 Gdiv: ganho de diversidade de recepção [dB]
- 70 Lrx: perdas em cabos e conectores na recepção [dB]
- 71 Mlognf: margem de Log-normal fading [dB]
- 72 Lpen: perdas de penetração (*indoor / in-vehicle*) [dB]
- 73 modprop: modelo de propagação, com as opções:
  - FRIIS: espaço livre (LOS);
  - WI-SC: Welfisch-Ikegami (Street Canyon)
  - SUI-12: Stanford University Interim – variações 1 e 2

**Saídas:**

- Nwb: número mínimo de estações base que garante cobertura de todos os nós, considerando posição ótima
- posbm: posição ótima das estações base que garante cobertura de todos os nós
- rc: raio de cobertura da célula [km]
- dm: distância média entre nós e respectivas estações base

**Procedimento:**

**7. Inicialização:**

- Inicializar variável Nwv:  $Nw = \text{zeros}(Nrun, 1)$ ;
- Inicializar variável posbm:  $posbm = []$ ;
- Inicializar variável Nwb:  $Nwb = \text{Inf}$ ;
- Inicializar variável minstd:  $minstd = \text{Inf}$ ;
- Inicializar variáveis snx e sny:  $[snx, sny] = \text{size}(posn)$ ;
- Inicializar variável step:  $step = \max(1, Nwi * 0.05)$ ;

**8. Interação:**

**Loop 1:** Enquanto i menor que Nrun, incremente i e faça:

- Reinicializar Nwb e flag;

**Loop 2:** Enquanto flag=0, faça:

- Realizar busca de posição ótima posb de estações base através de algoritmo de quantização vetorial (Kohonen)
- Calcular vetor rb de coberturas de célula WiMAX

**Loop 3:** Enquanto n menor que sny, incremente n e faça:

- Encontrar estação base mais próxima do assinante n
- Montar vetor de índices das estações mais próximas de cada assinante n

**fim do Loop 3**

- Inicializar vetor dmv

**Loop 4:** Enquanto n menor que sny, incremente n e faça:

- Calcular distância de assinante n à respectiva estação base e armazenar em vetor dmv;
- Verificar se assinante n está na área de cobertura da respectiva estação base;
- Se não estiver, sinalizar que existe um assinante não coberto e interromper Loop 4

**fim do Loop 4**

- Se algum nó não coberto, incrementar número de estações base Nwb pelo valor da variável step e repetir Loop 2
- Se todos os nós estiverem cobertos, interromper Loop2 (flag=1)

**fim do Loop 2**

- Se número de estações base Nw menor que minNw
  - Fazer matriz posbm de saída igual à matriz ótima posb encontrada em Loop 2
  - Calcular distância média e desvio padrão da distância
  - Fazer minNw=Nw

**fim do Loop 1**

## Referências

- [Anatel02] “Regulamento sobre condições de uso da faixa de frequências de 3.5 GHz”, Resolução 309, ANATEL, September 2002, Brazil.
- [Ahn02] G.-S. Ahn, A. T. Campbell, Andras Veres and Li-Hsiang Sun, "Supporting Service Differentiation for Real-Time and Best Effort Traffic in Stateless Wireless Ad Hoc Networks (SWAN)", IEEE Trans. on Mobile Computing, September 2002.
- [Anatel04] “Regulamento sobre equipamentos de radiocomunicação de radiação restrita”, Resolução 365, ANATEL, May 2004, Brazil.
- [Badis05] H. Badis and K. Al Agha, "QOLSR, QoS routing for Ad Hoc Wireless Networks Using OLSR", European Transactions on Telecommunications, Vol. 15, No. 4, 2005.
- [Bertsekas92] D. Bertsekas, R. Gallager, Data Networks, Second Edition, Prentice-Hall, 1992.
- [Bianchi00] G. Bianchi. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 18(3):565-547, March 2000.
- [Bouk01] A. Boukerche, “Simulation based comparative study of ad hoc routing protocols”, Proceedings of the 34th Annual Simulation Symposium, Seattle, WA, April 2001, pp. 85–92.
- [Broch98] J. Broch, D.A. Maltz, D.B. Johnson, Y.-C. Hu, and J. Jetcheva, “A Performance Comparison of Multi-Hop Wireless Ad Hoc Network Routing Protocols,” in Proceedings of ACM/IEEE MOBICOM’98, Dallas, TX, Oct. 1998, pp. 85-97.

- [Camara00] D. Câmara, “Estudos de Algoritmos de Roteamento Para Redes Móveis Ad Hoc”, Dissertação de Mestrado, Universidade Federal de Minas Gerais, Junho 2000.
- [Carvalho03] M. M. Carvalho e J. J. Garcia-Luna-Aceves. Delay Analysis of IEEE 802.11 in Single-Hop Networks. In Proceedings of 11th IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP), pages 146-155, 2003.
- [Carvalho04] M. M. Carvalho e J.J. G.-L.-Aceves, “A Scalable Model for Channel Access Protocols in Multihop Ad Hoc Networks”. In Proceedings of the 10th MOBICOM, pages 330-344, 2004.
- [Chen99] S. Chen, K. Nahrstedt, “Distributed quality-of-service routing in ad hoc networks”, IEEE Journal On Selected Areas In Communications, 17 (8) pp. 1–18, 1999.
- [Chu99] T.-S. Chu and L.J. Greenstein, “A quantification of link budget differences between the cellular and PCS bands”, IEEE Trans. Veh. Technol., vol. 48, no. 1, January 1999, pp. 60-65.
- [Clausen01] T. Clausen, P. Jacquet, “Optimized Link State Routing Protocol for Ad Hoc Networks”, Proceedings of the 5th IEEE Multi Topic Conference (INMIC 2001)", 2001.
- [Cost231] “Digital Mobile Radio Towards Future Generation System“, COST 231 Final Report, [www.lx.it.pt/cost231/final\\_report.htm](http://www.lx.it.pt/cost231/final_report.htm)
- [Das00] S.R. Das, C.E. Perkins, and E.M. Royer, “Performance Comparison of Two On-Demand Routing Protocols for Ad Hoc Networks”, Proceedings of the IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM), pp. 3-12, Tel Aviv, Israel, 2000.
- [David96] David B. Johnson, David A. Maltz, Yih-Chun Hu, Rice University, “Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks” in Mobile Computing, Kluwer Academic Publishers, 1996.

- [Dijkstra59] E. W. Dijkstra, "A note on two problems in connexion with graphs," *Numerische Mathematik*, vol. 1, pp. 269-271, 1959.
- [Edfors96] O. Edfors, M. Sandell, J-J V. de Beek, D. Landström, F. Sjöberg, "An introduction to orthogonal frequency division multiplexing", September 1996.
- [Erceg01] V. Erceg, et al., "Channel Models for Fixed Wireless Applications", IEEE 802.16.3c-01/29. IEEE 802.16-2001™, "Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems", 2001.
- [Erceg99] V. Erceg et. al, "An empirically based path loss model for wireless channels in suburban environments", *IEEE JSAC*, vol. 17, no. 7, July 1999, pp. 1205-1211.
- [Figueir05] Figueiredo, F.L. e Cardieri, P. , "Coverage prediction and performance evaluation of wireless metropolitan area networks based on IEEE 802.16 ", *Journal of the Brazilian Telecommunications Society – IEEE Comsoc*, Abril, 2005
- [Figueir052] F. L. Figueiredo, M. A. de Siqueira, M. C. de Castro, H. J. de Souza, A. L. Pacifico, L dos Santos and J. A. Martins , "An ad hoc wireless system for small towns and rural areas", *Revista do SBrT*, 2005.
- [Giordano02] S. Giordano, "Mobile Ad Hoc Networks," in *Handbook of Wireless Networks and Mobile Computing*, I. Stojmenovic (editor), John Wiley & Sons, Inc. 2002.
- [Gupta00] P. Gupta, "Design and Performance Analysis of Wireless Networks", PhD Thesis, University of Illinois at Urbana-Champaign, 2000.
- [Gupta01] N. Gupta, S. R. Das, "A Capacity and Utilization Study of Mobile Ad Hoc Networks", 26th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN 2001), Florida, USA, 14-16, 2001.
- [Haas98] Z.J. Haas, S. Tabrizi, "On Some Challenges and Design Choices in Ad Hoc Communications," *MILCOM*, pp. 187-192, 1998.
- [Hata80] M. Hata, "Empirical formula for propagation loss in land mobile radio services", *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 29, pp. 317-325, Aug. 1980.

- [Haykin94] Haykin, *Neural Networks: a Comprehensive Foundation*, Prentice Hall, New Jersey, E.U.A, 1994.
- [Huang06] F. Huang, “A Selective approach to bandwidth overbooking”, Master of Science thesis, Faculty of Brigham Young University - Department of Computer Science, April, 2006.
- [IEEE80211] “Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer Specifications”, ANSI/IEEE Std 802.11b, 1999.
- [IEEE80216] “Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access”, ANSI/IEEE Std 802.16-2004™, 2004.
- [IEEE80216e] “Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems – Physical and Medium Access Control Layers for Combined Fixed and Mobile Operation in Licensed Bands”, IEEE 802.16e-2005 Standard, 2005.
- [Jakes67] W.C. Jakes and D.O. Reudink, “Comparison of mobile radio transmission at UHF and X-band”, *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. VT-16, pp. 10-13, Oct. 1967.
- [Johans99] P. Johansson, T. Larsson, N. Hedman, B. Mielczarek, and M. Degermark, “Routing Protocols for Mobile Ad-hoc Networks – A Comparative Performance Analysis”, *ACM Mobicom*, Seattle, WA, USA, August 1999.
- [Johanson99] P. Johansson, T. Larsson, N. Hedman, B. Mielczarek, and M. Degermark, “Routing Protocols for Mobile Ad-hoc Networks – A Comparative Performance Analysis”, *ACM Mobicom*, Seattle, WA, USA, August 1999.
- [Johnson96] D. B. Johnson, D. A. Maltz, Y.-C. Hu, Rice University, “Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks” in *Mobile Computing*, Kluwer Academic Publishers, 1996.
- [Jun03] J. Jun, M. L. Sichitiu, “The Nominal Capacity of Wireless Mesh Networks”, *IEEE Wireless Communications*, 2003.



- [Khoukhi04] L. Khoukhi, S. Cherkaoui, “Flexible QoS Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Network”, 11th International Conference on Telecommunications - ICT 2004, Fortaleza, Brazil, August 2004, pp. 354-362.
- [Lee00] S. J. Lee, “Routing and Multicasting Strategies in Wireless Mobile Ad Hoc Networks”, Ph.D. dissertation, University of California – Los Angeles, 2000.
- [Lee01] S.-J. Lee, M. Gerla, “Dynamic Load-Aware Routing in ad hoc Networks”, Proceedings of IEEE ICC 2001, 2001.
- [Lee99] S.-J. Lee, C.-K. Toh, and M. Gerla, “Performance Evaluation of Table- Driven and On-Demand Ad Hoc Routing Protocols,” Proceedings of IEEE PIMRC’99, Osaka, Japan, Sep. 1999, pp. 297-301.
- [Linde80] Y. Linde, A. Buzo e R.M. Gray, “An algorithm for Vector Quantizer Design”, IEEE Trans. On Communications, vol. 28, pp. 84-95, 1980.
- [Marina01] M. K. Marina and S. R. Das., “Ad hoc On-demand Multipath Distance Vector Routing”, Proceedings of 9th IEEE International Conference on Network, November 2001.
- [Medeiros05] A. A. M. Medeiros, “Dimensionamento de Redes Ad Hoc: Tráfego e Interferência Combinados”, Tese de Doutorado, UNICAMP, São Paulo, Julho 2005.
- [Moham05] A. K. Mohammed, “A Modified Random Way-point Model Equalized for the Node Crowding Effect”, 14th International Conference on Computer Communications and Networks – ICCCN 2005, San Diego, USA, October 2005.
- [Moy94] J. Moy, “OSPF Version 2”, in IETF RFC 1583, 1994.
- [Murthy04] C. S. R. Murthy and B.S. Manoj, “Ad hoc Wireless Networks, Architectures and Protocols”, Prentice Hall, 2004.
- [Murthy96] S. Murthy, J.J. Garcia-Luna-Aceves, “An Efficient Routing Protocol for Wireless Networks,” ACM Mobile Networks and Application, pp. 183-197, October 1996.
- [NS2] Simulador de Redes NS-2, <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.

- [Okumura68] Y. Okumura, E. Ohmori, T. Kawano, and K. Fukua, “Field strength and its variability in UHF and VHF land-mobile radio service”, Elec. Communication Lab., vol. 16, no. 9, 1968.
- [Papoullis91] A. Papoullis, “Probability, Random Variables and Stochastic Processes”, McGraw Hill, 3<sup>a</sup> Edição, 2001.
- [Park97] V. D. Park and M.S. Corson, “A Highly Adaptive Distributed Routing Algorithm for Mobile Wireless Networks,” in Proceedings of IEEE INFOCOM’ 97, Kobe, Japan, Apr. 1997, pp. 1405-1413.
- [Pei00] G. Pei, M. Gerla, and T.-W. Chen, “Fisheye State Routing: A Routing Scheme for Ad Hoc Wireless Networks,” in Proceedings of ICC 2000, New Orleans, LA, Jun. 2000.
- [Perkins03] C. Perkins, E. Belding-Royer, S. Das, “Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing”, IETF RFC3561, Julho 2003.
- [Perkins94] C. Perkins, P. Bhagwat, “Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector (DSDV) Routing for Mobile Computers” ACM SIGCOMM Symposium on Communications, Architecture and Protocols, pp. 234-244, 1994.
- [Pimentel05] H. P. B. Pimentel, F. L. Figueiredo, J. A. Martins, “Aspectos do Dimensionamento de Capacidade de Redes Ad Hoc Sem Fio”, XXII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações – SbrT05, Campinas, SP, Brasil, 2005.
- [Plitsis03] G. Plitsis, “Coverage Prediction of New Elements of Systems Beyond 3G: The IEEE 802.16 System as a Case Study” Communication Networks, Aachen University, Aachen, Germany, 2003.
- [Qayyum01] A. Qayyum, L. Viennot, A. Laouiti, “Multipoint relaying: An efficient technique for flooding in mobile wireless networks”, 35th Annual Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS’2001), 2001.
- [Qiao03] S. De, C. Qiao, S. K. Das, “A resource-efficient QoS routing protocol for mobile ad hoc networks”, Wireless Comm. and Mobile Computing, 2003.
- [Raman02] Ramanathan, Ram e Redi, Jason, “A Brief Overview of Ad Hoc Networks: Challenges and Directions”, IEEE Communications Magazine, Maio, 2002.

- [Robert99] C. P. Robert and G. Casella, “Monte Carlo Statistical Methods”, Springer-Verlag, 1999.
- [Royer99] E. Royer and C. Toh , “A Review of Current Routing Protocols for Ad-Hoc Mobile Wireless Networks” in Mobile Wireless Networks. IEEE Personal Communications, April 1999.
- [Sblee99] S-B. Lee, G-S. Ahn, X. Zhang and A. T. Campbell, "INSIGNIA", Internet Draft, draft-ietf-manet-insignia-00.txt, MANET Working Group, November 1999.
- [Seger03] J. Seger, “Modeling Approach for VoIP Traffic Aggregations for Transferring Tele-traffic Trunks in a QoS enabled IP-Backbone Environment”, International Workshop on Inter-domain Performance and Simulation – IPS 2003, Austria, February 2003.
- [Siqueira05] M. A. de Siqueira, F. L. Figueiredo, F. M. F. Rocha, J. A. Martins and Marcel C. de Castro, “Policy-based Dynamic Reconfiguration of Mobile Ad Hoc Networks”, 4th Int.l Conf. on Networking - ICN'05, April 17-21, 2005.
- [Toh99] C.-K. Toh, Long-lived Ad Hoc Routing based on the Concept of Associativity, IETF Internet Draft, Março 1999.
- [Wimaxf04] “WiMAX technology for LOS and NLOS environments”, WiMAX Forum, 2004, [www.wimaxforum.org](http://www.wimaxforum.org).
- [Xue02] Q. Xue and A. Ganz, “Ad hoc QoS on-demand routing (AQOR) in mobile ad hoc networks”, Journal of Parallel and Distributed Computing, pp. 154-165, October 2002.
- [Yacoub93] M. D. Yacoub, “Foundations of Mobile Radio Engineering”, State University of Campinas, CRC Press, 1993.
- [Anatel02] “Regulamento sobre condições de uso da faixa de frequências de 3.5 GHz”, Resolução 309, ANATEL, September 2002, Brazil.