

CONSERVAÇÃO DE ENERGIA EM REDES AD HOC

Daniel de Oliveira Cunha

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

Aprovada por:

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

Luís Henrique Maciel Kosmalski Costa, Dr.

Prof. Marcelo Gonçalves Rubinstein, D.Sc.

Prof. Paulo Roberto Freire Cunha, Ph.D.

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL

ABRIL DE 2004

CUNHA, DANIEL DE OLIVEIRA

Conservação de energia em redes ad hoc
[Rio de Janeiro] 2004

XV, 83 p. 29,7 cm (COPPE/UFRJ, M.Sc.,
Engenharia Elétrica, 2004)

Tese - Universidade Federal do Rio de Ja-
neiro, COPPE

1. Redes ad hoc
2. Conservação de energia
3. Comunicação sem fio

I. COPPE/UFRJ II. Título (série)

Aos meus pais.

Agradecimentos

À minha família, principalmente meus pais e meu irmão, por todo o amor, orientação, incentivo e apoio ao longo da minha vida.

Aos meus orientadores Otto e Luís Henrique por toda a amizade, confiança e orientação, além de sempre estarem presentes, para dar conselhos e ajudar a superar todos os obstáculos.

A toda a equipe do GTA, em particular aos amigos, Pedro, Bernardo, Bicudo, Igor, Rafael, Kleber, Saulo, Artur, Paulo, Valentim e Luiz Gustavo, pela amizade e pela boa convivência durante toda a tese.

Aos professores Mauros Campello e José Rezende por toda a ajuda, em especial no início do mestrado.

Aos professores Marcelo Rubinstein e Paulo Roberto Cunha pela presença na banca examinadora.

Aos funcionários do Programa de Engenharia Elétrica da COPPE/UFRJ, Roberto, Amanda, Rosa e Solange pela presteza no atendimento na secretaria do Programa.

À CAPES, pelo financiamento da pesquisa.

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

CONSERVAÇÃO DE ENERGIA EM REDES AD HOC

Daniel de Oliveira Cunha

Abril/2004

Orientadores: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte

Luís Henrique Maciel Kosmowski Costa

Programa: Engenharia Elétrica

O objetivo deste trabalho é analisar os ganhos potenciais de diferentes técnicas de conservação de energia para redes ad hoc sem fio. Estes ganhos teóricos podem ser utilizados como referência no desenvolvimento de novos esquemas de conservação de energia. As potencialidades destas técnicas são obtidas com base numa análise do consumo de energia de nós ad hoc, que leva em consideração as peculiaridades do mecanismo de acesso ao meio e a interação entre os nós para encaminhar pacotes no ambiente ad hoc. A idéia básica é determinar o tempo de vida de um nó a partir do seu consumo médio. O consumo médio é estimado com base no tempo que nó passa nos estados de dormência, ocioso, recebendo e transmitindo. A análise da técnica de utilização da energia restante nos nós como métrica de roteamento mostra que o balanceamento de fluxos apresenta resultados expressivos mesmo com a utilização de um número pequeno de caminhos alternativos. Os resultados mostram, ainda, que a utilização de dois saltos de curto alcance ao invés de um salto com maior alcance, quando possível, reduz o número de nós ouvintes, diminuindo a energia total consumida na transmissão de um pacote. Além disso, é demonstrado que a transição para o estado de dormência pode aumentar significativamente o tempo de vida dos nós ad hoc devido ao baixo consumo deste estado em relação ao estado ocioso.

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

ENERGY CONSERVATION IN AD HOC NETWORKS

Daniel de Oliveira Cunha

April/2004

Advisors: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte
Luís Henrique Maciel Kosmowski Costa

Department: Electrical Engineering

This work aims to analyse the limits of the lifetime gains achievable by different power-saving techniques proposed to wireless ad hoc networks in the literature. The obtained theoretical limits of each technique can be used as guidelines to the development of novel power-saving schemes. Our evaluation takes into account the properties of the medium access protocol and the packet forwarding process in the ad hoc mode. The key point is to determine the node lifetime based on its average power consumption. The average power consumption is estimated considering the time a node remains in the sleeping, idle, receiving, or transmitting states. We show that energy-aware routing achieves significant improvement even if a small number of multiple paths is used. The use of two-hop instead of direct transmission, when possible, reduces the total energy consumed in one packet-transmission due to the smaller number of overhearing nodes. Furthermore, our results show that the transition to sleeping state increases the node lifetime due to the lower consumption of this state.

Sumário

Resumo	v
Abstract	vi
Lista de figuras	x
Lista de tabelas	xiii
Lista de acrônimos	xiv
1 Introdução	1
1.1 Motivação	1
1.2 Trabalhos relacionados	2
1.3 Objetivos	5
2 As Redes IEEE 802.11	7
2.1 Camada Física	10
2.1.1 Subcamada de Convergência Física	10
2.1.2 Subcamada Dependente do Meio Físico	13
2.2 Subcamada de Acesso ao Meio	15

2.2.1	Função de Coordenação Distribuída	16
2.2.2	O modo de economia de energia em redes ad hoc	20
3	Modelos de Consumo de Energia	23
3.1	Modelo por pacote	25
3.2	Modelo por estado	27
4	Mecanismo para o Balanceamento do Consumo de Energia	30
4.1	Visão geral do protocolo AODV	31
4.2	O AODV-E	33
4.2.1	A função de atraso	33
4.2.2	Simulações	35
5	Análise do Consumo dos Nós	43
5.1	Comunicação direta	43
5.1.1	Simulações	49
5.2	Cadeia de encaminhamento	50
5.3	Potências médias e capacidade de transmissão	52
6	Técnicas de Conservação de Energia	56
6.1	Roteamento com energia como métrica	57
6.2	Controle da potência de transmissão	60
6.2.1	Utilização de múltiplos saltos	60
6.2.2	Comunicação direta	65
6.3	Transição para o estado de dormência	66

<i>SUMÁRIO</i>	ix
6.3.1 Modo de economia de energia	67
6.3.2 Técnica baseada no protocolo PAMAS	69
7 Conclusões	76
Referências Bibliográficas	80

Lista de Figuras

2.1	Arquitetura de uma rede infra-estruturada.	8
2.2	Exemplo de uma IBSS.	8
2.3	Exemplo de uma rede ad hoc de múltiplos saltos.	9
2.4	Formato da PPDU longa.	11
2.5	Formato da PPDU curta.	12
2.6	Esquema básico do DCF.	16
2.7	Problema do terminal escondido.	19
2.8	Formato dos quadros.	20
2.9	Método de acesso DCF com negociação através de RTS/CTS.	20
2.10	Modo de economia de energia numa rede ad hoc.	22
3.1	Possíveis papéis para os nós numa comunicação ponto-a-ponto.	24
3.2	Estados das interfaces sem fio.	27
4.1	Comportamento das funções de atraso.	34
4.2	Atraso inserido em função da energia restante.	35
4.3	Fração de pacotes entregues.	38
4.4	Energia média dos nós ao final da simulação.	38

4.5	Variância da energia dos nós ao final da simulação.	39
4.6	Fração de pacotes entregues durante o tempo de vida da rede.	40
4.7	Tempo de vida da rede.	40
4.8	Pacotes entregues durante o tempo de vida da rede.	41
4.9	Total de bits entregues durante o tempo de vida da rede.	41
5.1	Composição do tempo de transmissão de um quadro completo.	44
5.2	Estados das interfaces dos nós.	46
5.3	Permanência dos nós nos estados.	48
5.4	Permanência dos nós ativos nos estados.	50
5.5	Consumo de nós em função de P_{oc}	53
5.6	Total normalizado de dados transmitidos.	54
5.7	Consumo dos nós ouvintes em função de P_{oc}	55
6.1	Limite do ganho em função do tamanho do pacote.	59
6.2	Ganho em função de n com pacotes de 2000 <i>bytes</i>	60
6.3	Raios de comunicação e de interferência para comunicação direta e através de dois saltos.	63
6.4	Razão entre o consumo nos cenários de dois saltos e comunicação direta.	65
6.5	Limite do ganho em tempo de vida com o controle da potência de transmissão.	65
6.6	Limite no tempo de vida de redes ociosas.	69
6.7	Situação dos nós dependendo da distância d	71
6.8	Estados das interfaces dos nós da Área-EE.	72
6.9	Consumo de nós da Área-EE em função do tamanho do pacote.	72

LISTA DE FIGURAS

xii

6.10 Ganho em função do tamanho do pacote. 74

6.11 Ganho em função da densidade para pacotes de 2000 *bytes*. 75

Lista de Tabelas

2.1	Codificação DBPSK a 1 Mbps.	14
2.2	Codificação DQPSK a 2 Mbps.	14
2.3	Codificação DQPSK para ϕ_1	15
2.4	Codificação QPSK para ϕ_2, ϕ_3 e ϕ_4 a 11 Mbps.	15
2.5	Durações dos intervalos entre quadros.	17
3.1	Valores empregados no modelo de consumo de energia implementado. . .	26
3.2	Consumo de uma interface IEEE 802.11b.	29
4.1	Principais parâmetros de configuração do simulador <i>ns-2</i>	36
5.1	Valores de t_{dados} para diferentes tamanhos de pacote.	45
5.2	Parcela de tempo que os nós passam em cada estado.	47
5.3	Parcela de tempo que os ouvintes passam em cada estado.	47
5.4	Parcela de tempo que os nós de uma cadeia passam em cada estado. . . .	52
5.5	Taxa máxima de envio de dados para nós em comunicação direta.	54
6.1	Custo associado à transmissão de um pacote para diferentes nós.	62

Lista de acrônimos

AODV :	<i>Ad hoc On-demand Distance Vector;</i>
ATIM :	<i>Ad Hoc Traffic Indication Message;</i>
BSS :	<i>Basic Service Set;</i>
CCK :	<i>Complementary Code Keying;</i>
CRC :	<i>Cyclic Redundant Code;</i>
CSMA/CA :	<i>Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance;</i>
CTS :	<i>Clear to Send;</i>
CW :	<i>Contention Window;</i>
DBPSK :	<i>Differential Binary Phase Shift Keying;</i>
DCF :	<i>Distributed Coordination Function;</i>
DIFS :	<i>DCF InterFrame Space;</i>
DQPSK :	<i>Differential Quadrature Phase Shift Keying;</i>
DSDV :	<i>Destination-Sequenced Distance Vector;</i>
DSR :	<i>Dynamic Source Routing;</i>
DSSS :	<i>Direct Sequence Spread Spectrum;</i>
EIFS :	<i>Extended InterFrame Space;</i>
EIRP :	<i>Equivalent Isotropically Radiated Power;</i>
FCS :	<i>Frame Check Sequence;</i>
FHSS :	<i>Frequency Hopping Spread Spectrum;</i>
GPS :	<i>Global Positioning System;</i>
HR/DSSS :	<i>High Rate Direct Sequence Spread Spectrum;</i>
IBSS :	<i>Independent Basic Service Set;</i>

IEEE :	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers;</i>
IETF :	<i>Internet Engineering Task Force;</i>
IP :	<i>Internet Protocol;</i>
MAC :	<i>Medium Access Control;</i>
MPDU :	<i>MAC Protocol Data Unit;</i>
NAV :	<i>Network Allocation Vector;</i>
ns :	<i>Network Simulator;</i>
OLSR :	<i>Optimized Link State Routing;</i>
PAMAS :	<i>Power Aware Multi-Access protocol with Signalling;</i>
PBCC :	<i>Packet Binary Convolutional Coding;</i>
PCF :	<i>Point Coordination Function;</i>
PIFS :	<i>PCF InterFrame Space;</i>
PLCP :	<i>Physical Layer Convergence Procedure;</i>
PMD :	<i>Physical Medium Dependent;</i>
PPDU :	<i>PLCP Protocol Data Unit;</i>
PSDU :	<i>PLCP Service Data Unit;</i>
QPSK :	<i>Quadrature Phase Shift Keying;</i>
RREP :	<i>Route Reply;</i>
RREQ :	<i>Route Request;</i>
RTS :	<i>Request to Send;</i>
SFD :	<i>Start Frame Delimiter;</i>
SIFS :	<i>Short InterFrame Space.</i>

Capítulo 1

Introdução

AS redes sem fio vêm conquistando cada vez mais espaço ao longo dos anos. Este crescente interesse se deve principalmente à maior flexibilidade deste tipo de rede, que permite a mobilidade dos usuários. Do ponto de vista dos administradores, estas redes também são atraentes já que possuem um baixo custo de instalação se comparadas com as redes cabeadas tradicionais. Além disso, algumas aplicações específicas seriam inviáveis em redes cabeadas. Como exemplo, pode-se citar atividades militares em território inimigo e comunicações a partir de veículos em movimento.

1.1 Motivação

O suprimento de energia é uma questão crítica em redes sem fio, já que a capacidade de armazenamento de energia das baterias é, em geral, limitada por restrições de peso e volume dos equipamentos sem fio. Este problema de alimentação por baterias tende a se agravar porque os avanços tecnológicos obtidos para aumentar a capacidade de armazenamento das baterias são mais lentos do que o aumento das exigências em termos de energia dos sistemas por elas alimentados [1]. Deve-se destacar que, com o progresso obtido nas pesquisas sobre circuitos integrados, as interfaces de redes sem fio passaram a ser, em muitos casos, o maior consumidor individual de energia dos dispositivos sem fio. Portanto, economizar energia na comunicação sem fio pode acarretar economia significativa

na energia total consumida pelo sistema.

As redes sem fio podem ser divididas em infra-estruturadas e ad hoc. Nas redes infra-estruturadas, tipicamente a comunicação se dá entre os nós usuários e um ponto de acesso. Este ponto de acesso é um elemento centralizador que também pode servir como ponte para outras redes sem fio ou cabeadas. Já as redes ad hoc apresentam uma arquitetura ainda mais flexível, onde os nós usuários se comunicam diretamente uns com os outros, cooperando para o funcionamento da rede. Por este motivo, as redes ad hoc não necessitam de qualquer infra-estrutura pré-instalada. No entanto, a maior flexibilidade das redes ad hoc possui um custo. Os nós ad hoc são tipicamente mais complexos que nós de uma rede infra-estruturada. Isto porque os nós ad hoc devem implementar todas as funcionalidades necessárias à operação da rede, enquanto que numa rede infra-estruturada pode-se transferir uma maior parte da complexidade para o ponto de acesso, deixando nos nós apenas suas funções essenciais. Dentre as funcionalidades necessárias aos nós ad hoc pode-se destacar o roteamento, já que nós fora do alcance direto uns dos outros devem contar com nós intermediários para se comunicar. Estes nós intermediários precisam ser capazes de encaminhar os pacotes até seu destino. Esta maior complexidade dos nós ad hoc agrava ainda mais o problema do consumo de energia nestas redes.

A tecnologia de redes sem fio mais utilizada atualmente é o IEEE 802.11. Esta tecnologia é disponível a baixo custo e oferece a possibilidade da rede trabalhar tanto numa arquitetura infra-estruturada quanto numa arquitetura ad hoc. Desta forma, a análise realizada nesta tese se concentra no padrão IEEE 802.11.

1.2 Trabalhos relacionados

A pesquisa sobre conservação de energia é bastante ampla, no entanto, como o foco deste trabalho são as redes ad hoc, não serão discutidas abordagens relacionadas às redes infra-estruturadas. As técnicas voltadas especificamente para redes ad hoc podem ser divididas em três grandes grupos: o roteamento com energia como métrica, o controle da potência de transmissão e a transição para o estado de dormência.

Os protocolos de roteamento convencionais utilizam o número de saltos como métrica, mas a utilização da energia dos nós como métrica vem se tornando mais comum. Singh *et al.* [2] propõem diferentes métricas baseadas na energia dos nós. Estas métricas buscam desde o menor consumo na transmissão de um pacote ao balanceamento do consumo através dos nós da rede. Li *et al.* [3] analisam a eficácia de algoritmos de roteamento em tempo real, em relação ao desempenho que poderia ser obtido caso a seqüência de mensagens transmitidas fosse conhecida previamente, o que possibilitaria que o roteamento fosse feito de forma otimizada levando-se em conta o consumo relativo a todas as mensagens trocadas na rede. Yu e Lee [4] propõem dois protocolos baseados no protocolo de roteamento DSR (*Dynamic Source Routing*) [5] com o objetivo de aumentar o tempo de vida da rede. O primeiro protocolo se baseia em atrasar as mensagens de descoberta de rota em função da energia restante nos nós, enquanto que no segundo protocolo os nós esperam a chegada de requisições de rota por diferentes caminhos e respondem apenas à melhor opção. O algoritmo proposto por Cho e Kim [6] utiliza um mecanismo de estabelecimento de rotas similar ao utilizado por Yu e Lee, onde as mensagens de requisição de rotas são atrasadas em função da energia restante nos nós. Porém, no algoritmo de Cho e Kim, o nó destino possui meios de checar a situação dos nós intermediários durante a comunicação e mudar a rota para evitar que os nós intermediários sejam utilizados excessivamente. Srinivasan *et al.* [7] analisam os efeitos de nós tomarem atitudes egoístas durante o roteamento, ou seja, se recusarem a rotear pacotes com base na sua energia restante. Esta análise revela os efeitos do aumento do número de nós egoístas sobre a probabilidade de não ser obtida uma rota para alguma comunicação. Wan *et al.* [8] abordam o problema conhecido como "roteamento com energia mínima". Nesse trabalho, é realizada uma análise sobre qual a melhor rota possível numa determinada topologia considerando a possibilidade de variar a potência de transmissão dos nós. Singh *et al.* [9] propõem utilizar o controle de potência de transmissão para particionar uma comunicação em dois segmentos, um de comunicação direta onde é utilizada uma potência elevada de transmissão, e outro através de múltiplos saltos. O tamanho relativo destes segmentos pode ser controlado para balancear o consumo de energia pela rede. Agarwal *et al.* [10] propõem a utilização de um *loop* de controle de potência através das mensagens RTS e CTS de modo a economizar energia na transmissão dos dados. Singh e Raghavendra [11]

propõem um protocolo de acesso ao meio no qual um nó ao detectar que algum de seus vizinhos irá transmitir dados para um terceiro nó, faz a transição para o estado de dormência de modo a evitar o consumo de energia resultante da recepção de um pacote para o qual não é o destino. Este protocolo busca economizar energia sem aumentar a latência na rede, já que os nós só entram no estado de dormência em situações em que não poderiam transmitir dados, já que poderiam interferir com a comunicação de seus vizinhos. Chen *et al.* [12] propõem um algoritmo para seleção de nós coordenadores, que permanecem ativos enquanto outros nós entram no modo de dormência. Estes coordenadores são escolhidos com base na sua energia restante e no número de vizinhos que eles podem conectar. Desta forma, os coordenadores servem como nós intermediários para as comunicações entre nós da vizinhança. Uma idéia similar é adotada por Xu *et al.* [13]. Nesta proposta, é necessário o auxílio de um dispositivo de localização, como o *Global Positioning System* - GPS, para dividir a área da rede em pequenas regiões. Apenas um nó em cada uma destas regiões necessita permanecer ativo para servir de nó intermediário para a comunicação de seus vizinhos. As análises de Stemm e Katz [14] sobre o consumo de diferentes interfaces de rede mostram que o custo dominante em termos de energia não vem do número de pacotes transmitidos ou recebidos, mas sim do tempo que a interface passa no estado ativo.

O sucesso do padrão IEEE 802.11 nas redes locais sem fio estimulou a construção de redes ad hoc utilizando esta tecnologia. Com isto, grande parte da pesquisa realizada em redes ad hoc assume o uso de interfaces IEEE 802.11. Porém, estas interfaces operando em modo ad hoc possuem características específicas que são freqüentemente desconsideradas em trabalhos sobre conservação de energia. Medidas do consumo de energia de interfaces IEEE 802.11 demonstram que, em modo ad hoc, estas interfaces apresentam um consumo significativo mesmo no estado ocioso [15]. O consumo se justifica, pois no estado ocioso, apesar da interface não estar transmitindo nem recebendo, os nós devem permanentemente escutar o meio, de modo a detectar transmissões a eles direcionadas. Análises da distribuição do consumo pelas diferentes partes das interfaces IEEE 802.11 [16] mostram que o consumo do amplificador de potência, embora expressivo, não representa a maior parte do consumo destas interfaces. Uma alternativa eficaz com relação ao consumo de energia é a passagem da interface para o estado de dormên-

cia, onde a interface também não escuta o meio além de não poder transmitir nem receber. Assim, este estado apresenta um consumo de energia bem menor que o estado ocioso. No entanto, as transições para o estado de dormência são de difícil gerenciamento em redes ad hoc. As principais dificuldades encontradas neste caso são a sincronização dos nós e a descoberta de vizinhos. Tseng *et al.* [17] propõem a utilização de *beacons* redundantes para garantir a descoberta de vizinhos e a utilização de intervalos de atividade grandes o suficientes a fim de eliminar a necessidade de sincronismo entre todos os nós.

1.3 Objetivos

O principal objetivo deste trabalho é a análise dos ganhos de diferentes técnicas de conservação de energia encontradas na literatura para redes ad hoc. As técnicas analisadas foram separadas em três grupos: o roteamento usando energia como métrica, o controle da potência de transmissão e a transição para o estado de dormência. Os resultados desta análise podem ser utilizados como referência na pesquisa de novos esquemas de conservação de energia.

Como a maior parte da pesquisa sobre redes ad hoc considera o uso de interfaces de rede IEEE 802.11, as análises realizadas neste trabalho assumem o uso de interfaces IEEE 802.11b, transmitindo dados a 11 Mbps. Desta forma, é possível analisar os efeitos das peculiaridades do mecanismo de acesso ao meio do IEEE 802.11 sobre o consumo de energia dos nós. Este trabalho vem, com isto, preencher uma lacuna, já que as pesquisas sobre conservação de energia em redes ad hoc freqüentemente desconsideram características específicas da tecnologia IEEE 802.11 [18].

Como parte deste trabalho, foi implementado, ainda, um modelo de consumo de energia por pacote, que foi utilizado em análises por simulação de um mecanismo de roteamento para balancear o consumo de energia pelos nós da rede. O mecanismo proposto [19, 20] é uma extensão do mecanismo utilizado em um dos protocolos propostos por Yu e Lee [4].

Este trabalho está organizado da seguinte forma. O Capítulo 2 descreve as princi-

país características do padrão IEEE 802.11 destacando o funcionamento do seu modo de economia de energia. O Capítulo 3 descreve os dois modelos de consumo de energia adotados ao longo deste trabalho. A análise do mecanismo de roteamento para balancear o consumo de energia pelos nós da rede é apresentada no Capítulo 4. O Capítulo 5 detalha as análises realizadas sobre o consumo de energia dos nós ad hoc. As técnicas de conservação de energia para redes ad hoc são apresentadas no Capítulo 6. Por fim, o Capítulo 7 conclui este trabalho e apresenta direções para trabalhos futuros.

Capítulo 2

As Redes IEEE 802.11

O PADRÃO IEEE 802.11 [21] é atualmente a tecnologia de rede sem fio mais difundida no mundo. Este padrão define a Sub-Camada de Acesso ao Meio (MAC) e a Camada Física, de acordo com a arquitetura da família de padrões IEEE 802.

O padrão IEEE 802.11 prevê dois modos de operação: infra-estruturado e ad hoc. No modo infra-estruturado, as estações se comunicam através de um dispositivo centralizador, normalmente chamado de ponto de acesso. Desta forma, a rede, ou *Basic Service Set* - BSS, é limitada à região no alcance do ponto de acesso. Em situações onde uma maior cobertura é desejada, torna-se necessária a inclusão de outros pontos de acesso e a conseqüente criação de novas BSS's. Para lidar com esta necessidade, a arquitetura do IEEE 802.11 define para o modo infra-estruturado o conceito de sistema de distribuição. O sistema de distribuição tem a função de interligar diferentes BSS's. O sistema de distribuição pode, ainda, ligar o conjunto de BSS's à rede cabeada através de um elemento arquitetural chamado portal. Assim, toda informação proveniente de redes externas às BSS's entra no sistema de distribuição através do portal. Esta arquitetura pode ser vista na Figura 2.1.

As redes ad hoc, por outro lado, não possuem nenhum elemento centralizador. Numa configuração ad hoc, uma rede, ou *independent BSS* - IBSS, pode ser composta simplesmente por duas estações em alcance mútuo. A Figura 2.2 mostra uma IBSS composta por três nós. As circunferências pontilhadas representam os alcances das estações localizadas

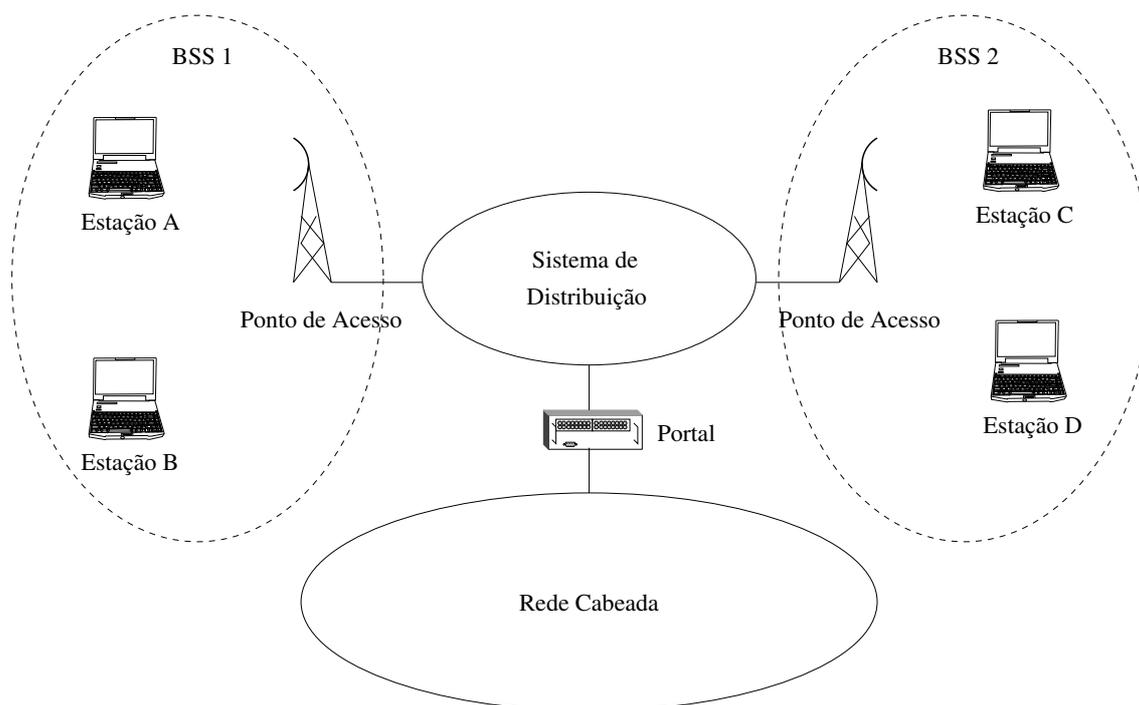


Figura 2.1: Arquitetura de uma rede infra-estruturada.

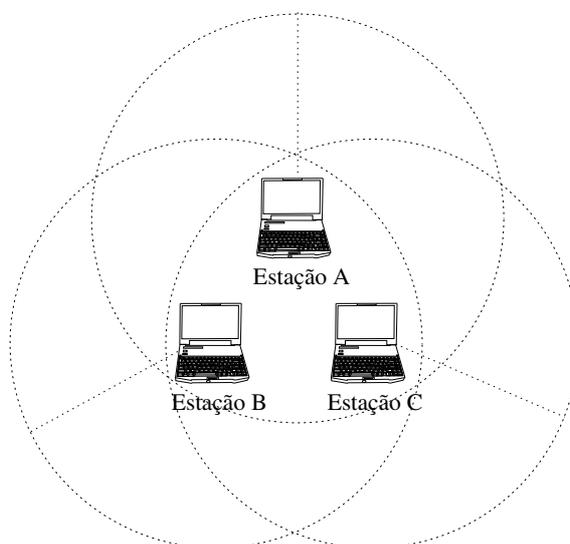


Figura 2.2: Exemplo de uma IBSS.

nos seus respectivos centros.

Embora o padrão IEEE 802.11 tenha sido originalmente concebido para redes locais, seu sucesso e receptividade por parte dos usuários estimulou sua utilização em redes ad hoc de maior porte. Nestas redes, também chamadas de redes de múltiplos saltos, nem

todas as estações precisam estar em alcance direto. Caso duas estações fora do alcance direto mútuo desejem se comunicar, elas podem contar com o auxílio de outras estações, que funcionarão como nós intermediários da comunicação. Na situação mostrada na Figura 2.3, a Estação A depende da cooperação da Estação B para se comunicar com a Estação C. Para que este encaminhamento seja feito de forma consistente, é necessária a utilização de protocolos de roteamento, o que aumenta a complexidade exigida das estações.

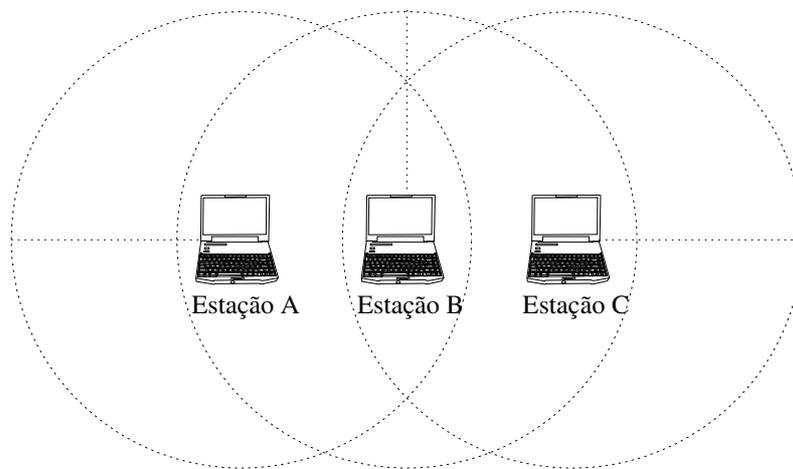


Figura 2.3: Exemplo de uma rede ad hoc de múltiplos saltos.

O padrão IEEE 802.11 original possibilita a transmissão de dados a 1 e 2 Mbps na banda de 2.4 GHz. Posteriormente, foram lançadas extensões ao padrão original. A extensão conhecida como IEEE 802.11b [22] possibilita a transmissão de dados a 1, 2, 5.5 e 11 Mbps na mesma banda de 2.4 GHz. A segunda extensão desenvolvida ficou conhecida como IEEE 802.11a [23] e possibilita a transmissão de dados a até 54 Mbps na banda de 5 GHz, não sendo, portanto, compatível com dispositivos que trabalham na banda de 2.4 GHz. A última extensão desenvolvida é conhecida como IEEE 802.11g [24] e possibilita a transmissão de dados a 54 Mbps na banda de 2.4 GHz, mantendo, desta forma, a compatibilidade com equipamentos mais antigos (802.11 e 802.11b).

Devido à incompatibilidade do padrão IEEE 802.11a com os dispositivos mais antigos e à ausência de acesso às informações sobre o padrão IEEE 802.11g, este trabalho foi desenvolvido baseado na especificação do padrão IEEE 802.11b. O restante deste capítulo destaca características importantes da Camada Física e da Subcamada de Acesso ao Meio

do IEEE 802.11b.

2.1 Camada Física

O padrão IEEE 802.11 original define três possíveis sistemas físicos de comunicação: comunicação por infra-vermelho, espalhamento de espectro por salto de frequência (*Frequency-Hopping Spread Spectrum* - FHSS) e espalhamento de espectro por seqüência direta (*Direct Sequence Spread Spectrum* - DSSS). No entanto, o padrão IEEE 802.11b define a extensão de alta taxa, a 5.5 e 11 Mbps, apenas para o sistema DSSS, chamado de espalhamento de espectro por seqüência direta de alta taxa (*High Rate Direct Sequence Spread Spectrum* - HR/DSSS).

A Camada Física de alta taxa é composta por duas subcamadas: a Subcamada de Convergência Física e a Subcamada Dependente do Meio Físico (*Physical Medium Dependent* - PMD). Alguns detalhes destas subcamadas são destacados nas Seções 2.1.1 e 2.1.2.

2.1.1 Subcamada de Convergência Física

Esta subcamada é suportada pelo procedimento de convergência de camada física (*Physical Layer Convergence Procedure* - PLCP), que define como mapear as unidades de dados de protocolo da subcamada MAC (MPDU) num formato de quadro adequado à transmissão e recepção usando o sistema PMD associado. Desta forma, a Camada Física troca unidades de dados de protocolo da camada física (PPDU) que contêm unidades de dados do serviço PLCP (PSDU). Como a subcamada MAC utiliza o serviço da Camada Física, cada MPDU corresponde a uma PSDU carregada numa PPDU. A subcamada PLCP é definida para possibilitar à subcamada MAC operar com o mínimo de dependência da subcamada PMD.

Para efetuar a transmissão de dados, um preâmbulo e um cabeçalho PLCP devem ser acrescentados à PSDU. Estes preâmbulo e cabeçalho trazem informações necessárias à demodulação da PSDU. Existem dois tipos de preâmbulos e cabeçalhos possíveis: o preâmbulo

e cabeçalho longos que são obrigatórios e compatíveis com a especificação IEEE 802.11 original, e o preâmbulo e cabeçalho curtos que são opcionais e projetados para aplicações que exijam alta vazão e dispensem a compatibilidade com equipamentos legados.

A Figura 2.4 mostra o formato da PPDU longa. O preâmbulo PLCP contém dois campos, um para sincronização (*Synchronization* - SYNC) e outro para delimitação de início de quadro (*Start Frame Delimiter* - SFD). O cabeçalho PLCP possui quatro campos: SINAL, SERVIÇO, TAMANHO e CRC (*Cyclic Redundant Code*).

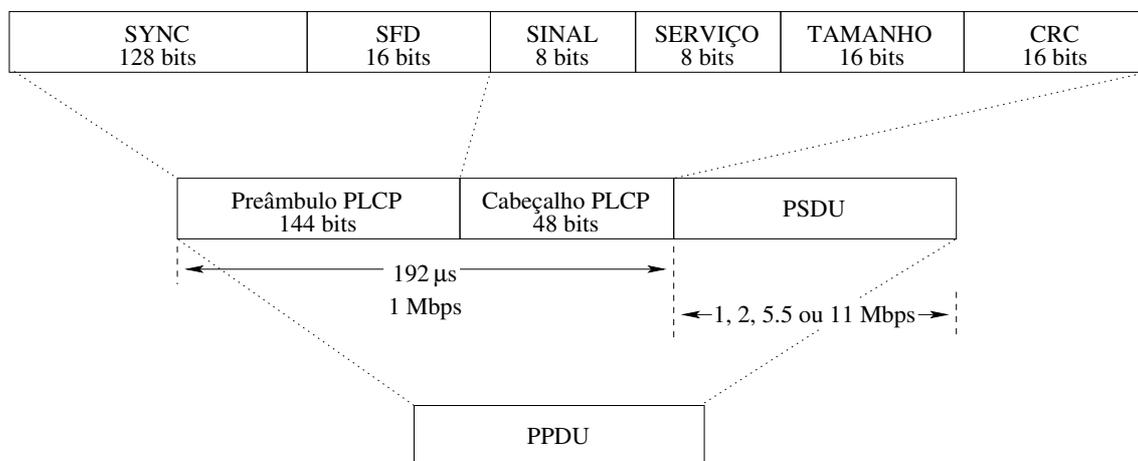


Figura 2.4: Formato da PPDU longa.

São transmitidos ao todo 192 bits de preâmbulo mais cabeçalho. Como a taxa de transmissão do preâmbulo e cabeçalhos longos é de 1 Mbps, a duração da transmissão dos 192 bits é de 192 μ s.

O campo SINAL define a taxa de transmissão utilizada para a PSDU. A taxa de transmissão é igual ao valor indicado no campo SINAL multiplicado por 100 kbps. Quando utilizado o preâmbulo longo, este campo pode representar uma das quatro taxas obrigatórias: 1, 2, 5.5 ou 11 Mbps.

O campo SERVIÇO já foi definido na especificação original para suportar extensões ao padrão IEEE 802.11. O bit 7 deste campo serve como complementação para o campo TAMANHO, como será visto a seguir. O bit 3 indica se a modulação utilizada é CCK (*Complementary Code Keying*) ou PBCC (*Packet Binary Convolutional Coding*). O bit 2 é utilizado para indicar se a frequência de transmissão e o relógio dos símbolos são deri-

vados do mesmo oscilador.

O campo TAMANHO é um número inteiro sem sinal de 16 bits que expressa em microssegundos o tempo de transmissão necessário para transmitir a PSDU. Como há uma ambigüidade no número de *bytes* descritos por um número inteiro de microssegundos para taxas acima de 8 Mbps, o bit 7 do campo SERVIÇO é utilizado para complementar este campo, eliminando a ambigüidade.

O campo CRC contém uma seqüência de verificação de quadro (*Frame Check Sequence* - FCS) que protege os campos SINAL, SERVIÇO e TAMANHO. A FCS é o complemento a um do resto gerado pela divisão módulo 2 dos campos protegidos pelo polinômio $x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$.

O preâmbulo curto foi definido como opcional e visa reduzir a sobrecarga adicionada na camada física e, desta forma, aumentar a vazão da rede. O formato da PPDU curta é mostrado na Figura 2.5. O campo de sincronização (shortSYNC) possui menos bits que o seu equivalente do preâmbulo longo enquanto que o conteúdo do campo delimitador de início de quadro (shortSFD) é o mesmo do campo SFD para o preâmbulo longo com a ordem dos bits invertida. Os campos do cabeçalho PLCP possuem os mesmos tamanhos e codificações, à exceção do campo SINAL que passa a possibilitar a transmissão do PSDU apenas nas taxas 2, 5.5 e 11 Mbps.

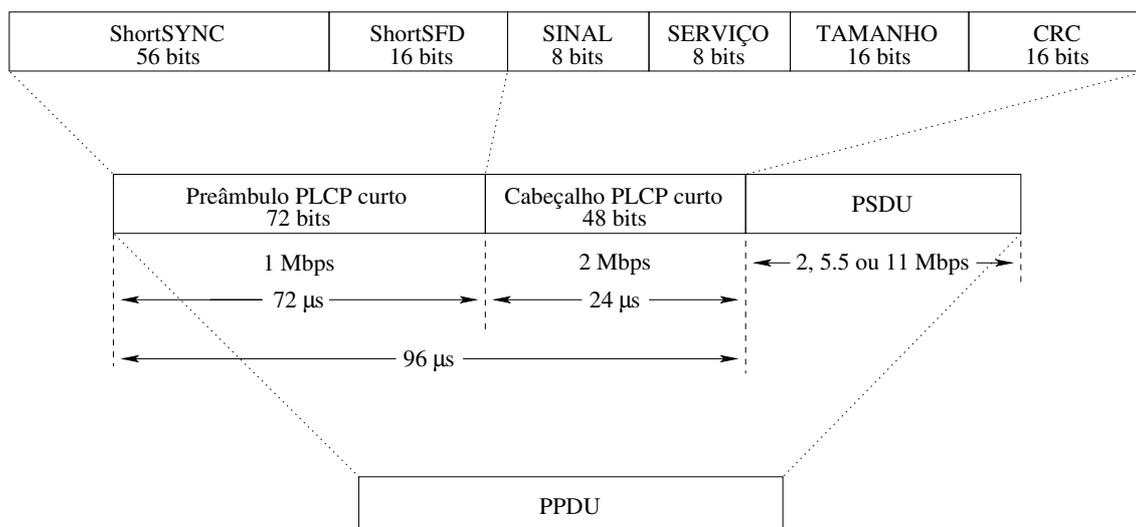


Figura 2.5: Formato da PPDU curta.

Neste caso, o preâmbulo PLCP possui 72 bits que são transmitidos a 1 Mbps em 72 μs e o cabeçalho PLCP possui os mesmos 48 bits do preâmbulo longo que agora são transmitidos a 2 Mbps, ou seja, em 24 μs . No total, a utilização do preâmbulo curto implica uma sobrecarga de 96 μs na transmissão de um quadro, metade da sobrecarga imposta pela utilização do preâmbulo longo. No entanto, como já discutido anteriormente, a utilização do preâmbulo curto não é compatível com equipamentos legados, uma vez que este formato foi desenvolvido no padrão IEEE 802.11b com o intuito de possibilitar o aumento da vazão.

2.1.2 Subcamada Dependente do Meio Físico

A subcamada PMD provê os meios pelos quais os dados são efetivamente transmitidos e recebidos. São especificados quatro formatos de modulação e taxas de dados. A taxa básica de acesso se baseia na modulação DBPSK (*Differential Binary Phase Shift Keying*) a 1 Mbps, enquanto que a taxa avançada de acesso se baseia na modulação DQPSK (*Differential Quadrature Phase Shift Keying*) a 2 Mbps. A especificação do HR/DSSS (*High Rate Direct Sequence Spread Spectrum*) define duas taxas de dados adicionais. As duas taxas mais altas de acesso, 5.5 e 11 Mbps, se baseiam no esquema de modulação CCK (*Complementary Code Keying*). É definido, ainda, um modo opcional PBCC (*Packet Binary Convolutional Coding*).

A seqüência de Barker de 11 chips [+1,-1,+1,+1,-1,+1,+1,+1,-1,-1,-1] é utilizada como seqüência de espalhamento para as modulações a 1 e 2 Mbps. O primeiro chip deve estar alinhado com o começo do símbolo a ser transmitido, e este símbolo deve ter o comprimento exato de 11 chips. A Tabela 2.1 mostra a codificação DBPSK, enquanto que a Tabela 2.2 mostra a codificação DQPSK. A notação "+jw", quando empregada, indica rotação no sentido anti-horário.

Para as duas taxas elevadas de acesso, o código de espalhamento tem comprimento oito e se baseia em códigos complementares. A duração do símbolo deve ser de exatamente oito chips, e a taxa utilizada é de 11 Mchips por segundo. Para obtenção da taxa de transmissão de 5,5 Mbps, cada símbolo corresponde a quatro bits (d_0 a d_3), enquanto

Tabela 2.1: Codificação DBPSK a 1 Mbps.

Bit na Entrada	Mudança de Fase ($+j\omega$)
0	0
1	π

que para a taxa de 11 Mbps cada símbolo corresponde a oito bits (d_0 a d_7). Em ambos os casos, as palavras código CCK podem ser obtidas segundo a seguinte fórmula:

$$c = [e^{j(\phi_1+\phi_2+\phi_3+\phi_4)}, e^{j(\phi_1+\phi_3+\phi_4)}, e^{j(\phi_1+\phi_2+\phi_4)}, -e^{j(\phi_1+\phi_4)}, e^{j(\phi_1+\phi_2+\phi_3)}, e^{j(\phi_1+\phi_3)}, -e^{j(\phi_1+\phi_2)}, e^{j\phi_1}]. \quad (2.1)$$

Tabela 2.2: Codificação DQPSK a 2 Mbps.

Padrão na Entrada	Mudança de Fase ($+j\omega$)
00	0
01	$\frac{\pi}{2}$
11	π
10	$\frac{3\pi}{2}$

Para ambas as taxas elevadas, os dois primeiros bits, d_0 e d_1 , codificam ϕ_1 baseado no codificador DQPSK mostrado na Tabela 2.3. No caso da taxa de 5.5 Mbps, as outras componentes, ϕ_2 , ϕ_3 e ϕ_4 , são codificadas com base nos bits restantes, d_2 e d_3 , da seguinte forma:

$$\phi_2 = (d_2 \times \pi) + \frac{\pi}{2}, \quad (2.2)$$

$$\phi_3 = 0 \text{ e} \quad (2.3)$$

$$\phi_4 = (d_3 \times \pi). \quad (2.4)$$

Para a taxa de 11 Mbps, as componentes ϕ_2 , ϕ_3 e ϕ_4 são codificadas pelos pares de bits (d_2, d_3), (d_4, d_5) e (d_6, d_7), respectivamente. Esta codificação se dá com base no codificador QPSK (*Quadrature Phase Shift Keying*) mostrado na Tabela 2.4.

Tabela 2.3: Codificação DQPSK para ϕ_1 .

Padrão na Entrada	Símbolos Pares	Símbolos Ímpares
	Mudança de Fase ($+jw$)	Mudança de Fase ($+jw$)
00	0	π
01	$\frac{\pi}{2}$	$\frac{3\pi}{2}$
11	π	0
10	$\frac{3\pi}{2}$	$\frac{\pi}{2}$

Tabela 2.4: Codificação QPSK para ϕ_2 , ϕ_3 e ϕ_4 a 11 Mbps.

Padrão na Entrada	Fase
00	0
01	$\frac{\pi}{2}$
10	π
11	$\frac{3\pi}{2}$

Outra função da Subcamada Dependente do Meio Físico é garantir que a potência dos sinais emitida esteja dentro dos limites estipulados. A potência máxima de emissão depende de regulamentações específicas de cada país. O limite para os Estados Unidos da América é de 1000mW, enquanto que o limite para a Europa é de 100mW (*Equivalent Isotropically Radiated Power* - EIRP). A especificação prevê, ainda, que deve haver alguma forma de controle de potência de transmissão para equipamentos capazes de emitir acima de 100mW. Estes equipamentos devem ser capazes, pelo menos, de baixar sua emissão para o nível de 100mW, podendo possuir até quatro níveis de potência diferentes.

2.2 Subcamada de Acesso ao Meio

O padrão IEEE 802.11 possui dois métodos de acesso ao meio. O método de acesso fundamental, denominado Função de Coordenação Distribuída (*Distributed Coordination*

Function - DCF), é distribuído e pode ser utilizado tanto na configuração infra-estruturada quanto na configuração ad hoc. O segundo método de acesso, denominado Função de Coordenação Centralizada (*Point Coordination Function* - PCF), é opcional e centralizado, podendo ser utilizado apenas em redes infra-estruturadas. Como o método DCF é o único que se aplica às redes ad hoc, este método será detalhado na Seção 2.2.1.

2.2.1 Função de Coordenação Distribuída

O método de acesso distribuído do IEEE 802.11 também é conhecido como Acesso Múltiplo com Detecção de Portadora Evitando Colisões (*Carrier-Sense Multiple Access with Collision Avoidance* - CSMA/CA). Este método de acesso difere do Ethernet, pois não se detecta colisão, devido à enorme diferença de potência entre o sinal transmitido e o sinal recebido. Assim, neste método de acesso, para obter controle do meio e transmitir um quadro de dados, a estação deve primeiro escutar o meio por um certo tempo (DIFS - *DCF InterFrame Space*) e, se o meio continuar livre a estação envia o quadro, como mostra a Figura 2.6.

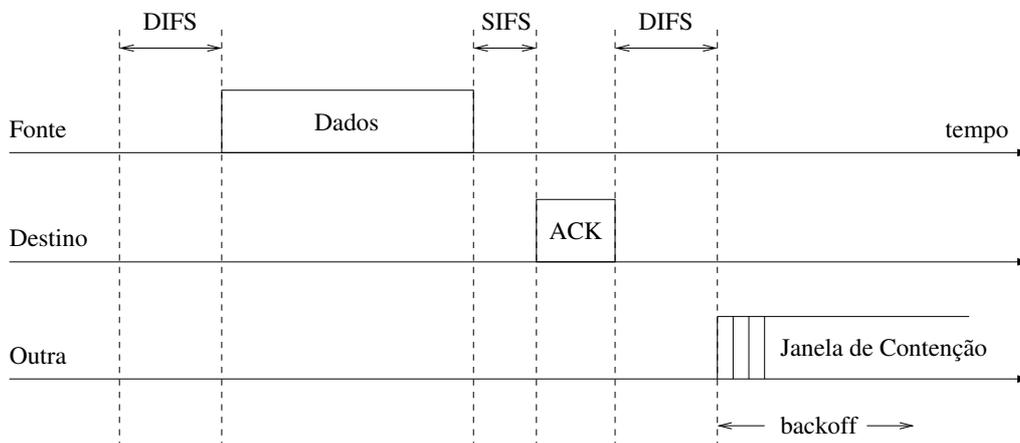


Figura 2.6: Esquema básico do DCF.

Como não há detecção de colisão, o emissor não pode ter certeza se o quadro de dados foi corretamente recebido, tornando necessário o envio de um quadro de reconhecimento positivo (ACK) pelo receptor. Após receber o quadro de dados, o receptor aguarda um período SIFS (*Short InterFrame Space*) e transmite o ACK para o emissor do dado. O fato

de o intervalo SIFS ser menor que DIFS garante que o receptor terá oportunidade de enviar seu reconhecimento antes que qualquer outra estação ocupe o meio com a transmissão de um quadro. O padrão define ainda outros dois intervalos entre quadros: o *PCF InterFrame Space* - PIFS e o *Extended InterFrame Space* - EIFS. O intervalo PIFS é utilizado apenas no método PCF e é menor que o DIFS para que o elemento centralizador da rede possa controlar o meio antes das estações comuns. Já o intervalo EIFS é maior que DIFS e é utilizado sempre que uma estação recebe um quadro com erros. Sendo $total_{ACK}$ o tempo necessário para a transmissão de um quadro ACK a 1 Mbps, o valor de EIFS pode ser calculado como mostrado a seguir.

$$EIFS = SIFS + total_{ACK} + DIFS. \quad (2.5)$$

A utilização do intervalo EIFS é uma medida conservadora para o caso do quadro recebido com erro ser um quadro de dados, e visa permitir que o possível destinatário deste quadro de dados envie o reconhecimento sem que a estação que recebeu o quadro com erros inicie sua transmissão.

Com base nas informações do padrão IEEE 802.11, pode-se obter as durações dos diferentes intervalos entre quadros. Estes valores podem ser vistos na Tabela 2.5 e independem da taxa de transmissão de dados utilizada pela estação.

Tabela 2.5: Durações dos intervalos entre quadros.

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

Para garantir acesso ao meio com justiça e reduzir as chances de colisões, nós que desejem enviar um segundo pacote, ou que ao começarem a escutar o meio tenham encontrado este ocupado, devem escutar o meio por um período igual a DIFS somado a um tempo aleatório. Este tempo aleatório é chamado *backoff* e é calculado da seguinte forma:

$$backoff = random(0, CW) \times tempo_do_slot, \quad (2.6)$$

onde $tempo_do_slot$ é a duração de um *slot* (unidade de tempo utilizada na definição dos intervalos entre quadros) e CW é o valor da janela de contenção (*Contention Window*) da estação. A janela de contenção inicialmente possui valor CW_{min} e pode chegar a CW_{max} à medida em que vão ocorrendo colisões. O aumento da janela de contenção se dá de forma exponencial binária, ou seja, após uma colisão CW assume sempre o valor da próxima potência de 2, imediatamente superior à potência de 2 que originou a CW atual, menos 1. Os parâmetros $tempo_do_slot$, CW_{min} e CW_{max} são constantes que dependem da camada física utilizada. Considerando-se a utilização do HR/DSSS, seus valores são $20\mu s$, 31 *slots* e 1023 *slots*, respectivamente.

O DCF implementa, ainda, um mecanismo virtual de escuta do meio. Este mecanismo é chamado *Network Allocation Vector* (NAV) e guarda a informação do tempo pelo qual o meio ficará ocupado. Existem dois quadros de controle na camada MAC 802.11, o *Request to Send* (RTS) e o *Clear to Send* (CTS), que exploram este mecanismo na solução do problema do terminal escondido. Este problema surge quando uma estação vizinha do receptor de uma comunicação não consegue detectar uma transmissão em andamento, por estar muito longe do emissor, e decide iniciar uma comunicação, causando uma colisão no receptor da comunicação já em andamento. Este problema pode ser exemplificado pela situação mostrada na Figura 2.7, onde a Estação A está transmitindo para a Estação B, mas, por estar muito longe da Estação A (emissora), a Estação C não detecta a transmissão e decide iniciar uma segunda transmissão para a Estação B. Esta segunda transmissão causará uma colisão na Estação B.

Desta forma, quando a negociação através de RTS/CTS é utilizada, cada estação que deseje transmitir um quadro de dados, deve primeiro enviar um quadro de pedido RTS. Caso a estação destino receba corretamente o RTS, esta estação enviará em resposta um quadro CTS. O formato dos quadros RTS e CTS podem ser vistos nas Figuras 2.8(a) e 2.8(b), respectivamente. O cabeçalho MAC do quadro RTS possui quatro campos: Controle de Quadro, Duração, RA (*Receiver Address*), TA (*Transmitter Address*). Dentre as informações contidas no campo Controle de Quadro pode-se destacar a função do quadro, a existência ou não de mais fragmentos e a informação sobre o modo de operação da estação (modo de economia de energia ou não). O campo Duração informa em microssegundos o tempo necessário para a transmissão do quadro de dados, mais os tempos

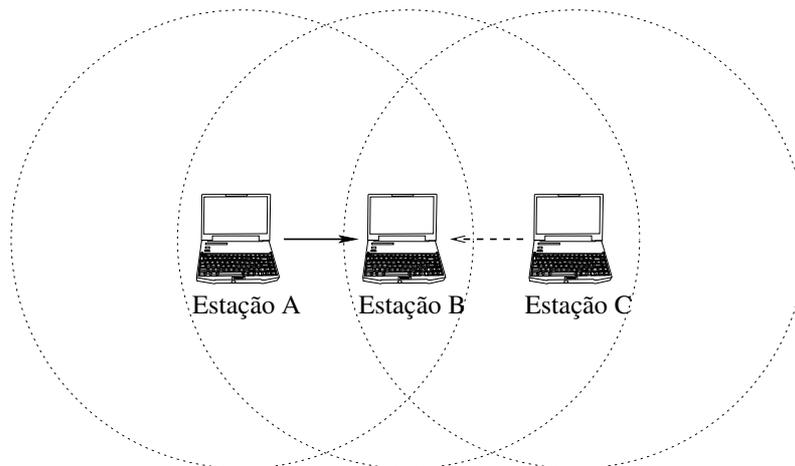


Figura 2.7: Problema do terminal escondido.

necessários para a transmissão dos quadros CTS e ACK, mais o tempo correspondente aos três intervalos SIFS associados. O campo RA informa o endereço da estação para a qual o quadro de dados a ser transmitido é destinado, enquanto que o campo TA contém o endereço da estação transmitindo o RTS, permitindo desta forma que o receptor do RTS saiba para que estação enviar um possível quadro CTS. O campo FCS transmitido no fim do quadro é calculado com base em todos os campos do cabeçalho MAC. A principal diferença entre os quadros RTS e CTS é que este último não possui o campo TA em seu cabeçalho MAC. O campo Duração do quadro CTS contém a Duração recebida no RTS precedente menos o tempo de transmissão do quadro CTS e o intervalo SIFS associado. O valor de RA é copiado do campo TA do RTS precedente.

Todas as estações vizinhas que não participam diretamente da comunicação, mas que podem escutar o tráfego, atualizam seus vetores de alocação (NAVs). Para que este mecanismo funcione, todos os nós no alcance do emissor e/ou receptor devem ser capazes de entender as informações sobre a duração da comunicação. Por isto, os quadros RTS e CTS devem ser transmitidos numa das taxas básicas da rede. Estas taxas básicas devem ser suportadas por todos os nós da rede, independentemente da taxa máxima de transmissão de dados de cada nó. Esta negociação pode ser vista na Figura 2.9. Na realidade, o padrão IEEE 802.11 define que todos os quadros de controle sejam transmitidos em uma taxa básica da rede, o que faz com que o quadro ACK também seja enviado numa destas taxas básicas.

los regulares. Os intervalos regulares após os quais as estações devem ser ativadas são chamados *Beacon Intervals*, ou Intervalos de Sinalização, enquanto que o período que as estações permanecem ativas a cada Intervalo de Sinalização são chamados de *Ad hoc Traffic Indication Message Windows* (ATIM Windows), ou Janela de Mensagem de Indicação de Tráfego Ad hoc (Janela ATIM). Para sincronizar todas as estações, no início da Janela ATIM de cada Intervalo de Sinalização é executado um procedimento distribuído de geração de *beacons*, no qual a primeira estação que conseguir controlar o meio envia um *beacon* pelo qual todas as demais estações devem se sincronizar. O recebimento deste *beacon* faz com que a estação cancele sua própria transmissão de *beacon* neste Intervalo de Sinalização, fazendo com que apenas um *beacon* seja transmitido por Intervalo de Sinalização.

Durante as janelas ATIM, quando todas as estações estão ativas, estações com pacotes a serem transmitidos podem anunciar estes pacotes de modo a que o receptor do pacote em questão permaneça no modo ativo por um período maior para que a comunicação possa ocorrer. Este anúncio é feito através das mensagens de indicação de tráfego ad hoc (ATIM), e uma estação que venha a receber uma mensagem ATIM para ela destinada deve enviar de volta um reconhecimento positivo (ACK) indicando que a mensagem foi recebida e que a estação ficará em modo ativo para receber o pacote. As duas estações envolvidas permanecerão ativas até o final do Intervalo de Sinalização e a comunicação iniciará assim que a Janela ATIM for encerrada. Mensagens ATIM indicando transmissões em difusão não devem ser seguidas de reconhecimento algum, e todas as estações que venham a receber estas mensagens devem permanecer ativas até o final do Intervalo de Sinalização. A Figura 2.10 ilustra o funcionamento deste mecanismo de anúncio e transmissão de pacotes, numa situação em que a Estação A possui um pacote a ser enviado para a Estação B.

Como o padrão IEEE 802.11 foi originalmente projetado para redes locais, o mecanismo de sincronismo e conseqüentemente seu modo de economia de energia foram desenvolvidos para redes totalmente conexas, onde todos os nós estão no alcance uns dos outros. Por este motivo, o modo de economia de energia não prevê a utilização de múltiplos saltos, apresentando alguns problemas quando empregado nesta configuração [17]. O primeiro problema que surge é a sincronização dos nós, já que numa rede de múlti-

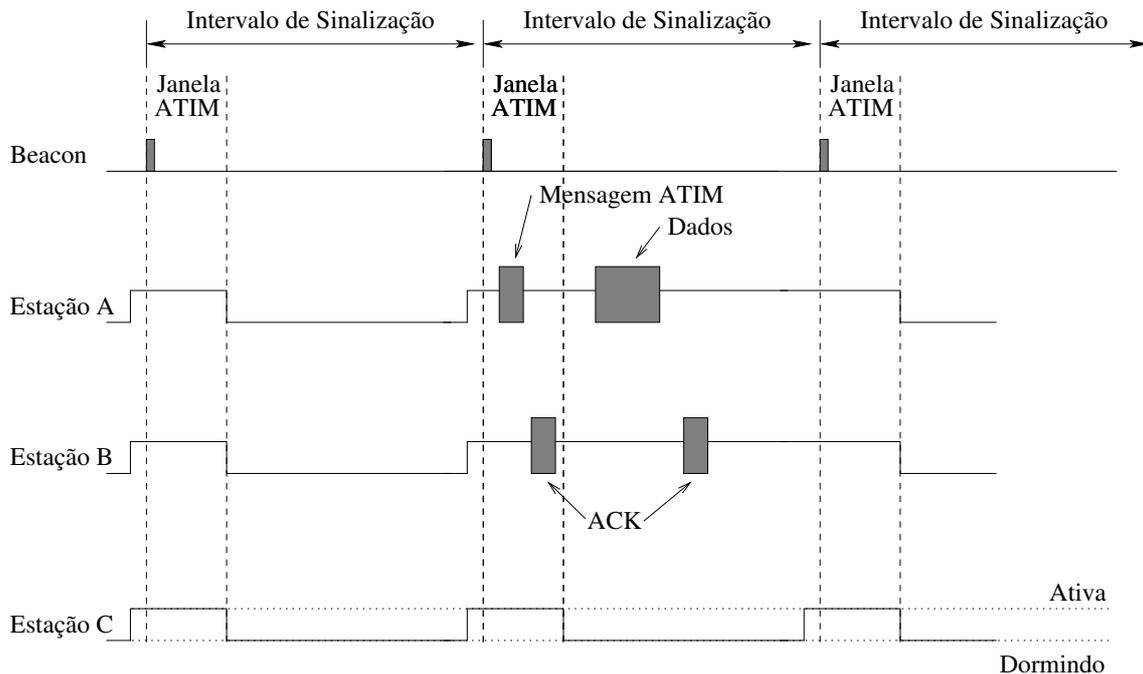


Figura 2.10: Modo de economia de energia numa rede ad hoc.

plos saltos, diferentes partes da rede podem estar com diferentes sincronismos. Outro problema é a descoberta de vizinhos, já que uma estação só pode detectar seus vizinhos recebendo sinais emitidos por estes. Como as estações competem pela transmissão do *beacon*, uma determinada estação pode ficar longos períodos sem transmitir nada e, desta forma, não ser detectada por seus vizinhos. Estes dois problemas têm como consequência um possível particionamento da rede. Tseng *et al.* [17] propõem como solução para estes problemas a transmissão de *beacons* redundantes, o desenvolvimento de padrões de transmissão entre os modos ativo e dormindo que forcem estações a estarem ativas ao mesmo tempo por algum período, quaisquer que sejam seus sincronismos, e a criação de formas para que estações possam prever quando seus vizinhos estarão ativos.

Devido aos problemas apresentados pelo modo de economia de energia em redes de múltiplos saltos, este método não será analisado detalhadamente. No entanto, são analisados os efeitos de sua característica principal, que é a existência de intervalos em que a estação permanece ativa e intervalos em que a estação permanece dormindo. As implicações desta simplificação são detalhadas no Capítulo 6. O próximo capítulo detalha os modelos de consumo de energia utilizados nas análises realizadas neste trabalho.

Capítulo 3

Modelos de Consumo de Energia

O MODELO de consumo de energia empregado define como a energia do nó é decrementada com o tempo. Existe obviamente na escolha do modelo um compromisso entre complexidade e precisão. Os modelos de consumo podem ser divididos em dois grupos: os modelos de consumo por pacote e os modelos de consumo por permanência em estados. No primeiro tipo, a energia do nó é decrementada a cada pacote recebido ou transmitido. Já no segundo tipo, a energia do nó é decrementada multiplicando-se o consumo do nó num dado estado pelo tempo em que ele permaneceu naquele estado.

Neste capítulo, são detalhados os dois modelos de consumo adotados ao longo deste trabalho. Os modelos aqui apresentados são utilizados nas análises do consumo de energia em redes ad hoc apresentadas nos capítulos seguintes. Um mecanismo de roteamento que utiliza a energia como métrica foi analisado com base num modelo de consumo por pacote (Capítulo 4). Os resultados obtidos motivaram uma análise mais detalhada do consumo dos nós ad hoc (Capítulo 5) e dos potenciais de conservação de energia nestas redes (Capítulo 6), e para esta análise mais detalhada empregou-se um modelo de consumo por estados, que se mostra mais flexível.

Independentemente do tipo de modelo empregado, é importante caracterizar a situação de cada nó em uma comunicação, de modo a tornar a modelagem de seu consumo de energia a mais realista possível. Existem duas formas básicas de se transmitir um quadro de dados a nível MAC: em difusão (*broadcast*) ou ponto-a-ponto. No primeiro caso, todos

os nós no alcance da transmissão do emissor receberão o pacote. Já numa comunicação ponto-a-ponto, o endereço MAC do destino é especificado no cabeçalho do pacote, fazendo com que todos os nós no alcance do emissor ou do receptor e, portanto, escutando a transmissão, apenas processem o tráfego a nível MAC, descartando o conteúdo dos pacotes. Com isto, numa transmissão em difusão os nós envolvidos podem assumir dois papéis: emissor ou receptor. No entanto, numa transmissão ponto-a-ponto, além destes dois papéis, um nó pode assumir o papel de ouvinte da comunicação, ou simplesmente ouvinte.

A condição de ouvinte possui um papel importante no consumo total de energia de um nó, uma vez que idealmente o acesso ao meio deve ser compartilhado igualmente por todos os nós da rede, o que significa que a maior parte do tráfego escutado por um nó é na realidade direcionado para outros nós. Dependendo da localização do nó ouvinte em relação ao emissor e ao receptor da comunicação, os nós ouvintes podem se encontrar em três situações distintas, como mostra a Figura 3.1. Nesta figura, a circunferência contínua representa o alcance da transmissão do nó Emissor, enquanto que a circunferência tracejada representa o alcance do nó Receptor.

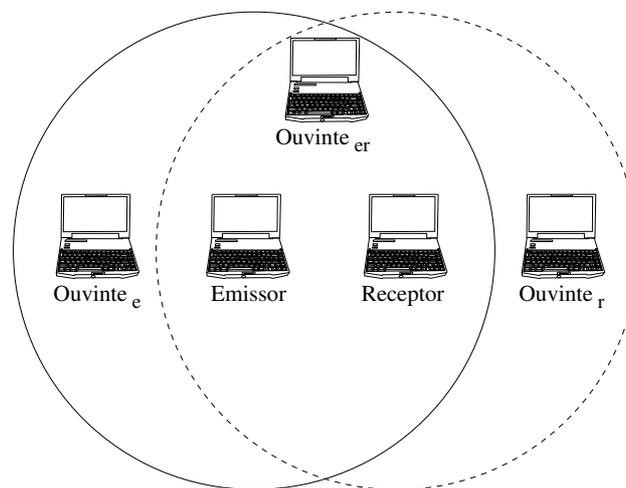


Figura 3.1: Possíveis papéis para os nós numa comunicação ponto-a-ponto.

Observando os alcances dos nós Emissor e Receptor na Figura 3.1, é possível dividir os nós ouvintes em três tipos: o *ouvinte_e*, que está no alcance apenas do Emissor e, portanto, só escuta tráfego originado pelo Emissor; o *ouvinte_r*, que analogamente só escuta tráfego originado pelo Receptor; e o *ouvinte_{er}*, que está no alcance de ambos e, por isto,

escuta toda a comunicação. Desta forma, os *ouvintes_e* escutam os quadros RTS e de dados, os *ouvintes_r* escutam os quadros CTS e ACK, enquanto que os *ouvintes_{er}* escutam os quatro tipos de quadros em uma comunicação. Assim, os *ouvintes_{er}* apresentam um consumo de energia maior que os *ouvintes_e* e os *ouvintes_r*.

3.1 Modelo por pacote

Feeney e Nilsson [15] realizaram medidas detalhadas do consumo de energia de uma interface sem fio operando em modo ad hoc. Esta análise levou em conta as características do protocolo IEEE 802.11 [21]. As medidas são referentes às interfaces *DSSS Lucent IEEE 802.11 WaveLAN PC “Bronze”* e *“Silver”*, que operam a 2 Mbps e 11 Mbps, respectivamente. Os resultados apontam que a potência consumida no estado ocioso quando no modo *ad hoc* é de 741 *mW* para as interfaces que operam a 11 Mbps. O consumo de energia (E_c) por pacote enviado ou recebido foi modelado, em relação ao nível de consumo no modo ocioso, como uma função linear do tamanho do pacote em *bytes* (descontados os cabeçalhos MAC e PLCP), resultando em equações da forma

$$E_c = m \times tamanho + b, \quad (3.1)$$

onde os parâmetros m e b são constantes em μJ para cada um dos seguintes casos: pacote transmitido em difusão ou ponto-a-ponto, pacote recebido em difusão ou ponto-a-ponto e tráfego escutado a partir do emissor ou do receptor, sempre utilizando a negociação por RTS/CTS. Os resultados apresentados mostram que a energia consumida por um nó escutando o tráfego de outros nós é cerca de quatro vezes menor que a energia consumida quando um nó recebe efetivamente um pacote para ele direcionado. Como mostra a Equação 3.1, a energia gasta no envio ou recebimento de um pacote possui uma parcela dependente do tamanho do pacote e uma parcela fixa. Isto sugere que a transmissão de vários pacotes pequenos é menos eficiente que a transmissão de um pacote maior com a informação equivalente.

A análise do mecanismo de roteamento que utiliza a energia restante nos nós como métrica (Capítulo 4) foi realizada por simulação com a utilização do simulador de redes *ns-2* [25] (*Network Simulator 2*). O *ns-2* é um simulador dirigido a eventos discretos.

Para possibilitar um melhor desempenho, o núcleo do simulador é implementado em C++, enquanto que sua configuração é feita através da linguagem OTcl (*Object Tool Command Language*) para maior flexibilidade.

O modelo de consumo de energia original do simulador *ns-2* é um modelo por estados que não considera quando um nó escuta um pacote transmitido em ponto-a-ponto se este pacote é, ou não, endereçado para este nó. A imprecisão gerada por esta simplificação se torna maior à medida que a densidade de nós aumenta, pois o número de nós no alcance da transmissão é maior. Desta forma, o consumo de energia será proporcional ao número de estações escutando ou recebendo o tráfego.

Apesar de medirem o consumo tanto de interfaces operando a 2 Mbps, quanto de interfaces operando a 11 Mbps, Feeney e Nilsson implementaram apenas um modelo de consumo de energia baseado em suas medidas da interface operando a 2 Mbps [26]. No entanto, existem diferenças significativas entre os consumos das interfaces que operam a 2 Mbps e os consumos das interfaces operando a 11 Mbps. Por este motivo, uma das etapas deste trabalho foi a implementação de um novo modelo de consumo de energia no *ns-2*, com base nos dados apresentados por Feeney e Nilsson [15] para a interface de rede de 11 Mbps. No entanto, por motivos de simplificação, a implementação do modelo foi feita considerando-se a potência consumida quando as interfaces estão ociosas igual a 0 W. Os valores de consumo de energia utilizados são mostrados na Tabela 3.1.

Tabela 3.1: Valores empregados no modelo de consumo de energia implementado.

Evento para Decréscimo de Energia	m (μJ)	b (μJ)
Transmissão ponto-a-ponto	0.48	431
Transmissão em difusão	2.1	272
Recepção ponto-a-ponto	0.12	316
Recepção em difusão	0.26	50
Tráfego escutado a partir do emissor	0.11	42
Tráfego escutado a partir do receptor	0	38

As medidas apresentadas desconsideram a energia consumida em tentativas mal suce-

didadas de obtenção do meio. Logo, este modelo se torna inadequado para redes com alta carga, onde estes acontecimentos são mais frequentes.

A implementação do modelo de energia foi feita assumindo, ainda, que um nó ao escutar a transmissão de um pacote também escutou o RTS associado enviado pelo emissor, e que um nó escutando o CTS de um receptor também escutará o ACK enviado após a recepção do pacote. Desta forma, o modelo de energia implementado aproxima-se da realidade, sendo adequado para cenários de baixa mobilidade, onde estas hipóteses são válidas.

Como a construção deste modelo depende de medidas sobre cada situação específica que se deseja representar, este modelo se mostra pouco flexível, principalmente para as análises realizadas no Capítulo 6, onde são consideradas reduções da potência de transmissão e transições para o estado de dormência.

3.2 Modelo por estado

Visando uma análise mais completa do consumo dos nós ad hoc, foi adotado nas análises dos Capítulos 5 e 6 um modelo de consumo por estado. O modelo adotado possui quatro estados de operação, como mostra a Figura 3.2. Este modelo representa o comportamento típico de um transceptor [27] em funcionamento.

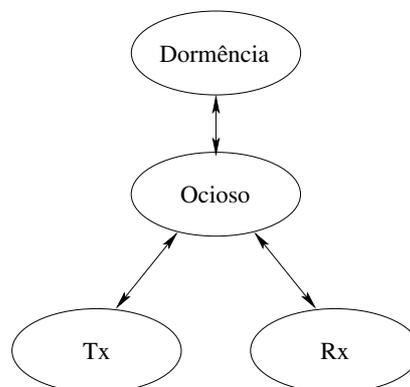


Figura 3.2: Estados das interfaces sem fio.

Considerando os quatro estados adotados no modelo, pode-se obter potências médias,

P_m , que representem a energia consumida pela interface. A potência média pode ser obtida da seguinte forma:

$$P_m = t_d \times P_d + t_{oc} \times P_{oc} + t_{Rx} \times P_{Rx} + t_{Tx} \times P_{Tx}, \quad (3.2)$$

onde t_d , t_{oc} , t_{Rx} e t_{Tx} são as parcelas de tempo que o nó fica em cada um dos estados possíveis: dormência, ocioso, Rx e Tx, respectivamente. Estas parcelas de tempo devem satisfazer a condição $t_d + t_{oc} + t_{Rx} + t_{Tx} = 1$. Analogamente, P_d , P_{oc} , P_{Rx} e P_{Tx} são as potências instantâneas consumidas em cada um dos quatro estados. Com base em P_m e na energia inicial do nó (E), pode-se calcular o tempo de vida do nó (T_v), que representa o tempo até que a energia do nó chegue a zero, como:

$$T_v = \frac{E}{P_m}. \quad (3.3)$$

A análise do tempo de vida apresentada neste trabalho leva em conta apenas a energia consumida pelas interfaces sem fio dos nós, desconsiderando o consumo de outros circuitos dos equipamentos. Assim, em situações onde as interfaces permaneçam em modo ativo (Seção 2.2.2) continuamente, ou seja, não ocorram transições para o estado de dormência, $t_d = 0$ e o estado de menor consumo em que a interface pode se encontrar é o estado ocioso (consumo igual a P_{oc}). Nestas condições, o tempo máximo de vida de um nó ativo (T_{ativo}) é dado por:

$$T_{ativo} = \frac{E}{P_{oc}}. \quad (3.4)$$

Analogamente, pode-se intuir que o menor tempo de vida possível de um nó seria no caso em que ele passasse todo o tempo transmitindo. No entanto, esta hipótese não é real. Mesmo que um nó fique continuamente enviando quadros de dados, ele passará alguns momentos no estado ocioso e no estado Rx devido ao próprio funcionamento do mecanismo de acesso ao meio DCF (Seção 2.2.1). Um nó para enviar um quadro de dados deve escutar o meio livre por um certo tempo, pode opcionalmente realizar a negociação por RTS/CTS, e deve esperar o recebimento do quadro ACK.

Como base para uma análise quantitativa, serão utilizados os valores medidos por Feeney e Nilsson [15] para o consumo de uma interface IEEE 802.11b operando a 11Mbps. Uma aproximação destes valores pode ser vista na Tabela 3.2. Para facilitar a comparação

com o tempo máximo de vida definido pela Equação 3.4, esta tabela também expressa a potência consumida em todos os estados em função de P_{oc} .

Tabela 3.2: Consumo de uma interface IEEE 802.11b.

Estado	Potência (W)	Relação com P_{oc}
Dormência	0.050	$0.07P_{oc}$
Ocioso	0.740	P_{oc}
Rx	0.900	$1.2P_{oc}$
Tx	1.350	$1.8P_{oc}$

Modelos mais acurados podem ser construídos ao custo de uma maior complexidade. Por exemplo, é possível dividir os estados Rx e Tx em função da taxa de transmissão utilizada. Monks *et al.* [16] mediram o consumo de uma interface IEEE 802.11 e mostraram que o consumo varia quando são utilizadas diferentes taxas.

No capítulo seguinte, por ser mais preciso para representar o consumo dos nós ouvintes, o modelo de consumo de energia por pacote é utilizado na análise de um mecanismo de roteamento que utiliza a energia dos nós como métrica, mecanismo de balanceamento do consumo de energia dos nós em uma rede ad hoc proposto numa primeira etapa deste trabalho.

Capítulo 4

Mecanismo para o Balanceamento do Consumo de Energia

Os protocolos de roteamento *ad hoc* podem ser divididos em dois grandes grupos: os protocolos pró-ativos e os sob-demanda, ou reativos.

Os protocolos pró-ativos constroem rotas para todos os nós da rede, mesmo sem tráfego de dados. Desta forma, quando um pacote necessitar de encaminhamento, a rota já é conhecida e pode ser utilizada imediatamente. Neste caso, os nós mantêm uma ou mais tabelas com informações referentes à rede e respondem a mudanças da topologia propagando atualizações, de modo a manter a consistência do roteamento. Estas atualizações são feitas periodicamente, o que faz com que haja sempre um número constante de transmissões de pacotes de controle em andamento, mesmo quando a rede está em equilíbrio, e mesmo sem carga. Dentre os protocolos pró-ativos para redes móveis *ad hoc* pode-se destacar o *Destination-Sequenced Distance Vector (DSDV)* [28] e o *Optimized Link State Routing (OLSR)* [29].

Os protocolos de roteamento sob-demanda, por outro lado, constroem as rotas apenas quando estas são necessárias, ou seja, quando uma rota é requerida o protocolo de roteamento inicia um procedimento de descoberta de rota. Desta forma, o processo é disparado por um pacote de dados necessitando encaminhamento. Como a chegada de um pacote de dados é o evento que dispara a descoberta de rotas, estes protocolos não

trocam mensagens a intervalos regulares, o que economiza banda passante e energia. O volume de tráfego de controle de roteamento varia de acordo com a utilização da rede. Porém, estes protocolos apresentam uma maior latência no encaminhamento das mensagens, uma vez que a transmissão de dados só pode ser efetuada após a construção de uma rota para o destino. Dois dos protocolos reativos mais difundidos para redes móveis *ad hoc* são o *Dynamic Source Routing* (DSR) [5] e o *Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing* (AODV) [30]. Ambos os protocolos são compatíveis com o uso da tecnologia IEEE 802.11.

Este capítulo propõe e analisa um mecanismo de roteamento que utiliza informações sobre a energia dos nós. O mecanismo proposto atua sobre protocolos reativos, uma vez que para os protocolos pró-ativos, que trocam mensagens periodicamente e onde cada nó conhece a topologia da rede, a utilização da energia como métrica se torna mais simples. O trabalho focou a implementação e análise deste mecanismo sobre o protocolo *Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing* (AODV) [30] que vem sendo padronizado pelo *Internet Engineering Task Force* (IETF). Este mecanismo é desenvolvido a partir de uma modificação no procedimento de descoberta de rotas do protocolo AODV [30] e tem como objetivo aumentar o tempo de vida da rede sem o aumento da complexidade do roteamento. Para tanto, o mecanismo introduz um atraso no encaminhamento das requisições de rota em função da energia restante nos nós.

O AODV com este mecanismo implementado, batizado AODV-E, passa a obter um melhor balanceamento da energia consumida nos nós em troca de um maior atraso na descoberta de rotas.

4.1 Visão geral do protocolo AODV

O protocolo AODV é um protocolo para descoberta de rotas sob-demanda baseado em tabelas de roteamento, ou seja, os nós só necessitam descobrir uma rota para algum outro nó no momento em que a rota se faz necessária. Para operar corretamente, o protocolo AODV precisa do conhecimento da conectividade local. Para tanto, um mecanismo periódico de *broadcast* local através de mensagens *hello* pode ser utilizado, ou o AODV

pode apoiar-se em mensagens da camada MAC para identificar os nós vizinhos. O AODV utiliza, ainda, números de seqüência para controlar a idade das rotas e, desta forma, evitar a formação de *loops*. Quando é necessária a descoberta de uma rota, o nó fonte envia em *broadcast* um pacote *route request* (RREQ) contendo, entre outros campos, o endereço do nó fonte e um identificador *broadcast_id*, que juntos identificam unicamente um procedimento de descoberta de rota. Sempre que uma fonte inicia um novo procedimento de descoberta de rota, o valor de *broadcast_id* é incrementado. Os nós intermediários vão incrementando o contador de saltos do RREQ e reenviando o RREQ para seus vizinhos, até que o pedido atinja o destino, ou algum nó intermediário que possua uma entrada válida em sua tabela de roteamento para o nó destino. Ao reenviar um RREQ para seus vizinhos o nó intermediário precisa armazenar o endereço IP da fonte e do destino, o *broadcast_id*, o tempo de vida do caminho reverso e o número de seqüência da fonte, para o caso de uma eventual requisição de rota para o nó fonte, que pode ser satisfeita por esta rota reversa. Cada nó intermediário processa e reenvia apenas uma vez cada RREQ, descartando os RREQs redundantes que provêm de inundações dos vizinhos. Para um nó intermediário estar apto a responder um RREQ, ele precisa ter uma entrada válida na tabela de roteamento com número de seqüência do destino mais recente que o enviado pela fonte. Para satisfazer um RREQ, o nó intermediário com a entrada ativa na tabela ou o nó destino envia em *unicast* um *route reply* (RREP) com, entre outros campos, o contador de saltos e o número de seqüência conhecido para o destino. À medida que o RREP vai retornando pelo caminho reverso do RREQ original, ele vai estabelecendo apontadores para o nó que o enviou. Ao receber um RREP redundante, o nó só o propaga se este contiver um número de seqüência do destino maior que os anteriores (rota mais nova) ou o mesmo número de seqüência com um contador de saltos menor (rota mais curta).

A tabela de roteamento possui no máximo uma entrada para cada destino, e cada entrada está associada a um *route cache timeout* que é o tempo sem utilização após o qual a entrada será considerada inválida. Cada entrada possui, ainda, uma lista com todos os vizinhos ativos através dos quais são recebidos pacotes para o destino em questão. O número de seqüência das entradas ativas da tabela é utilizado para distinguir mensagens de resposta e assim evitar a formação de *loops* com a utilização de informações desatualizadas.

4.2 O AODV-E

A idéia por trás da modificação proposta é explorar a característica do procedimento de descoberta de rotas do AODV que provoca o descarte de RREQs redundantes. Para isto, cada nó ao receber um RREQ que não pode satisfazer e, portanto, deve ser retransmitido, atrasa o reenvio a seus vizinhos por um período de tempo que é função de sua energia restante, como proposto por Yu e Lee [4]. Desta forma, os RREQs reenviados por nós com maior energia restante e, por este motivo, com menor atraso, tendem a ser propagados, fazendo com que os RREQs dos nós com menos energia sejam descartados. Este procedimento diminui a probabilidade destes nós com baixa energia estarem no caminho de um eventual RREP. Este processo de descarte dos RREQs reenviados pelos nós com menor energia tende a balancear os fluxos entre os diversos caminhos possíveis já que os nós com maior energia terão maior probabilidade de serem utilizados como rota, evitando, quando possível, que um mesmo nó seja utilizado sempre, uma vez que à medida que o nó é utilizado como rota sua energia é consumida mais rapidamente e os RREQs reenviados por este nó terão maiores atrasos. Isto faz com que os níveis de energia dos nós tendam a ser parecidos, maximizando o tempo de vida da rede. Apesar de provocar um aumento no tempo da descoberta de rotas, esta abordagem é de simples implementação.

4.2.1 A função de atraso

O atraso acrescentado ao reenvio do pacote de controle RREQ é função da quantidade de energia restante no nó. A relação entre este atraso e a energia do nó pode variar, e é parte fundamental do mecanismo de roteamento. Yu e Lee [4] analisam três tipos de funções de atraso: convexa, linear e côncava. O comportamento destas funções pode ser visto na Figura 4.1.

Embora as funções dos tipos convexa e linear apresentem um maior atraso para um dado nível de energia restante nos nós, a função do tipo côncava mostra melhor eficiência em prolongar o tempo de vida da rede. Este melhor resultado é atribuído ao maior aumento do atraso quando os nós chegam perto da exaustão. A partir desta análise, Yu e

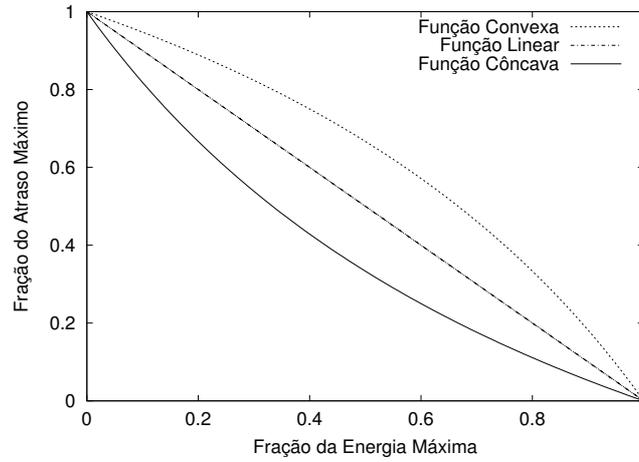


Figura 4.1: Comportamento das funções de atraso.

Lee sugerem o uso de uma função de atraso simplificada da forma:

$$a_{i,t} = \frac{E \times A}{e_{i,t} + E}, \quad (4.1)$$

onde $a_{i,t}$ é o atraso de reenvio adicionado pelo nó i no instante t , E é a energia inicial do nó em Joules, A é o atraso máximo permitido e $e_{i,t}$ é a energia atual do nó i no instante t .

O principal problema da utilização da função descrita pela Equação 4.1 é causar um atraso mínimo de $\frac{A}{2}$, o que faz com que mesmo quando os nós estejam com energia máxima seja acrescido um atraso desnecessário à descoberta de rotas. Além disso, por limitar a variação do atraso entre $\frac{A}{2}$ e A , a diferença entre o atraso de reenvio por um nó com energia total e o atraso de reenvio por um nó próximo da exaustão fica restrita a $\frac{A}{2}$.

Neste trabalho é proposta uma modificação à função descrita pela Equação 4.1, de modo a proporcionar atraso nulo de reenvio para nós com energia máxima. A função de atraso proposta é:

$$a_{i,t} = \left(\frac{2A \times E}{e_{i,t} + E} \right) - A, \quad (4.2)$$

onde $a_{i,t}$ é o atraso imposto pelo nó i no instante t , A é o atraso máximo permitido em segundos, E é a energia inicial do nó em Joules e $e_{i,t}$ é a energia do nó i no instante t .

Com estas alterações, a função proposta, descrita pela Equação 4.2, não só diminui o atraso médio de reenvio pelos nós, como também aumenta a diferença entre os atrasos acrescentados pelos nós com maior e menor energia. Esta diferença aumenta a proba-

bilidade de descarte dos RREQs reenviados por nós com pouca energia. Além disto, é esperada uma diminuição no atraso de descoberta de rotas quando os nós estiverem com muita energia. A Figura 4.2 mostra a diferença entre as duas funções de atraso.

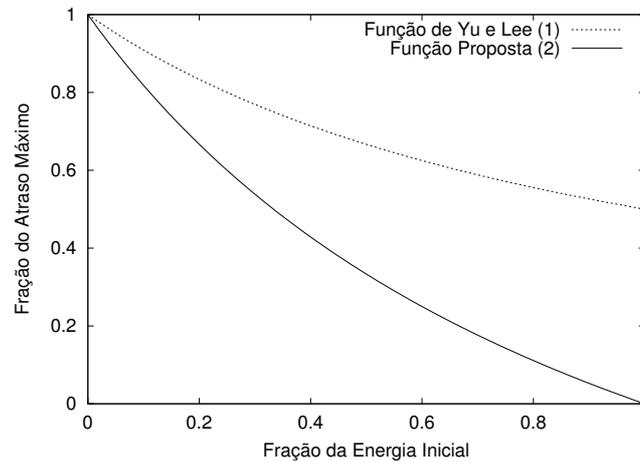


Figura 4.2: Atraso inserido em função da energia restante.

Analisando a Figura 4.2, nota-se que quando os nós chegam à região com menos energia, o atraso proporcionado ao reenvio dos RREQs cresce mais rapidamente na função proposta, o que faz com que os nós mais próximos da exaustão tenham cada vez menos chances de serem utilizados como rota. Com base nas análises realizadas, esta função foi adotada para o atraso no reenvio de RREQs do mecanismo proposto.

4.2.2 Simulações

A fim de analisar a eficácia do mecanismo proposto, os resultados obtidos pelo AODV modificado (AODV-E) foram comparados com resultados do AODV original para os mesmos cenários. O intuito destas simulações é avaliar o balanceamento alcançado no consumo de energia dos nós pelo AODV-E e as implicações deste balanceamento no tempo de vida da rede.

As simulações foram feitas utilizando a versão 2.1b9a do simulador *ns-2* [25] com o modelo de consumo de energia descrito na Seção 3.1. O atraso máximo utilizado para o reenvio dos RREQs foi de 100 ms. A energia inicial utilizada para os nós foi de 5 J.

Para verificar os efeitos da parte fixa do custo energético por pacote, as simulações foram realizadas para diferentes tamanhos de pacotes (160, 350, 512, 800 e 1000 bytes), sem variar a taxa de transmissão das fontes. Em todos os casos, a carga da rede era dada por duas fontes de 64 kbps operando simultaneamente. Todas as simulações foram realizadas com nós equipados com interfaces de rede IEEE 802.11 operando a 11 Mbps.

Todas as simulações foram feitas em cenários com 60 nós. O modelo de mobilidade utilizado foi uma variação do modelo *Random Waypoint*, na qual os 60 nós se movem continuamente com uma velocidade média de 1 m/s, variando uniformemente entre 0.9 e 1.1 m/s, numa área de 1200 m x 600 m. A especificação de uma velocidade média e de seus limites superior e inferior permite que a simulação atinja um estado de equilíbrio em relação à velocidade dos nós [31], o que não ocorre com o modelo *Random Waypoint* original. Os principais parâmetros utilizados na configuração do simulador estão listados na Tabela 4.1.

Tabela 4.1: Principais parâmetros de configuração do simulador *ns-2*

Parâmetros Utilizados	
Número de Nós	60
Energia Inicial dos Nós (E)	5 J
Atraso Máximo Permitido (A)	100 ms
Velocidade	0.9 a 1.1 m/s
Área de Simulação	1200 m x 600 m
Raio de Alcance	250 m
Camada MAC	IEEE 802.11
Fontes Simultâneas	2
Taxa das Fontes	64 kbps
Tamanho dos Pacotes	160 a 1000 bytes

Foram realizados dois tipos de simulações distintos, o primeiro para analisar o balanceamento do consumo de energia da rede e o segundo para analisar o tempo de vida da rede, definido como o tempo até que o primeiro nó fique sem energia. Para todos os resultados obtidos foram calculados intervalos de confiança de 95% em relação à média

das medidas. Estes intervalos estão representados nos gráficos através de barras de erro verticais.

Para verificar o balanceamento de energia foram realizadas simulações de 100 segundos com todos os nós sendo fonte ou destino por 6 segundos. Desta forma, ao final da simulação pode-se dividir os nós em dois grupos: os que foram fonte de uma conexão e os que foram destino de uma conexão. Neste cenário, se todos os nós participassem igualmente nas tarefas de roteamento, todos os nós em cada um dos grupos acima teriam a mesma energia ao final da simulação. Por isto, este cenário permitiria, idealmente, um balanceamento ótimo no consumo de energia.

O tempo de simulação neste primeiro conjunto de experimentos, de 100 segundos, foi escolhido de tal forma que nenhum nó tivesse sua energia esgotada em nenhuma simulação, garantindo, desta forma, que seriam gerados os mesmos números de pacotes nas diversas simulações para cada tamanho de pacote.

As métricas utilizadas na análise destas simulações foram a parcela de pacotes entregues, que verifica a eficiência dos protocolos em sua função principal de entregar pacotes, a energia média restante nos nós, que mede a eficiência energética do protocolo, e a variância da energia restante nos nós, que mostra o quanto o consumo de energia foi balanceado pela rede.

A Figura 4.3 apresenta a parcela de pacotes entregues pelos dois protocolos. Em ambos os casos a eficiência é muito parecida, mas o protocolo AODV-E apresenta pequena vantagem para pequenos tamanhos de pacotes. Dado o cenário de baixa mobilidade e baixa carga na rede, ambos os protocolos apresentam taxa de entrega de pacotes próxima de 100%.

A Figura 4.4 mostra a energia média restante nos nós ao final da simulação. Dada a energia inicial dos nós, de 5 J, estes resultados evidenciam a baixa eficiência energética da utilização de pacotes pequenos, isto porque o custo fixo por pacote é mais significativo para os pacotes pequenos do que para os pacotes grandes. Por este mesmo motivo, à medida que o tamanho dos pacotes vai aumentando, a diferença no consumo de energia para tamanhos de pacotes consecutivos vai ficando cada vez menor. Pode-se perceber

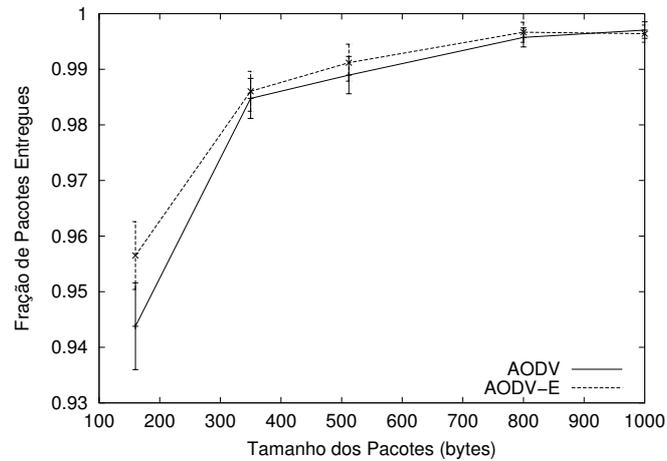


Figura 4.3: Fração de pacotes entregues.

que o protocolo AODV-E que implementa o mecanismo proposto apresenta uma média ligeiramente maior que a do protocolo original, indicando uma maior eficiência em termos de consumo total de energia da rede.

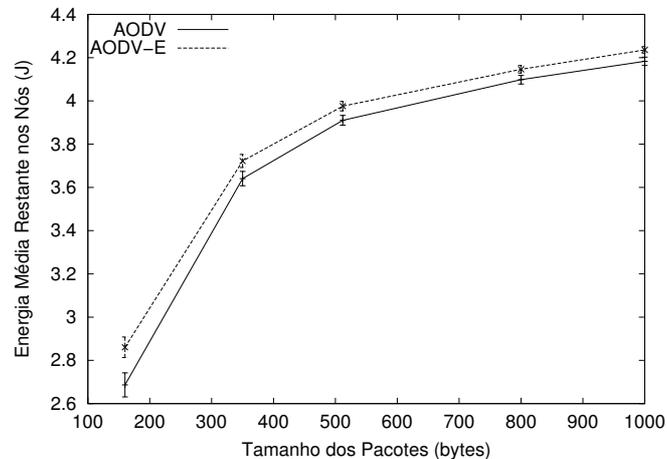


Figura 4.4: Energia média dos nós ao final da simulação.

Por fim, a Figura 4.5 apresenta a variância da energia final dos nós. Os resultados mostram que o protocolo AODV-E alcança um melhor balanceamento do consumo de energia pelos nós. Para pacotes de 160 bytes esta variância é 20% menor no protocolo AODV-E que no AODV original, enquanto que para pacotes de 1000 bytes esta diferença ainda é significativa, de 12%.

Para a análise do tempo de vida da rede, foram feitas simulações com maior liberdade

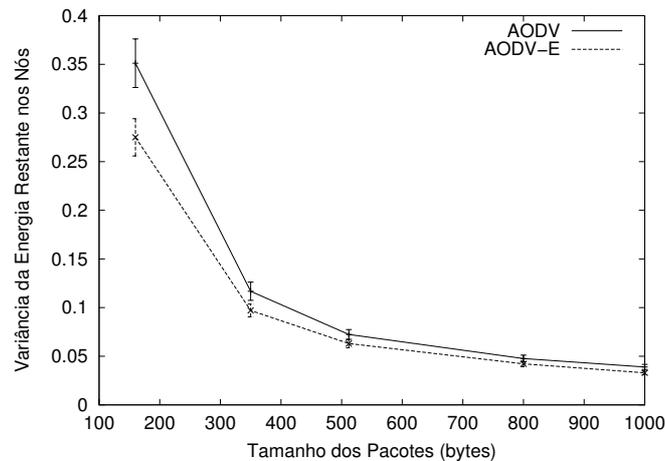


Figura 4.5: Variância da energia dos nós ao final da simulação.

no estabelecimento das conexões. A taxa e o número de fontes simultâneas continuaram fixos. No entanto, as conexões são estabelecidas de forma independente entre quaisquer dois nós, e as durações das conexões são uniformemente distribuídas entre 5 e 15 segundos.

Nestas simulações, as métricas empregadas para análise foram, além da parcela de pacotes entregues, o tempo de vida da rede que é dado pelo tempo passado até que o primeiro nó na rede esgote sua energia. O tempo de vida indica por quanto tempo a rede opera plenamente. O número de pacotes recebidos mostra o número total de pacotes entregues durante o tempo de vida da rede que evidenciam os efeitos da parte fixa do custo de energia por pacote, e o total de dados transmitidos, que mostra quantos bits cada protocolo conseguiu enviar efetivamente.

A Figura 4.6 confirma, devido aos intervalos de confiança, o desempenho equivalente dos dois protocolos, e a alta taxa de entrega alcançada, dado o cenário de baixa mobilidade e baixa carga na rede.

Pode-se perceber pela Figura 4.7 que o mecanismo adotado no AODV-E melhora consideravelmente o tempo de vida da rede. Esta diferença é percentualmente maior para pacotes menores, onde o ganho na variância da energia restante nos nós, medida nas simulações anteriores, é maior. O tempo de vida da rede utilizando o mecanismo é 19% maior para pacotes de 160 bytes e 13% para pacotes de 1000 bytes.

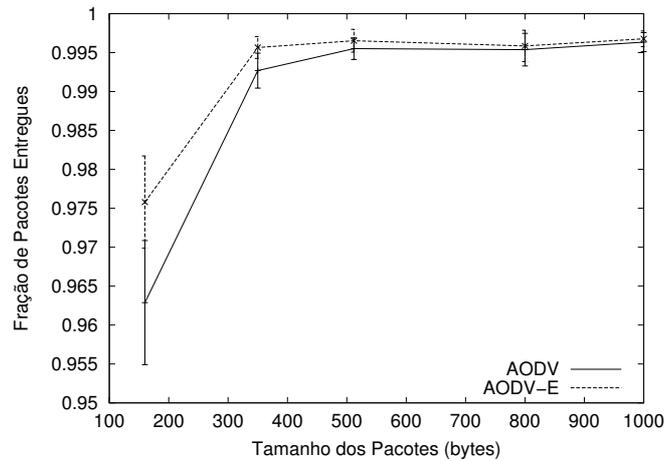


Figura 4.6: Fração de pacotes entregues durante o tempo de vida da rede.

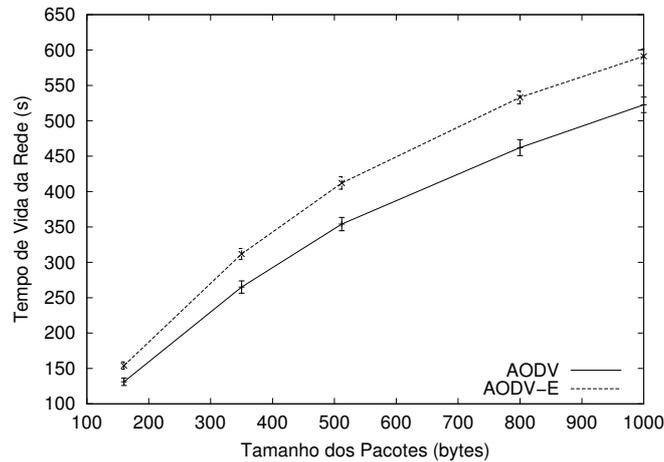


Figura 4.7: Tempo de vida da rede.

A Figura 4.8 mostra que o ganho em termos de números de pacotes do protocolo AODV-E é compatível com o ganho de tempo de vida da rede. No entanto, ao observar-se o comportamento de cada curva isoladamente, pode-se concluir que o número de pacotes não é simplesmente inversamente proporcional ao tamanho do pacote, já que ao aumentar o tamanho do pacote em mais de cinco vezes o número de pacotes recebidos foi cerca de 40% menor. Isto é um indício de que o número de pacotes enviados é fortemente influenciado pelo custo fixo por pacote.

Finalmente, a Figura 4.9 apresenta o total de dados transmitidos com sucesso. Naturalmente, esta curva tem o mesmo formato da curva de tempo de vida da rede, já que cada segundo de vida representa, aproximadamente, 128 kbits. Fica claro por este resultado

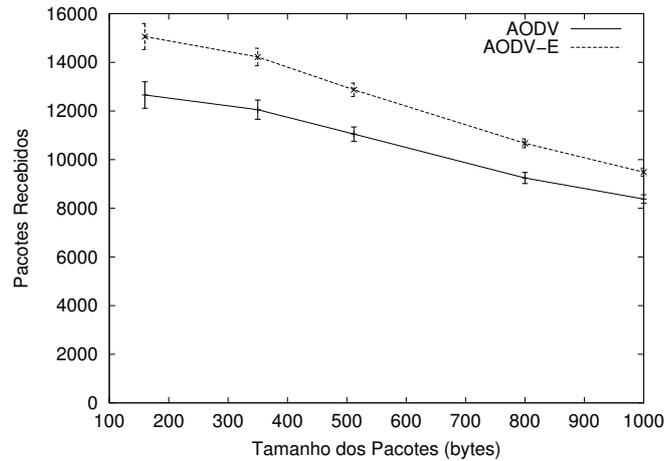


Figura 4.8: Pacotes entregues durante o tempo de vida da rede.

que o uso de pacotes pequenos permite a transmissão de muito menos dados que o uso de pacotes maiores, sendo, portanto, menos eficiente. O uso do mecanismo proposto no AODV-E permitiu um ganho proporcionalmente maior quando utilizados pacotes menores. O ganho absoluto para pacotes de 160 bytes ficou em torno de 3 Mbits (20%) e para pacotes de 1000 bytes em torno de 8 Mbits (13%) com a energia inicial de 5 J.

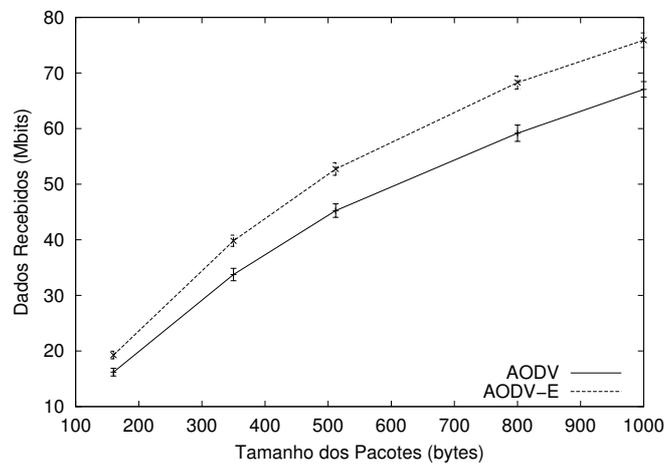


Figura 4.9: Total de bits entregues durante o tempo de vida da rede.

Estes resultados foram obtidos sob condições ideais de consumo de energia, onde o consumo de interfaces ociosas é nulo. No entanto, à medida que a tecnologia avance, espera-se que este cenário se aproxime mais da realidade dos equipamentos, com a diminuição do consumo de energia em modo ocioso.

O indício da importância do custo fixo por pacote foi a motivação para uma análise

mais detalhada. Esta é possível através da utilização de um modelo de consumo por estados, que permite, entre outras coisas, variar a potência consumida num dado estado, de modo a analisar os efeitos resultantes desta mudança. Os Capítulos 5 e 6 apresentam análises detalhadas do consumo de energia dos nós ad hoc e das técnicas de conservação de energia nestas redes.

Capítulo 5

Análise do Consumo dos Nós

NESTE capítulo, são apresentadas análises do consumo de energia dos nós ad hoc desenvolvidas através de uma metodologia proposta neste trabalho. Estes resultados servirão como base para a análise das técnicas de conservação de energia. A análise do consumo dos nós ad hoc utiliza o modelo de consumo de energia por estados mostrado na Seção 3.2 e foi dividida em duas partes: a primeira referente ao consumo de nós em comunicação direta e a segunda referente a nós participando de cadeias de encaminhamento de pacotes. O cenário de comunicação direta entre dois nós possibilita uma capacidade de transmissão máxima, já que não há contenção. O cenário onde são utilizadas cadeias de encaminhamento permite analisar os efeitos do ambiente ad hoc com múltiplos saltos no encaminhamento de dados.

Todas as análises realizadas neste capítulo assumem o uso de interfaces IEEE 802.11b continuamente ativas ($t_d = 0$), operando a 11 Mbps no modo DCF. Estas análises levam em consideração, ainda, a utilização da negociação através de quadros RTS/CTS para eliminação do problema do terminal escondido.

5.1 Comunicação direta

A primeira análise realizada diz respeito a dois nós em comunicação direta. Esta análise é importante pois serve como base para análises mais complexas. A comunicação

através de uma cadeia de encaminhamento, por exemplo, pode ser vista como uma série de comunicações diretas consecutivas.

O cenário considerado é de dois nós separados por uma distância que permita a comunicação direta. O nó emissor transmite dados à maior taxa possível, ou seja, sempre que o meio fica livre ele tenta transmitir um pacote. Desta forma, a taxa máxima de utilização da rede pode ser alcançada. Nesta condição, t_{Tx} , t_{Rx} e t_{oc} são as frações do tempo da transmissão de um quadro que os nós passam nos estados Tx, Rx e ocioso, respectivamente. Desprezando-se os atrasos de propagação, as parcelas que compõem o tempo de transmissão de um quadro podem ser vistas na Figura 5.1.

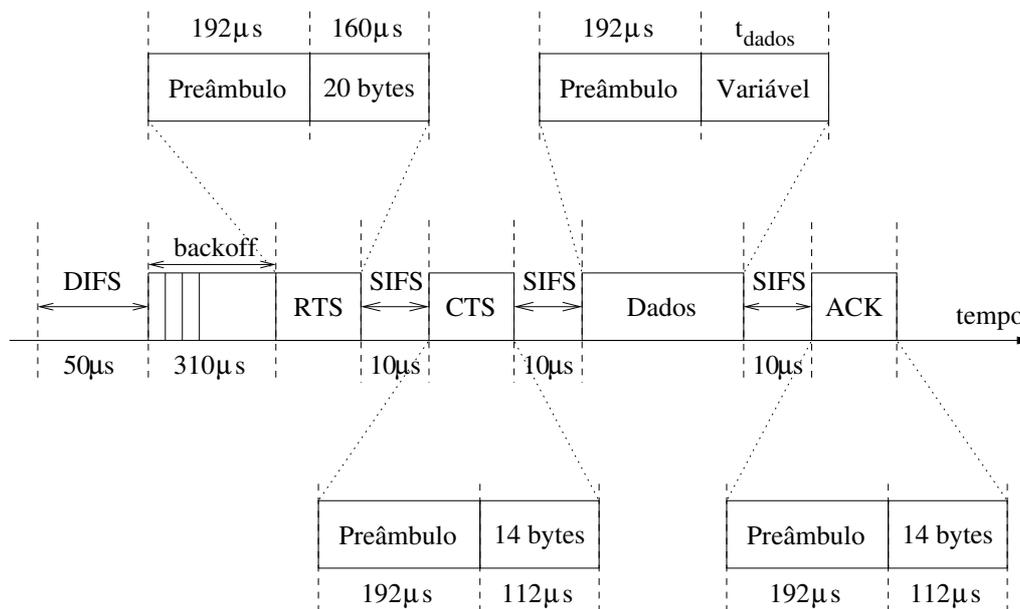


Figura 5.1: Composição do tempo de transmissão de um quadro completo.

O tempo de *backoff* neste cenário pode ser calculado considerando-se sempre a utilização de uma janela de contenção igual a CW_{min} , ou seja 31 *slots* (Seção 2.2). O *backoff* será, então, uniformemente distribuído entre 0 e 31 *slots* de tempo, cuja duração é de 20 μ s cada. A média do *backoff* será de 15.5 *slots* de tempo, resultando num tempo médio de 310 μ s por quadro. Como mostrado na Seção 2.2, SIFS = 10 μ s e DIFS = 50 μ s. Além disso, antes de cada quadro MAC deve ser enviado um preâmbulo da camada física, que pode ser longo, de 192 μ s, ou curto, de 96 μ s [22]. Como discutido na Seção 2.1, o preâmbulo curto não é compatível com dispositivos mais antigos e, portanto, será considerada

a utilização do preâmbulo longo nos cálculos deste capítulo, o que resulta numa duração do preâmbulo $t_{pr} = 192 \mu s$. Os quadros de controle RTS, CTS e ACK são transmitidos na maior taxa básica possível, neste caso, será considerada 1 Mbps. Assim a transmissão do RTS, com 20 bytes, leva 160 μs , enquanto que a transmissão dos 14 bytes que compõem o CTS e o ACK leva 112 μs . O tempo de transmissão do quadro de dados é igual ao tempo de transmissão a 11 Mbps dos 34 bytes de sobrecarga da Camada MAC mais os bytes que compõem o pacote de dados. É importante ressaltar que o tamanho do pacote deve contar quaisquer cabeçalhos de camadas superiores que venham a ser utilizadas. O cabeçalho IP, por exemplo, possui 20 bytes.

Com isto, o tempo de transmissão de um quadro de dados pode ser calculado da seguinte forma:

$$T_{quadro} = t_{backoff} + 4 \times t_{pr} + 3 \times SIFS + DIFS + t_{RTS} + t_{CTS} + t_{dados} + t_{ACK}.$$

Assim, o tempo de transmissão de um quadro completo é igual a:

$$T_{quadro} = 1542 + t_{dados} (\mu s). \quad (5.1)$$

A Tabela 5.1 mostra os tempos t_{dados} e os tempos de transmissão de um quadro completo para diferentes tamanhos de pacote utilizados pelo usuário. Estes tempos foram calculados já considerando a sobrecarga dos 34 bytes da camada MAC e de um cabeçalho de 20 bytes (tamanho do cabeçalho IP) adicionado pela camada de rede.

Tabela 5.1: Valores de t_{dados} para diferentes tamanhos de pacote.

Tamanho do Pacote	$t_{dados} (\mu s)$	Tempo do Quadro (μs)
160	156	1698
512	412	1954
1000	747	2309
1500	1130	2672
2000	1494	3036

A partir destes diferentes t_{dados} e tempos de quadros pode-se calcular t_{Tx} , t_{Rx} e t_{oc} para nós nos diferentes papéis discutidos no Capítulo 3, ou seja, Emissor, Receptor,

$ouvinte_e$, $ouvinte_r$ e $ouvinte_{er}$. Deve ser feita uma ressalva no tocante aos nós ouvintes que recebem tráfego originado pelo emissor. Como estes nós não estão realmente interessados no conteúdo do quadro de dados, mas apenas nas informações fornecidas pelos quadros RTS e CTS, eles podem economizar energia durante a transmissão do quadro de dados. A redução do consumo pode ser significativa, especialmente para interfaces enviando dados a taxas mais baixas. Os resultados de Feeney e Nilsson [15] mostram que a potência consumida neste período pode ser menor que P_{oc} para interfaces trabalhando a 2 Mbps. No entanto, para as interfaces operando a 11 Mbps que são consideradas nesta análise, esta economia não se mostra tão expressiva. Este comportamento pode ser justificado através das parcelas dependentes do tamanho do pacote de dados no modelo de consumo de energia descrito na Seção 3.1, pois o coeficiente que determina o consumo dependente do tamanho do pacote dos nós ouvintes é apenas 8.5% menor que o coeficiente relacionado ao nó Receptor. Por este motivo, será considerado que os ouvintes se alternam sempre entre os estados Rx e ocioso. Com isto, a Figura 5.2 mostra, ao longo do tempo, os estados das interfaces de nós envolvidos numa comunicação direta.

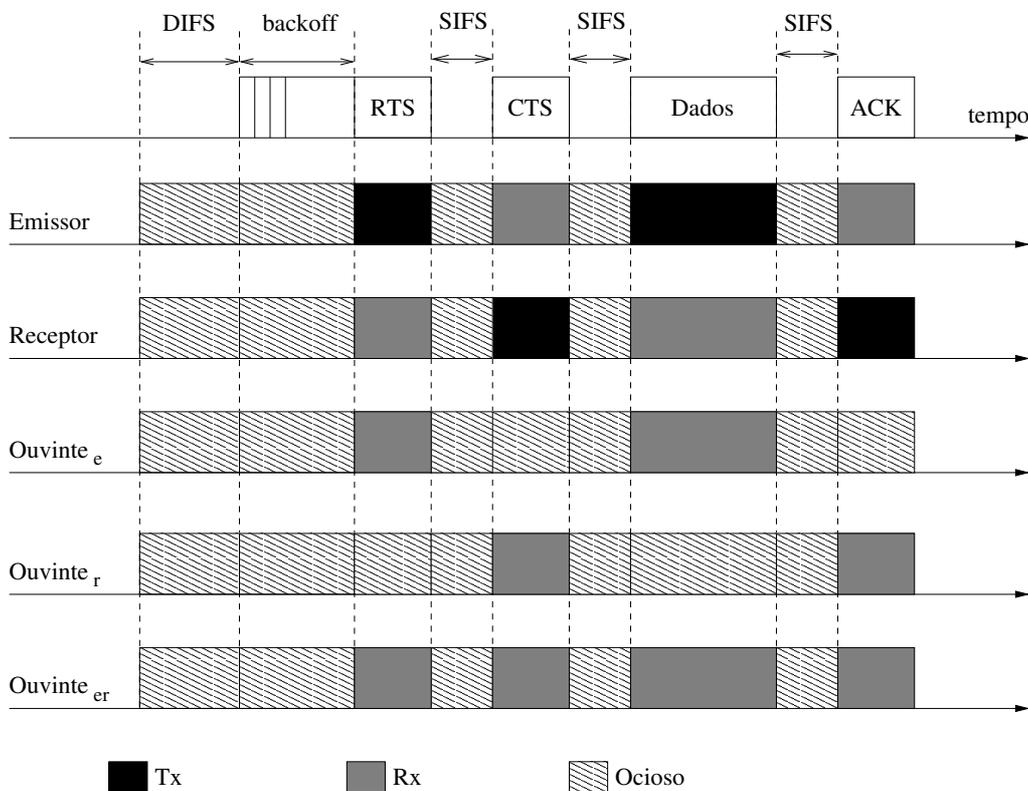


Figura 5.2: Estados das interfaces dos nós.

Como pode ser visto na Figura 5.2, devido ao seu papel passivo na comunicação, as interfaces de nós ouvintes em momento algum passam para o estado Tx. Quanto aos nós Emissor e Receptor, o primeiro permanece no estado Tx nos períodos relativos aos quadros RTS e de dados, enquanto que o último permanece no estado Tx nos períodos relativos aos quadros CTS e ACK. A Tabela 5.2 mostra os valores calculados de t_{Tx} , t_{Rx} e t_{oc} para os nós Emissor e Receptor em função do tamanho do pacote do usuário.

Tabela 5.2: Parcela de tempo que os nós passam em cada estado.

Tamanho do Pacote (bytes)	Emissor			Receptor		
	t_{oc}	t_{Tx}	t_{Rx}	t_{oc}	t_{Tx}	t_{Rx}
160	0.230	0.412	0.358	0.230	0.358	0.412
512	0.200	0.489	0.311	0.200	0.311	0.489
1000	0.170	0.564	0.266	0.170	0.266	0.564
1500	0.146	0.626	0.228	0.146	0.228	0.626
2000	0.129	0.671	0.200	0.129	0.200	0.671

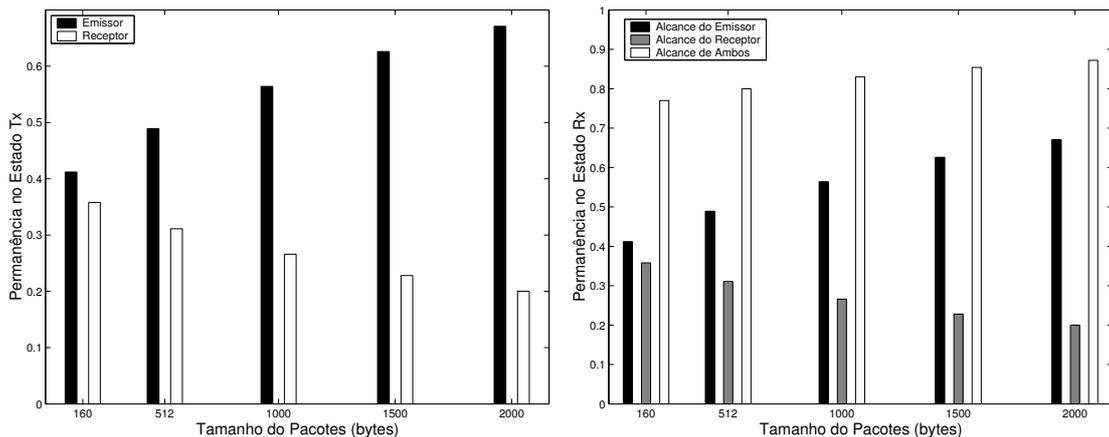
A Tabela 5.3 mostra os valores calculados de t_{Rx} e t_{oc} para os nós ouvintes em função do tamanho do pacote do usuário.

Tabela 5.3: Parcela de tempo que os ouvintes passam em cada estado.

Tamanho do Pacote (bytes)	<i>ouvinte_{er}</i>		<i>ouvinte_e</i>		<i>ouvinte_r</i>	
	t_{oc}	t_{Rx}	t_{oc}	t_{Rx}	t_{oc}	t_{Rx}
160	0.230	0.770	0.588	0.412	0.642	0.358
512	0.200	0.800	0.511	0.489	0.689	0.311
1000	0.170	0.830	0.436	0.564	0.734	0.266
1500	0.146	0.854	0.374	0.626	0.772	0.227
2000	0.128	0.872	0.329	0.671	0.800	0.200

Para facilitar a análise dos dados das Tabelas 5.2 e 5.3, a Figura 5.3 mostra a parcela de tempo que os nós nos diferentes papéis apresentados passam no estado de maior consumo

que podem entrar, o estado Tx para os nós Emissor e Receptor e o Estado Rx para os nós ouvintes. A Figura 5.3(a) mostra a parcela do tempo que os nós Emissor e Receptor passam no estado Tx, enquanto que a Figura 5.3(b) mostra a parcela do tempo que os nós ouvintes passam no estado Rx.



(a) Permanência dos nós no estado Tx.

(b) Permanência dos ouvintes no estado Rx.

Figura 5.3: Permanência dos nós nos estados.

Analisando a Figura 5.3(a), pode-se perceber que à medida que o tamanho do pacote de dados aumenta, a parcela de tempo que o nó Emissor passa no estado Tx aumenta. O nó Receptor apresenta o comportamento contrário, ou seja, passa relativamente menos tempo no estado Tx à medida que o tamanho do pacote aumenta. Isto ocorre porque o tempo total que o nó Emissor passa no estado Tx durante a transmissão completa de um quadro é dependente do tamanho do quadro de dados, enquanto que o nó Receptor passa um tempo fixo no estado Tx, independentemente do tamanho do quadro de dados. Deve-se ressaltar, ainda, que há uma tendência, conforme o tamanho do pacote diminui, de que o nó Receptor passe uma parcela maior do tempo no estado Tx que o Emissor. Isto ocorrerá quando o tempo de transmissão do quadro de dados somado ao tempo de transmissão do quadro RTS for menor que a soma dos tempos de transmissão dos quadros CTS e ACK. Considerando os tempos mostrados na Figura 5.1, se o quadro de dados tiver 88 *bytes*, a permanência destes dois nós no estado Tx será igual. Considerando as sobrecargas discutidas anteriormente, 34 *bytes* na camada MAC e 20 *bytes* na camada de rede, isto significa que esta parcela de tempo se iguala quando o pacote utilizado for de

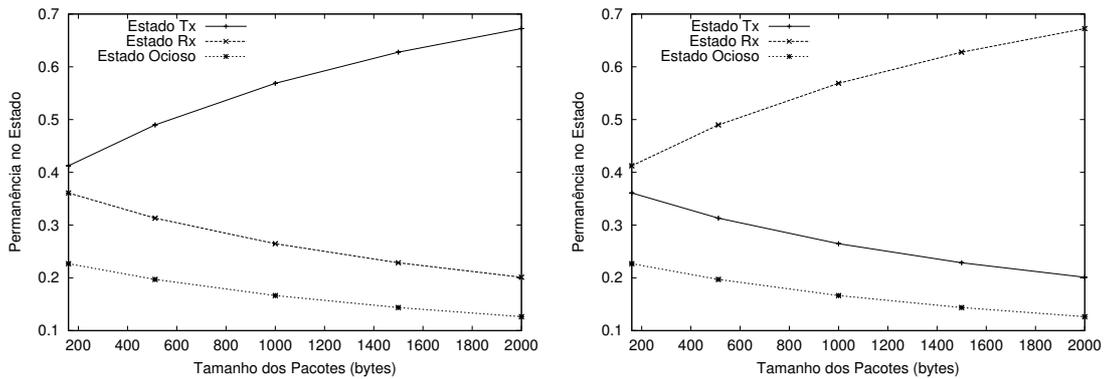
24 bytes. Ou seja, para pacotes menores que 24 bytes o Receptor consome mais energia que o Emissor. É importante destacar que o nó Receptor é assim chamado, pois recebe os dados, mas este nó transmite quadros CTS e ACK conforme mostra a Figura 5.2.

A Figura 5.3(b) mostra que tanto o $ouvinte_e$ quanto o $ouvinte_{er}$ passam uma parcela maior de tempo no estado Rx à medida que o tamanho do pacote utilizado aumenta. Já o $ouvinte_r$ tem o comportamento contrário, passando menos tempo no estado Rx à medida que o tamanho do pacote utilizado aumenta. Isto pode ser explicado com base no comportamento dos nós Emissor e Receptor (Figura 5.3(a)), elementos ativos da comunicação. Como o $ouvinte_e$ escuta apenas o tráfego originado pelo Emissor e o $ouvinte_r$ escuta apenas o tráfego originado pelo Receptor, a parcela do tempo que estes ouvintes passam no estado Rx é exatamente a mesma que os nós Emissor e Receptor passam no estado Tx. Já o $ouvinte_{er}$ só não permanece no estado Rx quando nem o Emissor nem o Receptor estão transmitindo. Assim, sua parcela de tempo no estado Rx reflete a soma das parcelas em que o Emissor e o Receptor passam no estado Tx.

Com base nos valores das Tabelas 5.2 e 5.3 podem ser obtidos diferentes valores de P_m , segundo a Equação 3.2. Estes valores de P_m são obtidos em função do papel desempenhado pelo nó e do tamanho do pacote utilizado na comunicação.

5.1.1 Simulações

Para validar os cálculos sobre o tempo de permanência dos nós em cada estado, foram realizadas simulações no simulador *ns-2* [25]. Os cenários são compostos por dois nós distantes 200m um do outro, permitindo comunicação direta com o alcance de 250m do rádio. Os nós eram equipados com interfaces IEEE 802.11 operando a 11Mbps. O nó emissor tenta enviar dados a 11Mbps de modo a que sempre haja um pacote a ser transmitido quando o meio estiver livre. As simulações realizadas tiveram duração de 300s, e foi medido o tempo em que os nós ficaram em cada estado de operação. Foram calculados intervalos de confiança de 99% em relação à média das medidas, ficando estes intervalos menores que 0.5% desta média. A Figura 5.4 mostra os resultados obtidos para os nós Emissor e Receptor.



(a) Permanência do Emissor nos três estados.

(b) Permanência do Receptor nos três estados.

Figura 5.4: Permanência dos nós ativos nos estados.

Como se pode observar na Figura 5.4, os resultados simulados são bem próximos dos calculados (Tabela 5.2). Além disto, pode-se confirmar que a permanência dos nós Emissor e Receptor nos estados Rx e Tx apresentam comportamentos invertidos. Com o Emissor passando mais tempo no estado Tx à medida que o tamanho do pacote aumenta (Figura 5.4(a)) e o Receptor passando mais tempo no estado Rx à medida que o tamanho do pacote aumenta (Figura 5.4(b)).

5.2 Cadeia de encaminhamento

Numa rede ad hoc, para um nó se comunicar com outros nós fora de seu alcance de transmissão é necessária a formação de uma cadeia de encaminhamento por parte dos nós intermediários. Os nós fonte e destino se ligam às extremidades desta cadeia. Como os pacotes são enviados salto-a-salto, a transmissão de um pacote através dessas cadeias pode ser vista como uma série de comunicações diretas feitas sequencialmente. Neste tipo de encaminhamento, os pacotes enviados consecutivamente competem entre si pelo meio, aumentando a contenção. Li *et al.* [32] mostram que a utilização ideal de uma cadeia de encaminhamento ad hoc é de $\frac{1}{4}$ da utilização máxima a um salto. Para isto, consideram um modelo de propagação no qual se um pacote pode ser corretamente recebido até uma distância r (raio de alcance), esta transmissão seria capaz de causar

interferência em comunicações cujos receptores estejam distantes até aproximadamente $2r$ (raio de interferência). Considerando a participação de um nó no interior de uma cadeia de encaminhamento ideal, este nó passaria $\frac{1}{4}$ do tempo no papel de emissor e $\frac{1}{4}$ do tempo no papel de receptor mostrados na Tabela 5.2. No $\frac{1}{2}$ do tempo restante, ele seria ouvinte da comunicação ao redor dele na cadeia. Assim, ele passaria $\frac{1}{4}$ do tempo como ouvinte da comunicação do nó anterior a ele na cadeia e $\frac{1}{4}$ do tempo como ouvinte da comunicação do nó que está imediatamente após ele na cadeia. Para determinar qual o tipo de ouvinte (Tabela 5.3) este nó pode ser considerado no restante do tempo, é necessário analisar os efeitos do raio de interferência. Se for considerado que o nível de sinal na região com distância d tal que $r < d < 2r$ é suficiente para interferir numa conexão, mas não para mudar sozinho o estado do nó ouvinte de ocioso para Rx, este nó será $\frac{1}{4}$ do tempo um *ouvinte_r* e $\frac{1}{4}$ do tempo um *ouvinte_e* pois só será ouvinte do tráfego originado pelos seus vizinhos imediatos. Neste Caso I, sua potência média consumida será

$$P_m = \frac{1}{4} \times P_e + \frac{1}{4} \times P_r + \frac{1}{4} \times P_{or} + \frac{1}{4} \times P_{oe}, \quad (5.2)$$

onde P_e , P_r , P_{or} e P_{oe} são as potências médias consumidas por nós dos tipos emissor, receptor, *ouvinte_r* e *ouvinte_e*, respectivamente.

O Caso II considera que na distância d mencionada anteriormente, o sinal de interferência é capaz de levar o nó ouvinte ao estado Rx de modo a tentar receber alguma informação (este é o modelo utilizado no simulador *ns-2*). Neste caso, sua potência média pode ser aproximada por

$$P_m = \frac{1}{4} \times P_e + \frac{1}{4} \times P_r + \frac{1}{2} \times P_{oer}, \quad (5.3)$$

onde P_{oer} é a potência média consumida por um nó *ouvinte_{er}*. Nestas condições o nó passa a ser ouvinte tanto do tráfego “originado” por seus vizinhos imediatos quanto do tráfego “recebido” por seus vizinhos imediatos.

Os tempos de permanência em cada estado para os nós participantes de uma cadeia em ambos os casos considerados podem ser vistos na Tabela 5.4.

Como pode ser visto na Tabela 5.4, o efeito da utilização de uma ou outra aproximação ocorre apenas nas parcelas de tempo que o nó permanece nos estados Rx e ocioso. A parcela de tempo no estado Tx, que apresenta o maior consumo, permanece inalterada.

Tabela 5.4: Parcela de tempo que os nós de uma cadeia passam em cada estado.

Tamanho do Pacote (<i>bytes</i>)	Caso I			Caso II		
	t_{oc}	t_{Tx}	t_{Rx}	t_{oc}	t_{Tx}	t_{Rx}
160	0.42	0.19	0.39	0.23	0.19	0.58
512	0.40	0.20	0.40	0.20	0.20	0.60
1000	0.38	0.21	0.41	0.17	0.21	0.62
1500	0.36	0.22	0.42	0.14	0.22	0.64
2000	0.35	0.22	0.43	0.13	0.22	0.65

No restante deste trabalho sempre que for analisado um nó participante de uma cadeia de encaminhamento, será considerado o Caso II, mesmo modelo utilizado no simulador *ns-2*.

5.3 Potências médias e capacidade de transmissão

Com base nos valores das Tabelas 3.2, 5.2, 5.3 e 5.4, e nas Equações 3.2, 3.3 e 5.3, podem-se obter as potências médias consumidas, e os tempos de vida resultantes, por nós em diferentes situações, em função de P_{oc} . A Figura 5.5 mostra a potência média consumida por nós em comunicação direta e participando de cadeias.

Como pode ser visto na Figura 5.5, os consumos médios de Emissores e Receptores são próximos quando pacotes de 160 *bytes* são utilizados. Isto ocorre porque a soma dos tempos de transmissão do quadro de dados (t_{dados}) e do RTS (t_{RTS}) é muito próxima da soma dos tempos de transmissão dos quadros CTS (t_{CTS}) e ACK (t_{ACK}). À medida que o tamanho do pacote aumenta, a diferença entre os consumos de Emissores e Receptores aumenta bastante, devido ao aumento do tempo de transmissão do quadro de dados (t_{dados}).

Com base nos resultados aqui obtidos, deve-se destacar, ainda, que o consumo dos nós participantes de cadeias é menos sensível ao aumento do tamanho do pacote. Isto porque estes nós participam ativamente da comunicação apenas metade do tempo. Por

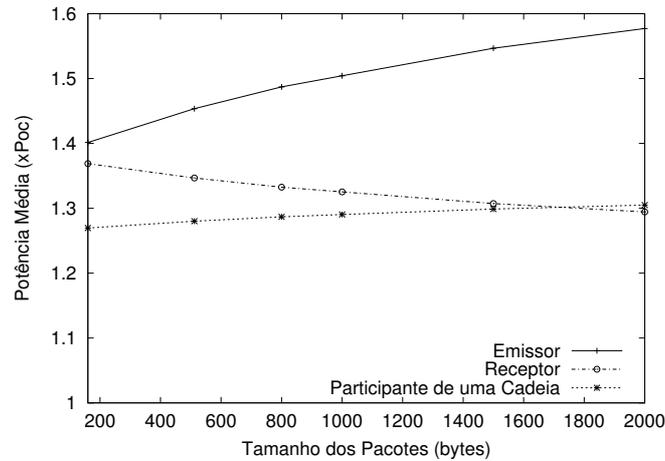


Figura 5.5: Consumo de nós em função de P_{oc} .

fim, vale destacar que nós em comunicação direta possuem um tempo de vida menor que nós participando de uma cadeia de encaminhamento, pois suas potências médias são maiores. Para uma dada energia inicial, nós participando de uma cadeia de encaminhamento possuem tempos de vida entre 0.77 e $0.79 T_{ativo}$ (Equação 3.4), enquanto que emissores em comunicação direta apresentam tempos de vida entre 0.63 e $0.71 T_{ativo}$. No entanto, isto não significa que a utilização de cadeias de encaminhamento, ou de pacotes menores, seja mais eficiente, pois a taxa de utilização máxima de uma cadeia é de $\frac{1}{4}$ da taxa alcançável em comunicação direta (Seção 5.2) e a utilização de pacotes menores reduz a taxa de envio de dados. Com base nos tempos totais de transmissão de quadros mostrados na Tabela 5.1, pode-se calcular o número máximo de quadros por segundo numa comunicação direta e, conseqüentemente, a taxa máxima de transmissão de dados em comunicação direta. A Tabela 5.5 mostra a taxa máxima de envio de dados para diferentes tamanhos de pacote.

Com base nos valores da Tabela 5.5 e nas potências médias de nós emissores e participantes de cadeias de encaminhamento, pode-se calcular o volume de informação que pode ser transmitida para uma dada energia inicial. A Figura 5.6 mostra o total de dados transmitidos para uma mesma energia inicial, normalizando $T_{ativo} = 1$ segundo, para emissores em comunicação direta e nós participantes de cadeias de encaminhamento.

Apesar do tempo de vida de nós participando de cadeias de encaminhamento ser maior

Tabela 5.5: Taxa máxima de envio de dados para nós em comunicação direta.

Tamanho do Pacote (<i>bytes</i>)	Número de Quadros por seg.	Taxa Máxima de Envio (Mbps)
160	589	0.75
512	512	2.1
1000	434	3.47
1500	374	4.49
2000	329	5.26

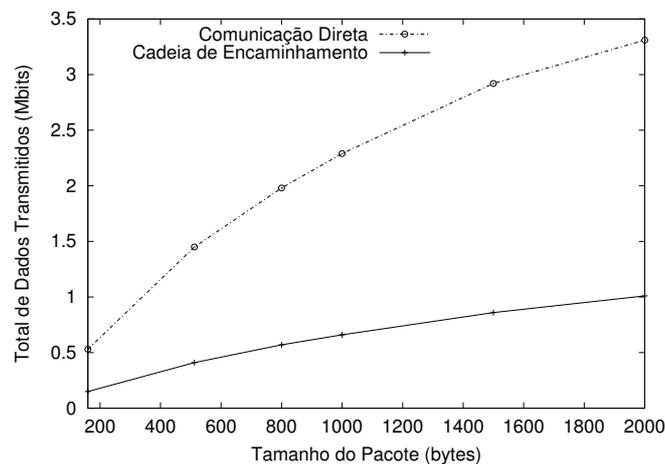


Figura 5.6: Total normalizado de dados transmitidos.

que o tempo de vida de nós em comunicação direta, a comunicação direta permite a transmissão de, pelo menos, 3.3 vezes mais dados que a comunicação através de uma cadeia para a mesma energia inicial, devido à capacidade reduzida apresentada pela cadeia de encaminhamento. Além disso, pode-se perceber que a utilização de pacotes pequenos permite a transmissão de poucos dados em comparação com a quantidade de dados que pode ser transmitida quando utiliza-se um tamanho maior de pacote.

A Figura 5.7 mostra o consumo médio dos nós ouvintes. Com a análise desta figura, pode-se perceber que o consumo destes nós acompanha o comportamento da parcela de tempo que os nós passam no estado Rx (Figura 5.3(b)), mas as variações nos consumos destes nós são menos significativas que as variações nos consumos do Emissor e do Re-

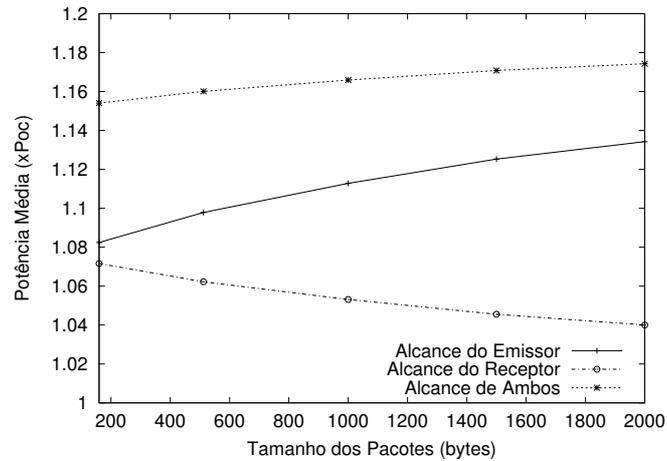


Figura 5.7: Consumo dos nós ouvintes em função de P_{oc} .

ceptor.

Além disso, pode-se notar que o consumo de um nó do tipo *ouvinte_{er}* fica entre 1.15 e 1.17 P_{oc} , aproximadamente. Este consumo possibilitaria um tempo de vida entre 0.85 e 0.87 T_{ativo} para uma dada energia inicial. Isso significa que um nó pode ter seu tempo de vida reduzido em até 15% simplesmente estando próximo a comunicações entre outros nós.

Com base nas análises de consumo dos nós em comunicação direta e participando de cadeias de encaminhamento, desenvolvidas neste trabalho, o Capítulo 6 analisa três técnicas de conservação de energia para redes ad hoc.

Capítulo 6

Técnicas de Conservação de Energia

NESTE capítulo, são analisadas as técnicas de conservação de energia para redes ad hoc. Para isto, são propostas metodologias específicas para cada técnica e utilizados como base os resultados desenvolvidos no Capítulo 5. Estas técnicas podem ser divididas em três categorias.

O primeiro tipo usa a energia restante nos nós como métrica de roteamento. Diferentes métricas [2] e mecanismos de roteamento [4, 6] podem ser definidos de modo a buscar rotas compostas por nós com mais energia e, desta forma, proteger do esgotamento os nós com pouca energia. No entanto, esta técnica pode aumentar o consumo total de energia para entregar um pacote, já que a proteção de um nó com pouca energia restante pode resultar numa rota com mais saltos. O protocolo AODV-E, apresentado no Capítulo 4, se encaixa nesta categoria.

Uma segunda abordagem é o controle da potência utilizada na transmissão de dados [10, 16]. O emprego desta técnica busca reduzir a potência de transmissão ao menor nível capaz de entregar o pacote com sucesso. A hipótese que apóia esta idéia é que, devido à grande atenuação dos sinais de RF, uma pequena diferença de distância entre o emissor e o receptor equivale a uma diferença na potência de transmissão significativa e, portanto, controlar a potência de transmissão pode resultar numa grande economia de energia. Porém, em alguns casos o uso desta técnica implica o aumento do número de saltos de uma comunicação.

A terceira técnica é a transição para o estado de mais baixo consumo, ou estado de dormência [11, 12]. Com isto, os nós só precisariam sair deste estado de baixo consumo para transmitir ou receber pacotes. Contudo, a tarefa de sincronizar os nós de modo a que o emissor e o receptor estejam ativos no mesmo instante, viabilizando a transmissão de um pacote, não é simples [17]. Desta forma, esta técnica tende a aumentar a latência na rede.

A seguir, cada tipo de técnica é analisada mais detalhadamente. As análises das técnicas são feitas isoladamente, assumindo que nenhuma outra técnica de conservação de energia é utilizada simultaneamente. O modelo de propagação utilizado é o mesmo modelo utilizado na análise das cadeias de encaminhamento para o Caso II (Seção 5.2) que considera que nós a uma distância d do emissor tal que $r < d < 2r$, ou seja, nós fora do alcance da transmissão mas dentro do raio de interferência da transmissão, recebem o sinal com uma potência suficiente para iniciar uma tentativa de recepção e, portanto, consomem energia tentando receber o quadro.

6.1 Roteamento com energia como métrica

O principal objetivo desta técnica é resguardar nós com menos energia, utilizando, quando possível, nós com mais energia restante na construção das rotas. Este procedimento tende a distribuir a energia consumida com o roteamento pela rede. A condição ideal de utilização desta técnica é quando o consumo na comunicação de dados, ou seja, relativo exclusivamente à transmissão e recepção de quadros, é maior que o consumo não-relacionado com a comunicação de dados [33], pois, desta forma, a parcela mais significativa do consumo pode ser controlada por esta técnica.

Obviamente, como o emissor e o receptor de uma comunicação não podem ser mudados, estes nós não se beneficiam desta técnica. Os nós que se beneficiam desta técnica são aqueles que participam das cadeias de encaminhamento da rede.

A análise realizada se aplica para casos em que o tráfego é balanceado igualmente por n caminhos disjuntos, assim, cada nó destes caminhos participa da cadeia de enca-

minhamento $\frac{1}{n}$ do tempo. No entanto, esta análise pode ser generalizada para situações em que o tráfego não é balanceado igualmente. Assim, cada cadeia de encaminhamento é utilizada durante uma fração arbitrária do tempo. A análise deste caso mais geral deve ser feita individualmente para cada cadeia e, neste caso, a fração $\frac{1}{n}$ deixa de ter relação direta com o número de caminhos utilizados, representando a fração do tempo que um nó específico participa da cadeia de encaminhamento ativa. Para encontrar o ganho limite desta técnica, são necessárias duas informações: o consumo do nó quando continuamente encaminhando pacotes, e o consumo do nó que nunca participa do encaminhamento de pacotes. O limite do ganho alcançável por esta técnica depende desta diferença. Seguindo a análise proposta no Capítulo 5, a potência média consumida pelo nó após o balanceamento do consumo ($P_{m_{bal}}$) pode ser obtida por

$$P_{m_{bal}} = \frac{P_{ce}}{n} + \frac{(n-1)P_{\overline{ce}}}{n}, \quad (6.1)$$

onde P_{ce} é a potência consumida pelos nós que compõem a cadeia de encaminhamento ativa e $P_{\overline{ce}}$ é a potência consumida pelo nó quando este não está na cadeia de encaminhamento ativa e, portanto, não participa no roteamento dos pacotes. Esta fórmula traduz, simplesmente, a participação do nó na cadeia $\frac{1}{n}$ do tempo.

O consumo de nós que participam continuamente do encaminhamento de pacotes, P_{ce} , pode ser visto na Figura 5.5, na Seção 5.3. Quanto ao consumo do nó quando este não participa de cadeias de encaminhamento, $P_{\overline{ce}}$, existem dois casos extremos, o de menor e o de maior consumo. O primeiro caso, correspondente ao de menor consumo, ocorre quando os nós não participam da cadeia de encaminhamento ativa e não ouvem nenhum tráfego na rede. Os nós estão no estado ocioso, consumindo P_{oc} . Este caso ocorre quando o caminho utilizado no lugar do caminho do qual o nó em questão faz parte é distante o suficiente para que o nó não esteja no raio de interferência da comunicação do caminho alternativo. O segundo caso, correspondente ao de maior consumo, é quando o nó não está encaminhando pacotes, mas escuta constantemente o tráfego da cadeia ativa. O nó fica constantemente na condição de *ouvinte*, consumindo P_{or} (potência consumida por um nó ouvindo tanto a comunicação do emissor quanto a comunicação do receptor). Este caso ocorre quando o nó em questão está perto o bastante do caminho alternativo para ser ouvinte do tráfego nos dois sentidos da cadeia de encaminhamento ativa. Neste caso, os

raios de interferência dos diferentes caminhos são sobrepostos. O consumo dos nós na condição de *ouvinte_{er}* pode ser visto na Figura 5.7, na Seção 5.3.

Com base nestes valores de potência média consumida, pode-se obter o ganho máximo da técnica de roteamento com energia como métrica. A Figura 6.1 mostra o limite ($\frac{1}{n} \rightarrow 0$) para o ganho desta técnica em função do tamanho do pacote utilizado para os dois casos discutidos.

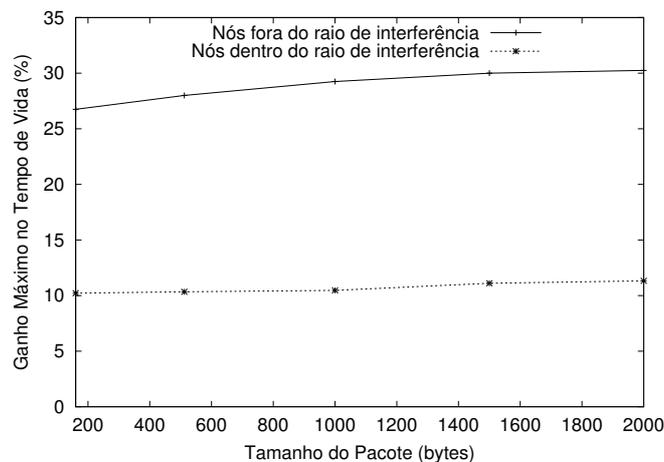


Figura 6.1: Limite do ganho em função do tamanho do pacote.

A partir da análise da Figura 6.1, pode-se observar que o tamanho de pacote utilizado tem pouca influência neste limite, já que ele só depende das relações entre P_{oc} , P_{oer} e P_m . A potência P_{oc} é fixa enquanto que P_{oer} e P_m apresentam variações pequenas com o tamanho do pacote. Pode-se concluir, ainda, que a utilização de caminhos disjuntos pode aumentar o tempo de vida de uma rede em até 11%, enquanto que se os caminhos disjuntos são também “não interferentes” este ganho pode chegar a 30%, para pacotes de 2000 *bytes*. O protocolo AODV-E se enquadra nesta técnica de conservação de energia e está, portanto, sujeito a estes limites de ganho para o tempo de vida dos nós.

Enquanto os valores mostrados na Figura 6.1 são limites com $\frac{1}{n} \rightarrow 0$, a evolução deste ganho em função do número de caminhos (n) com pacotes de 2000 *bytes* que possibilitam maior ganho limite dentre os tamanhos de pacote analisados, para as duas situações, é mostrada na Figura 6.2.

Como pode ser visto na Figura 6.2, com $n = 4$ já é possível alcançar pelo menos

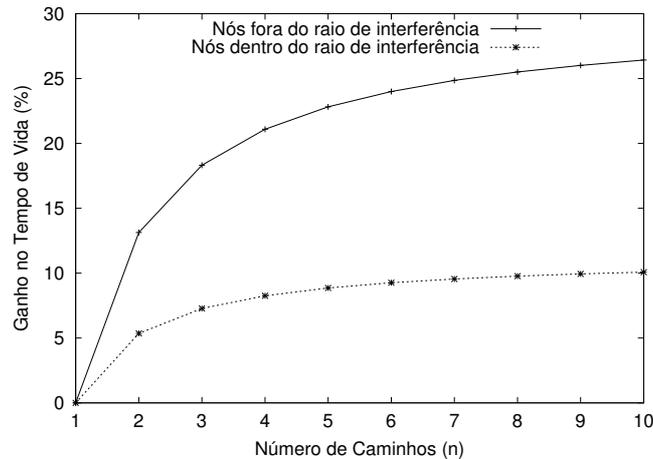


Figura 6.2: Ganho em função de n com pacotes de 2000 *bytes*.

70% do ganho máximo em ambas as situações discutidas. Estes resultados confirmam a eficiência do uso do roteamento com energia como métrica na conservação de energia em redes ad hoc, já que ganhos significativos podem ser obtidos com a utilização de um número pequeno de caminhos alternativos.

6.2 Controle da potência de transmissão

A análise desta técnica será dividida em dois casos: a redução da potência de transmissão resultando na utilização de dois saltos de curto alcance ao invés da comunicação direta, e a redução da potência de transmissão até o menor nível capaz de possibilitar a comunicação direta.

6.2.1 Utilização de múltiplos saltos

Existem certas condições sob as quais o uso de dois saltos com potência de transmissão reduzida é mais vantajoso do que a comunicação direta. Na análise realizada por Min e Chandrakasan [34] a energia consumida na transmissão de dados é modelada pela função:

$$\alpha + \beta d^n, \quad (6.2)$$

onde α é a parcela independente da distância da transmissão, e βd^n é a parcela dependente da distância de comunicação. O coeficiente n representa a atenuação do canal, tipicamente entre 2 e 6 [16].

O argumento de Min e Chandrakasan é que o uso de dois saltos é interessante quando a redução no termo dependente da distância é maior que o custo associado à inclusão de outro salto. Desta forma, esta técnica seria ideal se $\alpha = 0$, o que significa que todo o consumo seria escalável com a distância.

A porção variável do consumo das interfaces sem fio se deve ao amplificador de potência. Neste trabalho será utilizada a hipótese de que toda a diferença entre P_{Tx} , potência consumida no estado Tx, e P_{Rx} , potência consumida no estado Rx, se deve ao amplificador de potência. Desta forma, o limite inferior de P_{Tx} é P_{Rx} , e, utilizando o modelo de Min e Chandrakasan, todo consumo acima deste valor é escalável com a distância como a parcela βd^n . Assim, para os valores adotados nesta análise (Tabela 3.2) e assumindo $d = r$, o consumo dependente da distância é igual a

$$P_{Tx} - P_{Rx} = 1.8P_{oc} - 1.2P_{oc} = 0.6P_{oc}. \quad (6.3)$$

Além disso, assumindo a ausência de transições para o estado de dormência, a interface consome pelo menos P_{oc} , potência consumida no estado ocioso. Assim, o custo fixo associado a uma comunicação pode ser estimado pela diferença entre P_{Rx} e P_{oc} que é igual a

$$P_{Rx} - P_{oc} = 1.2P_{oc} - P_{oc} = 0.2P_{oc}. \quad (6.4)$$

Definindo T_{Tx} e T_{Rx} como os tempos totais que o emissor passa respectivamente nos estados Tx e Rx no processo de transmissão de um pacote, as parcelas α e βd^n para $d = r$ nos casos do emissor, receptor e *ouvinte_{er}* são mostrados na Tabela 6.1.

Sob estas condições e desconsiderando os nós ouvintes, o custo por pacote em comunicação direta é igual a

$$2(T_{Tx} + T_{Rx})0.2P_{oc} + (T_{Tx} + T_{Rx})0.6P_{oc} = (T_{Tx} + T_{Rx})P_{oc}, \quad (6.5)$$

enquanto que o custo da comunicação em dois saltos equivalentes, com $d = \frac{r}{2}$, é igual a

$$4(T_{Tx} + T_{Rx})0.2P_{oc} + 2\beta\left(\frac{r}{2}\right)^n = (T_{Tx} + T_{Rx})0.8P_{oc} + 2\beta\left(\frac{r}{2}\right)^n, \quad (6.6)$$

Tabela 6.1: Custo associado à transmissão de um pacote para diferentes nós.

Nó	α	βd^n
Emissor	$(T_{Tx} + T_{Rx}) 0.2P_{oc}$	$T_{Tx} \times 0.6P_{oc}$
Destino	$(T_{Tx} + T_{Rx}) 0.2P_{oc}$	$T_{Rx} \times 0.6P_{oc}$
ouvinte _{er}	$(T_{Tx} + T_{Rx}) 0.2P_{oc}$	0

onde $\beta(\frac{r}{2})^n$ é o custo de comunicação dependente da distância para um salto com distância $d = \frac{r}{2}$. Assim, o uso de dois saltos é vantajoso se

$$\begin{aligned}
 2\beta\left(\frac{r}{2}\right)^n &< (T_{Tx} + T_{Rx})P_{oc} - (T_{Tx} + T_{Rx})0.8P_{oc} \\
 \beta\left(\frac{r}{2}\right)^n &< (T_{Tx} + T_{Rx})0.1P_{oc}.
 \end{aligned} \tag{6.7}$$

Como pode-se ver a partir da Tabela 6.1, a parcela do consumo variável com a distância, βd^n , para a distância máxima em que o pacote pode ser corretamente recebido, r , é

$$\beta r^n = (T_{Tx} + T_{Rx})0.6P_{oc}. \tag{6.8}$$

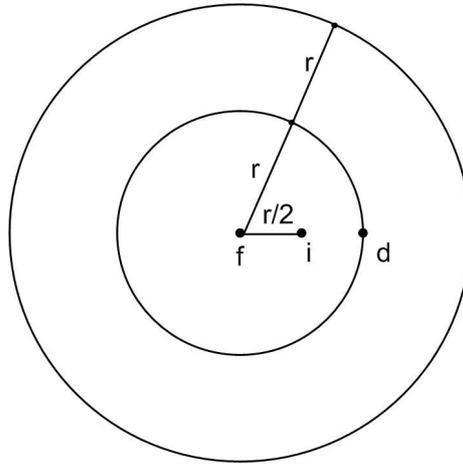
Substituindo βd^n na Equação 6.7 segundo a Equação 6.8, temos

$$\begin{aligned}
 \frac{(T_{Tx} + T_{Rx})0.6P_{oc}}{2^n} &< (T_{Tx} + T_{Rx})0.1P_{oc} \\
 \frac{0.6}{2^n} &< 0.1 \\
 6 &< 2^n \\
 \log_2 6 &< n \\
 2.58 &< n.
 \end{aligned} \tag{6.9}$$

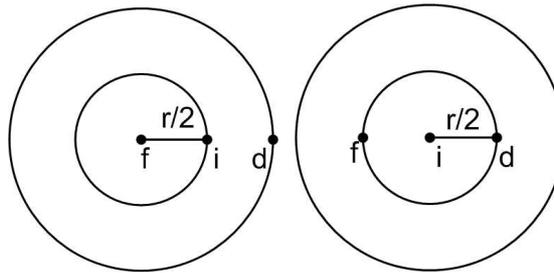
Isto indica que para canais com coeficiente de atenuação, n , maior que 2.58 o uso de dois saltos é vantajoso.

Contudo, os nós ouvintes podem aumentar significativamente o consumo de energia devido à transmissão de um pacote. A análise sobre o uso de dois saltos pode ser estendida considerando que para haver a possibilidade do uso de dois saltos deve-se ter uma situação semelhante à mostrada na Figura 6.3, onde um nó fonte, f , quer se comunicar com um nó destino, d , a uma distância r de f e existe um terceiro nó, i , a uma distância $\frac{r}{2}$ de f ,

que pode ser usado como nó intermediário. Considerando apenas a presença destes três



(a) Comunicação direta



(b) Primeiro salto

(c) Segundo salto

Figura 6.3: Raios de comunicação e de interferência para comunicação direta e através de dois saltos.

nós e o modelo de propagação onde o raio de interferência é igual a duas vezes o raio de transmissão, o uso de dois saltos não é vantajoso, pois os nós no raio de interferência são ouvintes da comunicação. Na comunicação direta, f teria que usar um raio de transmissão igual a r e isto resulta num raio de interferência de $2r$ (Figura 6.3(a)). Assim, o nó d recebe o pacote e i é ouvinte da comunicação. Usando dois saltos, f usa um raio de transmissão $\frac{r}{2}$ para transmitir para i . O raio de transmissão $\frac{r}{2}$ implica um raio de interferência r , tornando d um ouvinte desta transmissão (Figura 6.3(b)). O nó i pode, então, transmitir o pacote para d . Nesta segunda transmissão, f será um nó ouvinte (Figura 6.3(c)). Considerando os nós ouvintes, o custo de comunicação direta de um pacote é

$$3(T_{Tx} + T_{Rx})0.2P_{oc} + (T_{Tx} + T_{Rx})0.6P_{oc} = (T_{Tx} + T_{Rx})1.2P_{oc}, \quad (6.10)$$

enquanto que o custo de dois saltos com $d = \frac{r}{2}$ é

$$6(T_{Tx} + T_{Rx})0.2P_{oc} + 2\beta\left(\frac{r}{2}\right)^n = (T_{Tx} + T_{Rx})1.2P_{oc} + 2\beta\left(\frac{r}{2}\right)^n. \quad (6.11)$$

Analisando as Equações 6.10 e 6.11, pode-se notar que a diferença entre as duas é a parcela $\beta\left(\frac{r}{2}\right)^n$. Esta parcela só assume valores positivos, o que significa que, considerando apenas estes três nós, a comunicação em dois saltos mostrada na Figura 6.3 sempre consome mais que a comunicação direta, *independentemente* do coeficiente de atenuação. No entanto, a comunicação em dois saltos com raio de transmissão $\frac{r}{2}$ cobre uma área quatro vezes menor que a área coberta pela comunicação direta com raio r . Assumindo uma distribuição uniforme de nós ouvintes, cada transmissão no cenário de dois saltos terá $\frac{1}{4}$ dos ouvintes de uma comunicação direta. Considerando as duas transmissões do cenário de dois saltos, o número total de ouvintes neste cenário será metade do número de ouvintes do cenário de comunicação direta. Com isto, à medida que a densidade de nós ouvintes (N) por alcance de comunicação (dado por uma área de πr^2 unidades quadradas) aumenta, a razão entre a energia total consumida com o envio de um pacote de f para d no cenário de dois saltos e a energia total consumida no cenário de comunicação direta se aproxima de 0.5. Esta razão entre o consumo total de energia com o envio de um pacote no cenário com dois saltos e o consumo total no cenário com comunicação direta é definida como o consumo relativo de dois saltos. A Figura 6.4 mostra o consumo relativo de dois saltos à medida que varia a densidade de nós ouvintes para diferentes coeficientes de atenuação, n .

Como pode ser visto na Figura 6.4, quando não há nenhum nó ouvinte próximo aos três nós envolvidos na comunicação, o consumo com dois saltos tende para o consumo da comunicação direta à medida que n aumenta, e a comunicação através de dois saltos pode resultar em economia significativa de energia mesmo para uma baixa densidade de nós ouvintes. Mesmo para $n = 2$, o consumo relativo de dois saltos é próximo de 0.7 para uma densidade de quatro nós ouvintes por alcance de comunicação.

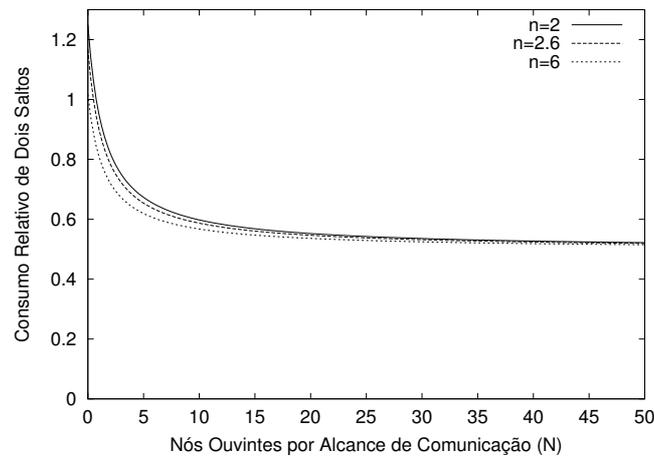


Figura 6.4: Razão entre o consumo nos cenários de dois saltos e comunicação direta.

6.2.2 Comunicação direta

Considerando apenas a possibilidade do uso de comunicação direta, a redução da potência consumida no estado Tx, P_{Tx} , para o menor valor possível é especialmente atrativa, já que reduz o consumo do nó emissor e do nó receptor e, ao diminuir o alcance da transmissão, diminui o número de ouvintes da comunicação. Como já foi discutido anteriormente, o receptor consome energia transmitindo quadros CTS e ACK enquanto que os nós ouvintes consomem energia recebendo quadros que não são endereçados para eles. A Figura 6.5 mostra os limites dos ganhos em tempo de vida para o emissor e o receptor para diferentes tamanhos de pacote com $P_{Tx} \rightarrow P_{Rx}$ (e a distância entre emissor e receptor tendendo a zero).

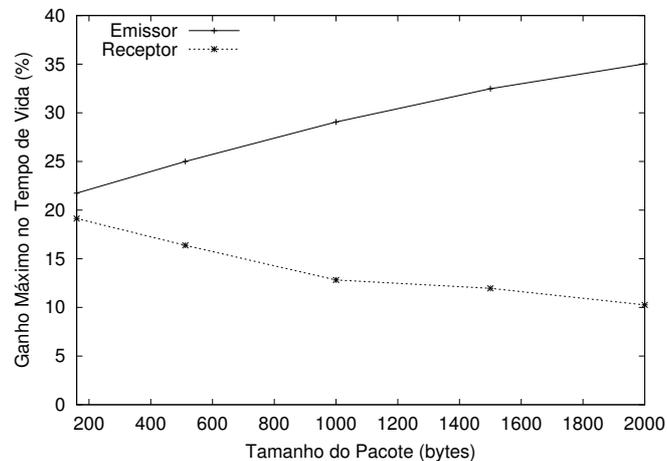


Figura 6.5: Limite do ganho em tempo de vida com o controle da potência de transmissão.

Neste caso, ao contrário do que ocorre com o roteamento com energia como métrica, existe uma diferença significativa entre os ganhos em tempo de vida alcançáveis utilizando diferentes tamanhos de pacote. Para os tamanhos de pacote considerados nesta análise, os ganhos alcançáveis pelo Emissor variam entre 22 e 35%, enquanto que os ganhos para o Receptor estão entre 19 e 10%. Esta diferença no comportamento dos ganhos alcançáveis pelo Emissor e pelo Receptor ocorre porque à medida que o tamanho do pacote aumenta, a fração do tempo que o emissor fica no estado Tx aumenta, enquanto que a fração do tempo em que o receptor permanece neste estado diminui. É importante destacar que as curvas mostram uma tendência de cruzamento para tamanhos de pacotes pequenos. Isto ocorre porque, como discutido no Capítulo 5, quando são utilizados pacotes menores que 24 *bytes*, o que resulta num quadro de dados de 88 *bytes*, o Receptor passa mais tempo no estado Tx que o Emissor, já que a soma dos tempos de transmissão dos quadros CTS e ACK é maior que a soma do tempo de transmissão dos quadros RTS e dados. Desta forma, mesmo o Receptor pode obter ganhos significativos com esta técnica. Estes ganhos podem ser até mesmo maiores que os obtidos pelo emissor quando são utilizados pacotes muito pequenos, já que, nesta situação, o Receptor passa mais tempo no estado Tx que o Emissor.

6.3 Transição para o estado de dormência

A diferença significativa entre os consumos no estado ocioso e no estado de dormência torna a transição para o estado de dormência uma técnica eficaz para conservar energia em redes ad hoc. Porém, devido à natureza distribuída destas redes, o uso desta técnica apresenta certas limitações. A ausência de uma infra-estrutura centralizada implica que um nó no estado de dormência necessitará que seus vizinhos armazenem os pacotes endereçados a ele. Esta possibilidade do nó estar no estado de dormência quando um pacote estiver esperando para lhe ser enviado tende a aumentar a latência na rede. Além disso, a transição entre estados possui um custo de consumo de energia associado cuja influência aumenta se as transições forem frequentes. Assim, as condições ideais para esta técnica seriam obtidas se os nós estivessem perfeitamente sincronizados de modo a sair do estado ocioso apenas para transmitir e receber pacotes e se o custo associado à transição entre

estados fosse insignificante.

6.3.1 Modo de economia de energia

A norma IEEE 802.11 [21] define um modo de economia de energia para redes ad hoc baseado na transição para o estado de dormência. Os nós no modo de economia de energia periodicamente acordam para anunciar a transmissão de pacotes e receber anúncios de transmissões endereçadas a eles. Estes períodos são chamados de *Ad Hoc Traffic Indication Message windows (janela ATIM)*. Para que este esquema funcione, todos os nós devem estar sincronizados para que suas janelas ATIM comecem ao mesmo tempo. Os nós são sincronizados pela transmissão de *beacons* a intervalos regulares chamados intervalos de sinalização. Embora este esquema, como definido na norma, não seja adequado a redes de múltiplos saltos, a partir deste esquema podem ser definidos outros mais apropriados às redes de múltiplos saltos [17]. Assim, são analisados os efeitos da alternância dos nós entre períodos de atividade e de dormência sobre o consumo de energia.

Se a janela ATIM for suficientemente grande em comparação com o tempo necessário para transmitir o *beacon*, pode-se ignorar a transmissão deste quadro no consumo total de energia necessário à manutenção da topologia. O custo da manutenção da topologia pode então ser estimado pela razão entre a janela ATIM e o *beacon interval*, já que esta razão indica a fração de tempo que os nós ficam acordados. Análises do modo de economia de energia do IEEE 802.11 [35] indicam que uma vazão ótima é alcançada com um intervalo de sinalização de aproximadamente 95 ms e a razão entre janela ATIM e o intervalo de sinalização de $\frac{1}{4}$. Isto resulta numa janela ATIM de aproximadamente 24 ms. Os resultados desta análise demonstram, ainda, que à medida que o intervalo de sinalização aumenta, a chance de que os nós possuam algo a transmitir a cada intervalo aumenta, fazendo com que os nós fiquem mais tempo acordados, já que devem permanecer acordados durante todo o intervalo quando forem enviar ou receber algum pacote. A razão entre a janela ATIM e o intervalo de sinalização é importante já que a janela deve ser grande o bastante para permitir o anúncio do tráfego, mas não deve permitir anúncio de mais tráfego do que pode ser transmitido no intervalo de sinalização em questão.

Uma possível solução para manter a capacidade da rede e reduzir atrasos é a utilização de nós *coordenadores* [12] formando um *backbone* virtual. Nesta abordagem de Chen *et al.* os nós que não são coordenadores entram num modo de economia de energia baseado no padrão IEEE 802.11. Este modo de economia de energia modificado possui o mesmo custo de manutenção que o modo de economia de energia original do IEEE 802.11. Para evitar que algum nó permaneça muito tempo ativo, os nós se revezam como coordenadores. Chen *et al.* definem o número ideal de coordenadores como o número necessário para construir uma grade hexagonal na rede, com um coordenador em cada vértice dos hexágonos. Cada aresta dos hexágonos ideais é de tamanho r , e cada coordenador é responsável por metade da área de um hexágono, ou uma área de $0.4135\pi r^2$ unidades quadradas. Além disso, os nós no modo de economia de energia utilizam um intervalo de sinalização de 300 ms e janelas ATIM de 20 ms. Estes valores resultam numa razão entre a janela ATIM e o *beacon interval* de 0.067.

De modo a permitir a análise dos ganhos do modo de economia de energia definido pelo IEEE 802.11 e o efeito do uso de coordenadores, a Figura 6.6 mostra o tempo de vida (normalizando $T_{ativo} = 1$) de redes ociosas à medida que a densidade de nós por alcance de comunicação, dado por uma área de πr^2 unidades quadradas, aumenta. Estes resultados desconsideram o custo de transições entre estados, e assumem que as janelas ATIM são grandes o suficiente para tornar o custo do *beacon* desprezível. É admitida, ainda, uma divisão justa da tarefa de coordenador. São considerados cinco casos: redes sem modo de economia de energia, redes utilizando o modo de economia de energia do IEEE 802.11 com razões entre a janela ATIM e o intervalo de sinalização de 0.067 e 0.25, e redes com coordenadores formando uma grade hexagonal e o restante dos nós utilizando o modo de economia de energia do IEEE 802.11 com razões entre a janela ATIM e o intervalo de sinalização de 0.067 e 0.25.

Como a Figura 6.6 mostra, à medida que a razão entre a janela ATIM e o intervalo de sinalização aumenta, o tempo de vida da rede ociosa diminui. Analisando os resultados para as redes com a grade de coordenadores, pode-se observar que para redes com baixa densidade, seu custo de manutenção é igual ao custo de redes sem modo de economia de energia já que, nestas densidades, todos os nós serão coordenadores. Com o aumento da densidade, o tempo que cada nó precisa passar como coordenador diminui fazendo

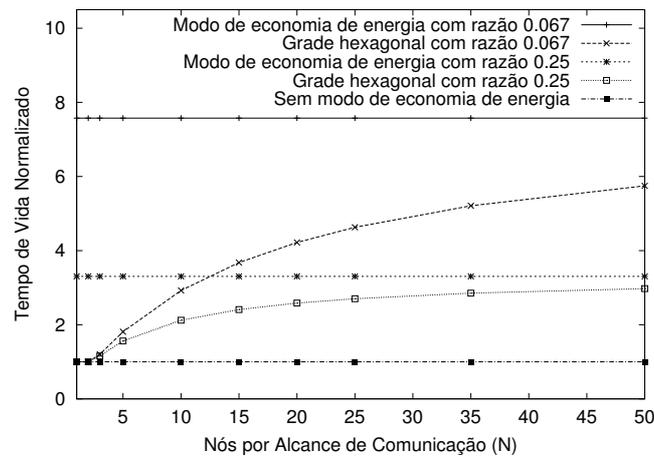


Figura 6.6: Limite no tempo de vida de redes ociosas.

com que o tempo de vida da rede tenda a ser o de uma rede com todos os nós no modo de economia de energia. Para uma densidade de 20 nós por alcance de transmissão, mais de 50% do ganho máximo com o uso do modo de economia de energia pode ser alcançado. Como o uso de coordenadores tem o potencial de reduzir a latência, existe um compromisso entre a presença dos coordenadores e a razão entre a janela ATIM e o intervalo de sinalização.

Deve-se destacar que a análise dos esquemas de conservação de energia para redes ociosas é importante porque representa o limite para o qual o tempo de vida dos nós tende à medida que a carga na rede diminui.

6.3.2 Técnica baseada no protocolo PAMAS

O protocolo PAMAS [11] (*Power Aware Multi-Access protocol with Signalling*) tem o objetivo de reduzir o consumo de energia sem aumentar a latência. No protocolo PAMAS, os nós apenas entram no estado de dormência nos períodos em que de qualquer forma não poderiam transmitir nem receber dados. Este é o caso quando um nó está sendo ouvinte da comunicação entre outros dois nós. Esta abordagem reduz o período passado pelo nó no estado ocioso e reduz o custo associado à escuta de pacotes direcionados a outros nós. Um canal de sinalização separado é utilizado para decidir quando os nós entram no estado de dormência. Mesmo sem utilizar um canal de sinalização separado, um esquema

baseado no PAMAS pode ser adotado no IEEE 802.11. No padrão IEEE 802.11, quando um nó recebe um quadro RTS ou CTS, o nó atualiza seu NAV (*Network Allocation Vector*) para usar o mecanismo de escuta virtual do mesmo. Na prática, um nó que escuta uma negociação RTS/CTS não poderá transmitir quadros pelo período especificado no NAV. Como consequência, este nó pode ir para o estado de dormência por este período, sem prejudicar o desempenho da rede.

Como pode ser visto na Figura 6.7, os nós no alcance do emissor, E , (área branca) podem fazer a transição logo após o fim da transmissão do RTS, enquanto que nós no alcance do receptor mas não do Emissor, R , (área cinza escura) só podem fazer a transição após a transmissão do CTS. A união destas duas áreas será chamada de Área de Economia de Energia (Área-EE). Os nós na área de interferência (área cinza claro) tanto do emissor quanto do receptor não fazem a transição para o estado de dormência, já que não podem receber corretamente os quadros RTS ou CTS e, portanto, não sabem a duração da comunicação. Estes nós serão ouvintes da comunicação.

Para calcular a potência média consumida pelos nós que estão na Área-EE, é necessário saber o período que cada nó permanece em cada estado quando a técnica é aplicada e calcular a potência média segundo a Equação 3.2. A Figura 6.8 mostra os estados das interfaces dos nós na Área-EE durante a transmissão de um pacote.

A Figura 6.9 mostra a potência média consumida pelos nós que fazem a transição para o estado de dormência em função do tamanho do pacote utilizado.

Como pode ser visto na Figura 6.9, a transição destes nós para o estado de dormência consegue economizar uma quantidade expressiva de energia, já que a potência média consumida pelos nós que realizam a transição para o estado de dormência é menor que a potência consumida por nós ociosos, P_{oc} , entre 29 e 69%. Quanto maior o tamanho do pacote, maior a economia alcançada, já que o tempo relativo do quadro de dados aumenta. Nós no alcance do Emissor, que fazem a transição após a recepção do quadro RTS, apresentam uma potência média igual a $0.5P_{oc}$ quando utilizados pacotes de 160 *bytes*, chegando a $0.31P_{oc}$ quando utilizados pacotes de 2000 *bytes*. Os nós no alcance apenas do Receptor economizam menos energia, já que suas transições ocorrem após a recepção do quadro CTS. No entanto, a economia alcançada por estes nós ainda é expressiva,

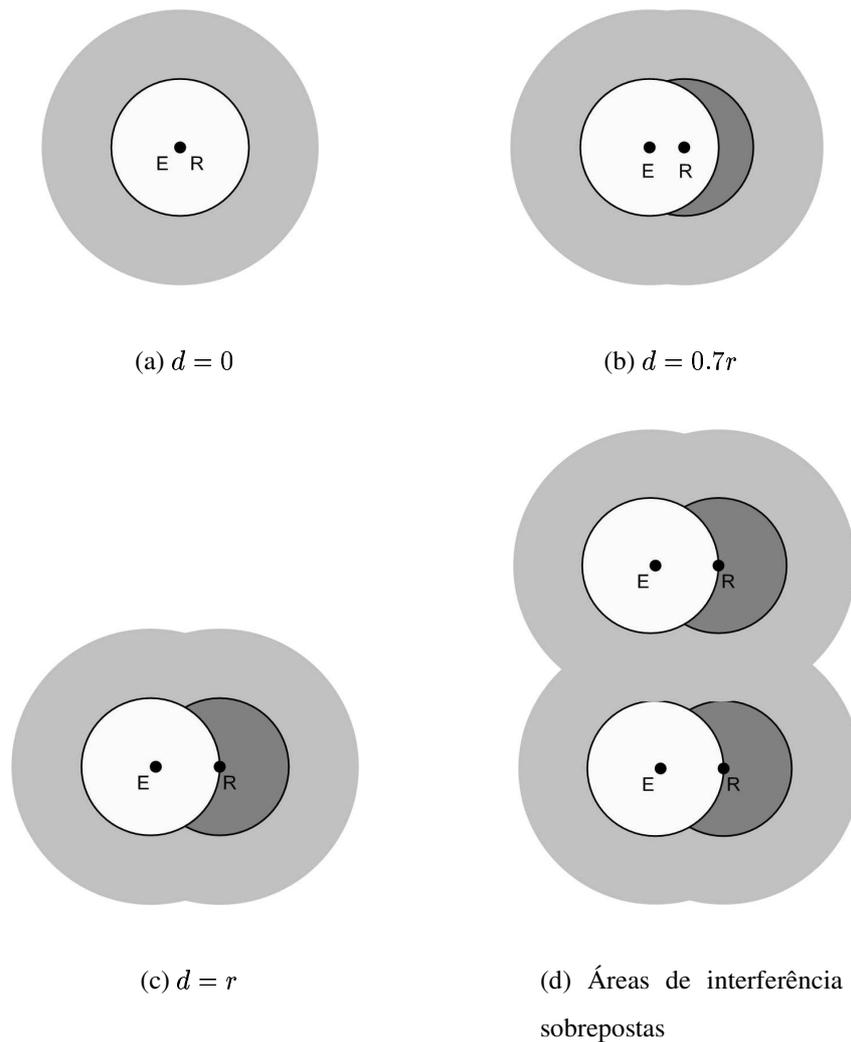


Figura 6.7: Situação dos nós dependendo da distância d .

variando entre 0.71 e $0.43P_{oc}$.

Dependendo da distância, d , entre o emissor e o receptor, a fração de nós em cada uma das situações acima varia. As Figuras 6.7(a) e 6.7(c) mostram as situações limites onde esta distância é 0 e r , respectivamente. Se $d > r$, E e R não estão alcançáveis. A Figura 6.7(b) mostra uma situação intermediária: a distância $0.7r$ é o raio de um círculo com metade da área do círculo original de raio r . A economia de energia aumenta à medida que a razão entre a Área-EE (união da área branca com a área cinza escuro) e a área de interferência (área cinza claro) aumenta. Por este motivo, são consideradas Áreas-EE vizinhas o mais próximas possível, ou seja, Áreas-EE com áreas de interferência sobrepostas (Figura 6.7(d)). Assim, é assumido que cada Área-EE está associada a apenas

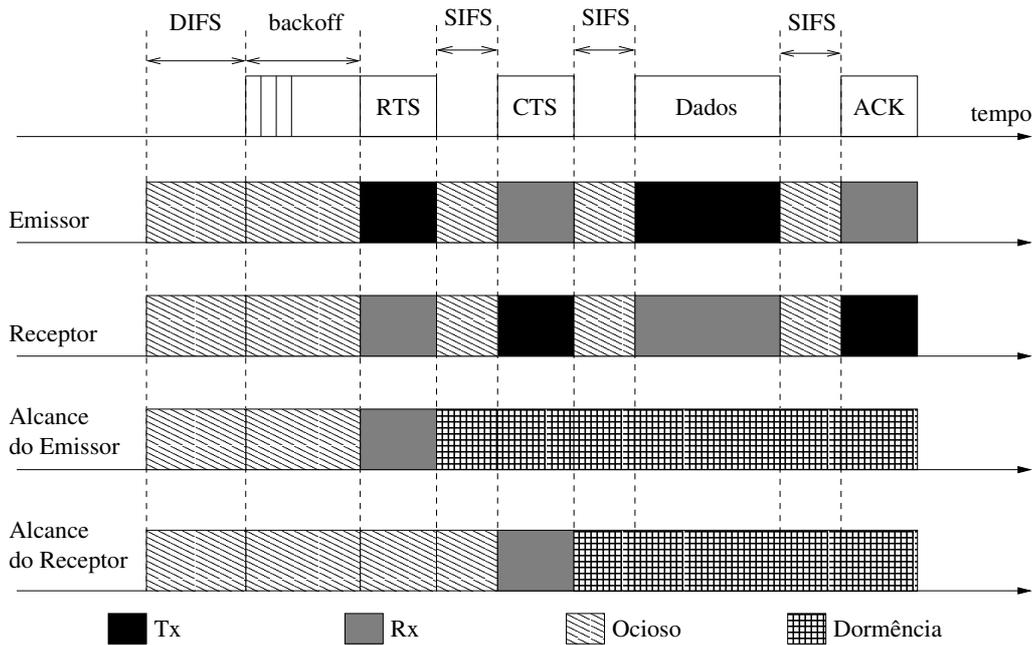


Figura 6.8: Estados das interfaces dos nós da Área-EE.

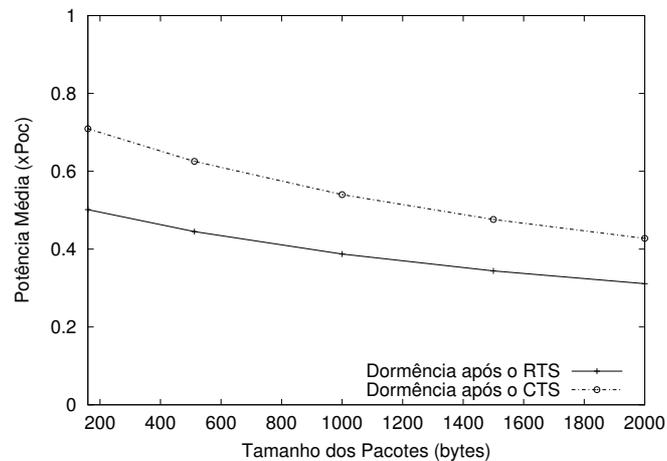


Figura 6.9: Consumo de nós da Área-EE em função do tamanho do pacote.

metade da área de interferência ao seu redor (a outra metade é associada às Áreas-EE vizinhas). Devido a esta sobreposição de raios de interferência, é assumido que os nós na área de interferência, nós ouvintes da comunicação, consomem energia como nós do tipo *ouvinte_{er}*, que é o tipo de nó ouvinte com maior consumo. As potências P_{RTS} e P_{CTS} são as potências médias consumidas pelos nós que fazem transição após o RTS e após o CTS (Figura 6.9), respectivamente, e N é a densidade de nós por alcance de comunica-

ção, dado por uma área de πr^2 unidades quadradas. Considerando a divisão igualitária do canal entre todos os nós e o custo de transições desprezível, a potência média consumida para cada distância, d , mostrada na Figura 6.7 pode ser obtida calculando-se cada uma das áreas envolvidas. Desta forma, cada πr^2 unidades quadradas equivalem a N nós, e a potência média consumida é uma média das potências envolvidas (P_e , P_r , P_{RTS} , P_{CTS} e P_{oer}) ponderada pelas áreas em questão. Deve-se destacar que só há um par Emissor e Receptor por Área-EE e por este motivo o fator multiplicador para P_e e P_r no cálculo da potência média consumida pelos nós é igual a 1. Qualquer que seja a distância entre o Emissor e o Receptor, os nós ouvintes num raio r do Emissor fazem a transição após a recepção do quadro RTS, o que resultaria sempre num fator multiplicativo para P_{RTS} igual a N , que equivale ao número médio de nós na área de πr^2 unidades quadradas coberta pelo RTS. No entanto, o Emissor e o Receptor estão necessariamente nesta área de πr^2 unidades quadradas, o que faz com que o fator multiplicativo de P_{RTS} para o cálculo da potência média seja sempre $(N - 2)$, independentemente de d .

A área coberta somente pelo CTS é o círculo de raio r com centro no Receptor menos a interseção desta área com a área coberta pelo RTS. Por este motivo, a área coberta pelo CTS e, conseqüentemente o fator multiplicativo de P_{CTS} , variam com a distância entre os nós Emissor e Receptor. Se a distância entre o par Emissor e Receptor for igual a 0, toda a área coberta pelo CTS tem interseção com a área coberta pelo RTS, fazendo com que o fator multiplicativo de P_{CTS} para o cálculo da potência média seja, neste caso, igual a 0. Para o caso limite em que a distância entre o par Emissor e Receptor é igual a r , a área coberta apenas pelo CTS, ou seja, descontando-se a interseção com a área coberta pelo RTS, é igual a $0.61\pi r^2$, o que faz com que o fator multiplicativo de P_{CTS} para o cálculo da potência média consumida seja, para $d = r$, igual a $0.61N$. A distância $d = 0.7r$ é um caso intermediário em que este fator multiplicativo é igual a $0.44N$.

A área de interferência de uma comunicação pode ser calculada subtraindo-se da união das áreas de interferência do Emissor e do Receptor (círculos de raio $2r$ centrados no Emissor e no Receptor, respectivamente) a área referente à Área-EE (círculos de raio r centrados no Emissor e no Receptor, respectivamente), como pode ser visto na Figura 6.7. Por fim, a área de interferência associada a uma Área-EE específica é, como discutido anteriormente, metade da área de interferência da comunicação. Desta forma, a área de

interferência associada a cada Área-EE é $1.5\pi r^2$, $1.82\pi r^2$ e $1.83\pi r^2$ unidades quadradas para $d = 0$, $d = 0.7r$ e $d = r$, respectivamente. Estas áreas de interferência associadas à Área-EE resultam em fatores multiplicativos de $1.5N$, $1.82N$ e $1.83N$ para P_{oer} , que representa o consumo dos nós na área de interferência. O denominador da fração que representa a potência média consumida pelos nós é o número total de nós envolvidos, ou seja, a soma da Área-EE com sua área de interferência associada multiplicada pela densidade de nós por alcance de comunicação. Assim, as potências médias consumidas para cada distância, d , mostrada na Figura 6.7 podem ser calculadas como mostrado a seguir.

$$P_{m_{d=0}} = \frac{P_e + P_r + (N - 2)P_{RTS} + 1.5NP_{oer}}{2.5N}, \quad (6.12)$$

$$P_{m_{d=0.7r}} = \frac{P_e + P_r + (N - 2)P_{RTS} + 0.44NP_{CTS} + 1.82NP_{oer}}{3.26N} e \quad (6.13)$$

$$P_{m_{d=r}} = \frac{P_e + P_r + (N - 2)P_{RTS} + 0.61NP_{CTS} + 1.83NP_{oer}}{3.44N}. \quad (6.14)$$

A Figura 6.10 mostra, para cada distância mostrada na Figura 6.7, o limite do ganho alcançável por esta técnica ($N \rightarrow \infty$) em função do tamanho de pacote utilizado. Este ganho limite depende apenas das áreas envolvidas e das potências P_{RTS} , P_{CTS} e P_{oer} , já que à medida que N aumenta a influência do consumo dos nós Emissor e Receptor diminui.

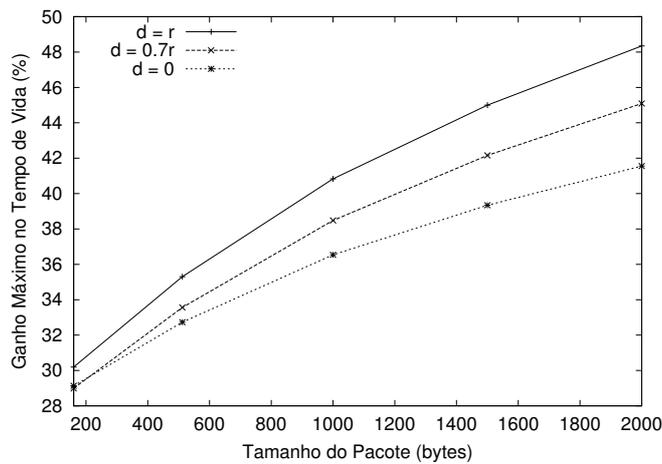


Figura 6.10: Ganho em função do tamanho do pacote.

O ganho máximo pode ser alcançado com a distância limite $d = r$. Além disso, o ganho usando pacotes grandes é 50% maior que o ganho utilizando pacotes pequenos já

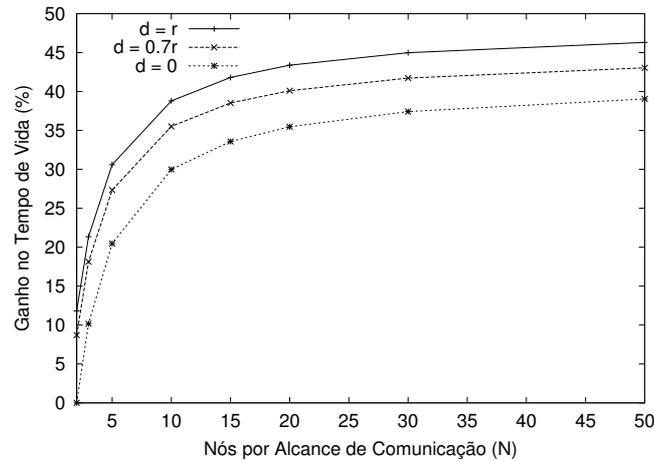


Figura 6.11: Ganho em função da densidade para pacotes de 2000 *bytes*.

que tanto P_{RTS} quanto P_{CTS} diminuem com o aumento do tamanho de pacote utilizado. Deve ser destacado que a existência da área de interferência, onde os nós consomem energia recebendo pacotes com erros e não são capazes de fazer a transição para o estado de dormência, é um fator limitante para os ganhos alcançáveis por esta técnica.

Enquanto que os ganhos mostrados na Figura 6.10 são limites para o caso em que $N \rightarrow \infty$, a Figura 6.11 mostra a variação do ganho alcançável pela técnica em função da densidade de nós na rede quando utilizados pacotes de 2000 *bytes*.

Como pode ser visto na Figura 6.11, o ganho se aproxima rapidamente do ganho máximo, e mais que 70% do ganho limite pode ser alcançado com uma densidade de nós por alcance de comunicação moderada, de 10 nós.

Capítulo 7

Conclusões

AS redes ad hoc são mais flexíveis e robustas. No entanto, estas redes exigem que os nós sejam mais complexos. Esta maior complexidade agrava o problema do suprimento de energia nestas redes, já que uma maior complexidade se reflete num maior consumo de energia. Por este motivo, a conservação de energia é um problema crítico nas redes ad hoc.

Na primeira parte deste trabalho foi proposto e analisado um mecanismo de roteamento para redes ad hoc que utiliza a energia restante dos nós como métrica. Para avaliar o desempenho deste mecanismo através de simulações foi implementado no simulador *ns-2* um modelo de energia mais realista que o atualmente integrado ao simulador, levando em conta a forma de transmissão do pacote e o papel dos nós nesta transmissão. O mecanismo foi então avaliado através da implementação de uma variante do protocolo de roteamento sob demanda AODV, batizado AODV-E. O mecanismo proposto, implementado no AODV-E, melhora significativamente o balanceamento do consumo de energia pelos nós da rede e, conseqüentemente, aumenta o tempo de vida da rede. O AODV-E obteve para pacotes pequenos uma variância aproximadamente 20% menor na energia restante nos nós ao final da simulação que no AODV original. No pior caso, este ganho foi de 12%. Estes resultados se refletem no tempo de vida da rede, que foi entre 19% e 13% maior que o conseguido pelo AODV puro. Um importante resultado desta análise foi a influência do custo fixo por pacote, ou seja, do custo em energia independente do tamanho do pacote, na energia total consumida pelo nó. Nas simulações realizadas, o

aumento no tamanho do pacote utilizado em mais de cinco vezes se refletiu numa redução próxima de 40% no número de pacotes entregues.

Motivado pelos indícios encontrados na análise do AODV-E sobre a importância do custo fixo por pacote na energia total consumida pelos nós, na segunda parte do trabalho foi analisado o consumo de energia dos nós integrantes de uma rede ad hoc IEEE 802.11 levando em consideração as características do método de acesso ao meio e as interações entre os nós, necessárias ao encaminhamento de pacotes. A partir da potência média consumida pelos nós, é possível estimar o tempo de vida dos nós. Como a modelagem por pacotes depende da medida de cada situação específica a ser modelada, nesta parte do trabalho foi adotado um modelo de consumo de energia por estados. Desta forma, a potência média consumida pelos nós foi calculada a partir da parcela de tempo que os nós passam em cada estado de operação.

Os resultados mostram que a utilização de pacotes maiores faz com que as interfaces passem mais tempo no estado Tx, que apresenta o maior consumo. Esta maior permanência no estado Tx leva a um aumento da potência média consumida e, conseqüentemente, a uma redução do tempo de vida do nó. No entanto, a redução percentual do tempo de vida é menor do que o benefício obtido em vazão devido à utilização de pacotes maiores. Desta forma, pode-se concluir que uma maior eficiência em bits por Joule é obtida com a utilização de pacotes maiores. Isto se deve principalmente a dois fatores: a sobrecarga associada à transmissão de um pacote, que inclui a negociação através dos quadros RTS e CTS, e o consumo relativamente alto do estado Ocioso, que faz com que os nós consumam uma quantidade significativa de energia durante os períodos de *backoff* e os intervalos entre quadros. É demonstrado ainda que mesmo os nós que não participem ativamente de uma comunicação podem ter seus tempos de vida significativamente reduzidos pela recepção de quadros destinados a outros nós.

A partir da análise do consumo dos nós foi possível obter os ganhos potenciais de diferentes técnicas de conservação de energia para redes ad hoc. Para isto, foram propostas metodologias de análise específicas para cada técnica analisada. Estes limites teóricos obtidos analiticamente neste trabalho podem ser utilizados como referência na pesquisa de novos esquemas de conservação de energia.

A análise da técnica de roteamento com energia como métrica mostrou que o limite do ganho desta técnica não sofre grande influência do tamanho dos pacotes utilizados. Foi demonstrado, ainda, que a localização dos nós influencia o ganho em tempo de vida que pode ser por eles obtido. Isto ocorre porque se um nó que não estiver participando da cadeia de encaminhamento ativa estiver distante o bastante desta cadeia ativa de modo a não escutar a comunicação, este nó poderá economizar mais energia, pois não consumirá energia inutilmente recebendo pacotes direcionados a outros nós. Neste caso, os ganhos limites encontrados foram entre 26%, para pacotes de 160 *bytes*, e 30%, para pacotes de 2000 *bytes*. No pior caso, quando o nó, mesmo não participando do roteamento de pacotes, escuta constantemente o tráfego na rede, estes ganhos variam entre 10%, para pacotes de 160 *bytes*, e 11%, para pacotes de 2000 *bytes*. Além disso, mostrou-se que o balanceamento de fluxos por múltiplos caminhos é uma técnica interessante já que a utilização de poucos caminhos alternativos já possibilita a obtenção de ganhos relativamente altos.

O controle da potência de transmissão foi analisado considerando-se dois casos: a utilização de dois saltos ao invés da comunicação direta, e a redução da potência de transmissão até o menor nível capaz de possibilitar a comunicação direta. Foi demonstrado que a utilização de dois saltos com metade do alcance máximo de transmissão ($\frac{r}{2}$) ao invés de uma comunicação direta com alcance máximo de transmissão (r) pode reduzir pela metade a energia total consumida com a transmissão de um pacote. Este resultado é independente do tamanho de pacote utilizado, e é fruto da redução do número de ouvintes da comunicação com a redução do raio de cobertura. Assim, a economia obtida é função da densidade de nós ouvintes da rede. Considerando a redução da potência de transmissão sem o aumento do número de saltos, foi demonstrado que o ganho limite sofre grande influência do tamanho do pacote utilizado, já que com o aumento do quadro de dados, o nó emissor tende a passar mais tempo no estado Tx. Por este motivo, o nó Emissor pode obter ganhos maiores à medida que pacotes maiores são utilizados. É importante destacar que o nó Receptor também pode se beneficiar desta técnica devido ao funcionamento do mecanismo de acesso ao meio, pois o nó Receptor precisa enviar quadros CTS e ACK. No entanto, o ganho obtido pelo Receptor diminui à medida que o tamanho do pacote utilizado aumenta. Nesta situação, os ganhos para o Emissor são entre 22 e 35%, enquanto que o Receptor pode obter ganhos entre 19 e 10%.

A análise de mecanismos similares ao modo de economia de energia definido na norma do IEEE 802.11 mostra que o ganho para redes com baixa carga depende diretamente da razão entre o Intervalo de Sinalização e o tempo que o nó passa ativo em cada um destes intervalos.

Um esquema baseado no protocolo PAMAS, que explora a transição para o estado de dormência quando os nós não podem transmitir dados, tem seu desempenho influenciado tanto pelo tamanho de pacote utilizado quanto pela distância entre os nós Emissor e Receptor. O ganho máximo pode ser obtido quando a distância entre estes nós é igual ao alcance máximo da transmissão (r), e são utilizados pacotes grandes. A densidade da rede também é um fator importante nos resultados deste esquema. Para a distância máxima, r , os ganhos obtidos por esta técnica variam entre 30%, quando utilizados pacotes de 160 *bytes*, e 48%, quando utilizados pacotes de 2000 *bytes*.

Alguns trabalhos futuros incluem o refinamento das análises através de modelos mais complexos e precisos de consumo de energia como, por exemplo, a sub-divisão dos estados Tx e Rx em função da taxa de transmissão utilizada pela interface. Outro refinamento possível é a introdução do fator de rendimento do amplificador de potência nas análises sobre o controle da potência de transmissão. Análises importantes poderiam ser realizadas com base na especificação do padrão IEEE 802.11g. Além disso, uma análise detalhada da interação entre as técnicas de conservação de energia pode ser de grande utilidade no desenvolvimento de novos esquemas de conservação de energia.

Com base nas análises propostas neste trabalho, pode-se desenvolver um mecanismo adaptativo que, de acordo com as condições e exigências da rede, utiliza a técnica de conservação de energia, ou a combinação de técnicas, mais adequada a cada situação.

Referências Bibliográficas

- [1] LAHIRI, K., RAGHUNATHAN, A., DEY, S. E PANIGRAHI, D. Battery driven system design: a new frontier in low power design. Em *ASP-DAC/VLSI Design* (janeiro de 2002), pp. 261–267.
- [2] SINGH, S., WOO, M. E RAGHAVENDRA, C. S. Power-aware routing in mobile ad hoc networks. Em *ACM MOBICOM* (outubro de 1998), pp. 181–190.
- [3] LI, Q., ASLAM, J. A. E RUS, D. Online power-aware routing in wireless ad-hoc networks. Em *ACM MOBICOM* (julho de 2001), pp. 97–107.
- [4] YU, W. E LEE, J. DSR-based Energy-aware routing protocols in ad-hoc networks. Em *International Conference on Wireless Networks (ICWN)* (junho de 2002).
- [5] MALTZ, D. A., JOHNSON, D. B., HU., Y. C. E JETCHEVA, J. G. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks. *Trabalho em andamento, draft-ietf-manet-dsr-09.txt* (abril de 2003).
- [6] CHO, W. E KIM, S.-L. A fully distributed routing algorithm for maximizing lifetime of a wireless ad hoc network. Em *IEEE Conference on Mobile and Wireless Communications Networks (MWCN)* (setembro de 2002).
- [7] SRINIVASAN, V., NUGGEHALLI, P., CHIASSERINI, C. E RAO, R. Energy efficiency of ad hoc wireless networks with selfish users. Em *European Wireless Conference* (fevereiro de 2002).
- [8] WAN, P.-J., CALINESCU, G., LI, X. E FRIEDER, O. Minimum-energy broadcast routing in static ad hoc wireless networks. Em *IEEE INFOCOM* (março de 2001), pp. 1162–1171.

- [9] SINGH, N. K., SIMHA, R. E NARAHARI, B. Energy balance in wireless networks using connection segmentation and range control. Em *IEEE WCNC* (março de 2003).
- [10] AGARWAL, S., KRISHNAMURTHY, S. V., KATZ, R. H. E DAO, S. K. Distributed power control in ad-hoc wireless networks. Em *IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)* (outubro de 2001).
- [11] SINGH, S. E RAGHAVENDRA, C. PAMAS: Power aware multi-access protocol with signalling for ad hoc networks. *ACM Computer Communication Review* 28, 3 (julho de 1998), 5–26.
- [12] CHEN, B., JAMIESON, K., BALAKRISHNAN, H. E MORRIS, R. Span: An energy-efficient coordination algorithm for topology maintenance in ad hoc wireless networks. Em *ACM MOBICOM* (julho de 2001).
- [13] XU, Y., HEIDEMANN, J. S. E ESTRIN, D. Geography-informed energy conservation for ad hoc routing. Em *ACM MOBICOM* (julho de 2001), pp. 70–84.
- [14] STEMM, M. E KATZ, R. H. Measuring and reducing energy consumption of network interfaces in hand-held devices. *IEICE Transactions on Communications E80-B*, 8 (agosto de 1997), 1125–1131.
- [15] FEENEY, L. M. E NILSSON, M. Investigating the energy consumption of a wireless network interface in an ad hoc networking environment. Em *IEEE INFOCOM* (março de 2001).
- [16] MONKS, J., EBERT, J.-P., HWU, W.-M. W. E WOLISZ, A. Energy saving and capacity improvement potential of power control in multi-hop wireless networks. *Computer Networks* 3, 41 (fevereiro de 2003), 313–330.
- [17] TSENG, Y.-C., HSU, C.-S. E HSIEH, T.-Y. Power-saving protocols for IEEE 802.11-based multi-hop ad hoc networks. Em *IEEE INFOCOM* (junho de 2002).
- [18] CUNHA, D. O., COSTA, L. H. M. K. E DUARTE, O. C. M. B. Uma análise do consumo de energia em redes ad hoc. Em *V Workshop de Comunicação sem Fio e Computação Móvel* (outubro de 2003), pp. 115–124.

- [19] CUNHA, D. O., COSTA, L. H. M. K. E DUARTE, O. C. M. B. Um mecanismo de roteamento para o consumo balanceado de energia em redes móveis ad hoc. Em *XXI Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores* (maio de 2003), pp. 747–760.
- [20] DE O. CUNHA, D., COSTA, L. H. M. K. E DUARTE, O. C. M. B. An energy-aware routing mechanism for mobile ad hoc networks. Em *IEEE LANOMS* (setembro de 2003), pp. 47–54.
- [21] IEEE. Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications. IEEE Standard 802.11, 1999.
- [22] IEEE. Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: Higher-speed physical layer extension in the 2.4 GHz band. IEEE Standard 802.11b, 1999.
- [23] IEEE. Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications - high-speed physical layer in the 5 GHz band. IEEE Standard 802.11a, 1999.
- [24] IEEE. Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications - amendment 4: Further higher data rate extension in the 2.4 GHz band. IEEE Standard 802.11g, 2003.
- [25] FALL, K. E VARADHAN, K. *The ns Manual*. UC Berkeley, LBL, USC/ISI, and Xerox PARC, abril de 2002. Disponível em <http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns-documentation.html> (Acessado em 06/12/2003).
- [26] FEENEY, L. M. An energy consumption model for performance analysis of routing protocols for mobile ad hoc networks. *Mobile Networks and Applications* 6, 3 (junho de 2001), 239–249.
- [27] HAVINGA, P. J. M. E SMIT, G. J. M. Energy-efficient TDMA medium access control protocol scheduling. Em *Asian International Mobile Computing Conference (AMOC)* (novembro de 2000).

- [28] BROCH, J., MALTZ, D. A., JOHNSON, D. B., HU., Y. C. E JETCHEVA, J. A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols. *ACM MOBICOM* (outubro de 1998).
- [29] CLAUSEN, T., JACQUET, P., LAOUITI, A., MUHLETHALER, P., QAYYUM, A. E VIENNOT, L. Optimized link state routing protocol. Em *IEEE INMIC* (dezembro de 2001).
- [30] PERKINS, C. E ROYER, E. Ad-hoc on-demand distance vector routing. Em *2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications* (fevereiro de 1999), pp. 90–100.
- [31] YOON, J., LIU, M. E NOBLE, B. Random waypoint considered harmful. Em *IEEE INFOCOM* (abril de 2003).
- [32] LI, J., BLAKE, C., COUTO, D. S. J. D., LEE, H. I. E MORRIS, R. Capacity of ad hoc wireless networks. Em *ACM MOBICOM* (julho de 2001), pp. 61–69.
- [33] TOH, C.-K., COBB, H. E SCOTT, D. A. Performance evaluation of battery-life-aware routing schemes for wireless ad hoc networks. Em *IEEE ICC* (junho de 2001).
- [34] MIN, R. E CHANDRAKASAN, A. Top Five Myths about the Energy Consumption of Wireless Communication. *ACM MOBICOM*, setembro de 2002. Poster.
- [35] WOESNER, H., EBERT, J.-P., SCHLAGER, M. E WOLISZ, A. Power saving mechanisms in emerging standards for wireless LANs: The MAC level perspective. *IEEE Personal Communications* 5, 3 (junho de 1998), 40–48.