

UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE  
ESCOLA DE ENGENHARIA  
MESTRADO EM ENGENHARIA DE TELECOMUNICAÇÕES

DIOGO LINO PASSOS MACHADO

ANÁLISE DE EXTENSÕES DO PROTOCOLO OLSR EFICIENTES EM  
ENERGIA E PROPOSTA DE OTIMIZAÇÃO ENERGÉTICA DO OLSR-ETX

NITERÓI  
2013

DIOGO LINO PASSOS MACHADO

ANÁLISE DE EXTENSÕES DO PROTOCOLO OLSR EFICIENTES EM  
ENERGIA E PROPOSTA DE OTIMIZAÇÃO ENERGÉTICA DO OLSR-ETX

Dissertação apresentada ao Curso de Pós-Graduação “Stricto Sensu” em Engenharia de Telecomunicações da Universidade Federal Fluminense, como requisito parcial para obtenção do Grau de Mestre. Área de concentração: Sistemas de Telecomunicações.

Orientadora: Prof<sup>a</sup>. Dra. DÉBORA CHRISTINA MUCHALUAT SAADE  
Orientador: Prof. Dr. LUIZ CLAUDIO SCHARA MAGALHÃES  
Co-Orientador: Prof. Me. RICARDO CARRANO

NITERÓI  
2013

ANÁLISE DE EXTENSÕES DO PROTOCOLO OLSR EFICIENTES EM  
ENERGIA E PROPOSTA DE OTIMIZAÇÃO ENERGÉTICA DO OLSR-ETX

DIOGO LINO PASSOS MACHADO

Dissertação apresentada ao Curso de Pós-Graduação “Stricto Sensu” em Engenharia de Telecomunicações da Universidade Federal Fluminense, como requisito parcial para obtenção do Grau de Mestre. Área de concentração: Sistemas de Telecomunicações.

Aprovada em Maio/2013

---

Prof<sup>a</sup>. Dr<sup>a</sup>. Débora Christina Muchaluat Saade  
Universidade Federal Fluminense  
(Orientadora)

---

Prof. Dr. Luiz Cláudio Schara Magalhães  
Universidade Federal Fluminense  
(Orientador)

---

Prof. Me. Ricardo Carrano  
Universidade Federal Fluminense  
(Co-Orientador)

---

Prof<sup>a</sup>. Dr<sup>a</sup>. Natália Castro Fernandes  
Universidade Federal Fluminense

---

Prof. Dr. Carlos Alberto Vieira Campos  
Universidade Federal do Estado do Rio de Janeiro

## Dedicatória

Dedico este trabalho aos meus pais, Mário e Áurea, as minhas irmãs, Clarissa e Laura e a minha namorada, Gina.

## Agradecimentos

Agradeço ao Diego Passos, colega do Laboratório Midiacom, pelo importante suporte nas atividades de programação.

Meus agradecimentos também aos gerentes da Petrobras, Firmiano Perlingeiro, Omar Moreira e Jose Eduardo Alves, pela compreensão e investimento em meu desenvolvimento acadêmico.

Agradeço ao Prof. Ricardo Carrano, Co-Orientador deste trabalho, pela pronta disponibilidade e pelos comentários e sugestões sempre pertinentes.

Agradeço, sobretudo, à Prof<sup>a</sup>. Débora C. Muchalut Saade, pela dedicada orientação, pelo fundamental incentivo à conclusão desta dissertação e pelo seu exemplar comprometimento profissional.

## SUMÁRIO

1.	INTRODUÇÃO.....	1
1.1	MOTIVAÇÃO .....	3
1.2	OBJETIVOS .....	5
1.3	ESTRUTURA DA DISSERTAÇÃO .....	6
2	O PROTOCOLO OLSR .....	7
2.1	MENSAGEM HELLO .....	7
2.2	MENSAGEM TC .....	9
2.3	“LINK SENSING” .....	10
2.4	DETECÇÃO DE VIZINHOS.....	10
2.5	MULTI POINT RELAYS (SELEÇÃO DOS MPRs) .....	11
2.6	ANÚNCIO DA TOPOLOGIA NO OLSR .....	13
2.7	CÁLCULO DE ROTAS .....	14
2.8	OLSR-ETX.....	15
2.9	RESUMO DO CAPÍTULO.....	16
3.	TRABALHOS RELACIONADOS.....	17
3.1	PRINCIPAIS MECANISMOS E PROTOCOLOS CONSCIENTES DA ENERGIA .....	17
3.1.1	ALGORITMO MTPR ( <i>MINIMUM TOTAL TRANSMISSION POWER</i> ) .....	18
3.1.2	ALGORITMO MBCR ( <i>MINIMUM BATTERY COST ROUTING</i> ).....	18
3.1.3	ALGORITMO MMBCR ( <i>MINIMUM-MAXIMUM BATTERY COST ROUTING</i> ) .....	19
3.1.4	ALGORITMO CMMBCR ( <i>CONDITIONAL-MMBCR</i> ) .....	20
3.1.5	ALGORITMO MDR ( <i>MINIMUM DRAIN RATE</i> ).....	20
3.1.6	PROTOCOLO POWER-AWARE SOURCE ROUTING (PSR).....	21
3.1.7	ALGORITMO MRPC .....	23
3.1.8	ALGORITMO MAX-MIN Z PMIN .....	24
3.1.9	ALGORITMO CMAX .....	26
3.1.10	AODV CONSCIENTE DA ENERGIA – ADAPTAÇÃO NA RETRANSMISSÃO DE PACOTES RREQ.....	28
3.1.11	AODV CONSCIENTE DA ENERGIA – UMA NOVA MÉTRICA .....	30
3.2	PROPOSTAS DE OTIMIZAÇÃO ENÉRGICA DO OLSR .....	31

3.2.1 PROPOSTAS DE ALTERAÇÃO DO MÉTODO DE SELEÇÃO DOS NÓS MPRS EM FUNÇÃO DA ENERGIA.....	31
3.2.2 PROPOSTAS DE ALTERAÇÃO DO MÉTODO DE SELEÇÃO DE ROTAS EM FUNÇÃO DA ENERGIA .....	35
3.2.3 PROPOSTAS DE ALTERAÇÃO DOS MÉTODOS DE SELEÇÃO DE ROTAS E DOS NÓS MPRS EM FUNÇÃO DA ENERGIA .....	35
3.3 RESUMO DO CAPÍTULO .....	40
4. ANÁLISE DAS PROPOSTAS EFICIENTES EM ENERGIA BASEADAS NO OLSR .....	41
4.1. OLSR-EMPR .....	41
4.2. OLSR-ERT .....	43
4.3. OLSR-EMM .....	44
4.4. ANÁLISE DE PARÂMETROS DA REDE.....	45
4.5. RESUMO DO CAPÍTULO.....	51
5. PROPOSTA ETX-EMPR .....	53
5.1. ETX-EMPR .....	53
5.2. ETX hyb.....	53
5.3. ANÁLISE DE PARÂMETROS DA REDE.....	54
5.4. RESUMO DO CAPÍTULO.....	547
6. CONCLUSÃO.....	59
6.1 CONTRIBUIÇÕES.....	60
6.2 TRABALHOS FUTUROS.....	60
7. REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS .....	62
ANEXO A .....	68
A.1. SCRIPT TCL PARA O PROTOCOLO OLSR.....	68
A.2. SCRIPT TCL PARA O PROTOCOLO OLSR-ETX.....	72
A.3. PADRÃO DE CONEXÃO DOS FLUXOS CBR .....	76

## LISTA DE FIGURAS

Figura 1: Exemplo de rede MESH .....	2
Figura 2: Formato da mensagem <i>hello</i> .....	8
Figura 3: Formato da mensagem <i>Topology Change (TC)</i> .....	9
Figura 4: Difusão de pacote em rede sem fio de múltiplos saltos .....	10
Figura 5: Difusão de pacotes com nós relays (MPR). .....	10
Figura 6: Sessão de descobrimento de vizinho através de mensagens <i>hello</i> ... ..	10
Figura 7: Encaminhamento de mensagens de controle (TC) pelos nós MPRs. ..	13
Figura 8: Curva de descarga de uma bateria de lítio.....	19
Figura 9: Conceito “Max-Min” .....	20
Figura 10: Troca de mensagens do protocolo AODV .....	28
Figura 11: Rede Ad-Hoc com AODV modificado .....	29
Figura 12: Heurística para definição do <i>willingness</i> .....	32
Figura 13: Exemplo de escolha de MPR. Enlaces possuem pesos associados ao consumo de energia. ....	38
Figura 14: Seleção de caminhos no OLSR-ERT.....	43
Figura 15: Seleção de caminhos no OLSR-EMM. ....	45
Figura 16: Vazão (Kbps) para as distintas extensões do OLSR.....	47
Figura 17: Quantidade de nós ativos durante a simulação. ....	48
Figura 18: Quantidade de dados transmitidos para as distintas extensões do OLSR. ....	49
Figura 19: Nível de energia residual dos nós ao final da simulação.....	49
Figura 20: Tamanho médio do conjunto de MPRs.....	50
Figura 21: Quantidade média de mensagens TC. ....	51
Figura 22: Quantidade média de pacotes de dados recebidos.....	51
Figura 23: Vazão em Kbps para todas as versões simuladas.....	55
Figura 24: Tempo de vida médio para as distintas versões do ETX simuladas.....	55
Figura 25: Instante de recebimento do último pacote de dados.....	56
Figura 26: Volume de dados em Mbytes para cada versão simulada.....	57

## LISTA DE TABELAS

Tabela 1: Tempo de retransmissão T em função do nível da bateria dos nós.	29
Tabela 2: Definição do <i>willingness</i> com base no nível de energia e tempo de vida do nó.....	32
Tabela 3: Classificação utilizada pelo OLSR padrão para se definir a tendência do nó ser escolhido como MPR.....	42
Tabela 4: Valores do <i>willingness</i> em função do nível de energia utilizados pelo OLSR-EMPR.....	42
Tabela 5: Parâmetros utilizados nas simulações.....	46

## LISTA DE ACRÔNIMOS

AODV	Ad-hoc On-Demand Distance Vector
ATIM	Annoucement Traffic Indication Map
CBR	Constant Bit Rate
CMMBCR	Conditional Maximum Minimum Battery Cost Routing
DSDV	Destination-Sequenced Distance Vector
DSR	Dynamic Source Routing
ETX-EMPR	Expected Transmission Count – Energy Multipoint Relay
ETX-HYB	Expected Transmission Count – Hybrid
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IP	Internet Protocol
MANET	Mobile Ad-hoc Networks
MBCR	Minimum Battery Cost Routing
MDR	Minimum Drain Rate
MMBCR	Maximum Minimum Battery Cost Routing
MPR	Multipoint Relays
MTPR	Minimum Transmission Power Routing
OLSR	Optimized Link State Routing
OLSR-EMM	Optimized Link State Routing – Energy MaxMin
OLSR-EMPR	Optimized Link State Routing – Energy Multipoint Relay
OLSR-ERT	Optimized Link State Routing – Energy Routing Table
OLSR-ETX	Optimized Link State Routing – Expected Transmission Count
PAM	Power Aware Metrics
PSR	Power Source Routing

RT	Routing Table
TC	Topology Control
TCL	Tool Command Language
TIM	Traffic Indication Map
TORA	Temporary Ordered Routing Algorithm
VOIP	Voice over IP
WMN	Wireless Mesh Networks
WSN	Wireless Sensor Networks
ZRP	Zone Routing Protocol

## RESUMO

Esta dissertação apresenta um estudo detalhado dos principais mecanismos e protocolos para redes *ad-hoc* eficientes em energia. São analisadas algumas das principais modificações propostas na literatura ao protocolo de roteamento OLSR de forma a otimizá-lo energeticamente e comparados seus resultados em termos de vazão, tempo de vida da rede e nível de energia dos nós. Adicionalmente, a dissertação propõe uma extensão ao protocolo OLSR-ETX, denominada ETX-EMPR, a qual proporciona um prolongamento do tempo de vida da rede. Os trabalhos analisados e a proposta apresentada são avaliados através de simulações no NS-2.

Palavras-chaves: redes *ad-hoc*, eficiência energética, OLSR, OLSR-ETX, MPR, ETX-EMPR.

## ABSTRACT

This work presents a detailed study of the key mechanisms and protocols for *ad-hoc* networks which aims at energy-efficiency. Some of the major changes proposed in the literature to the OLSR routing protocol in order to optimize it energetically are analyzed and their results are compared in terms of throughput, network lifetime and node power level. Additionally, this work proposes an extension to the OLSR-ETX protocol, called ETX-EMPR, which provides a longer network lifetime. The analyzed works and this dissertation proposal are assessed through NS-2 simulations.

Keywords: *ad-hoc* networks, energy-efficiency, OLSR, OLSR-ETX, MPR, ETX-EMPR.

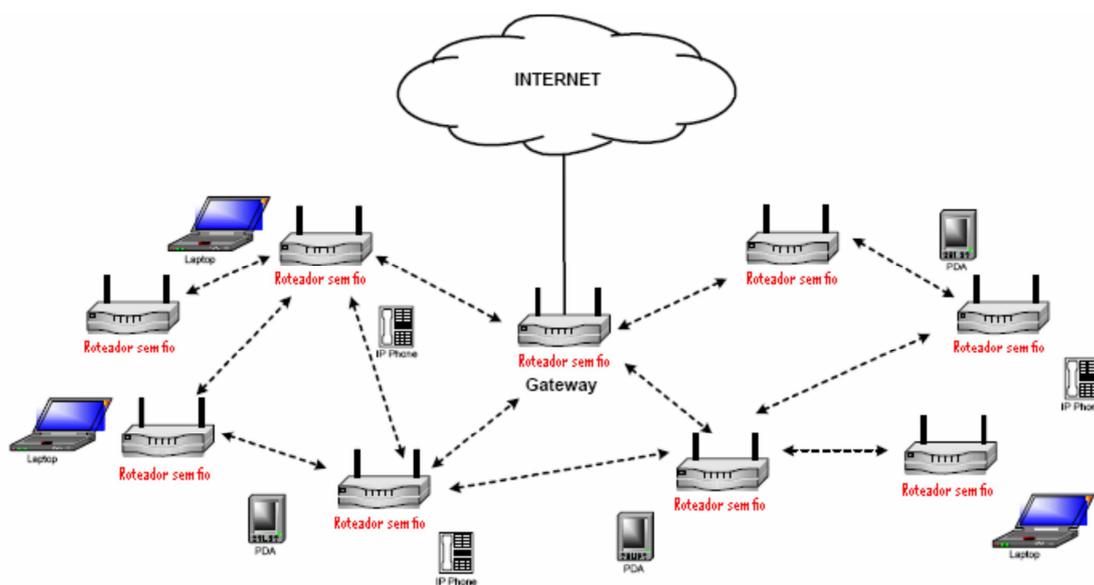
## 1. INTRODUÇÃO

Nos últimos anos, temos nos deparado com o crescimento vertiginoso de redes de pacotes baseadas no protocolo IP. São inúmeros os serviços que se utilizam deste tipo de rede. Podemos mencionar o correio eletrônico, *Internet banking*, comércio eletrônico e diversas outras aplicações de tempo real, tais como vídeo sobre demanda, VoIP (*Voice over IP*) e aplicativos de mensagens instantâneas.

Juntamente à disseminação das redes IP e dos serviços que empregam essa tecnologia, está o crescimento da mobilidade. As redes sem fio baseadas em frequências não licenciadas (faixas de 2,4GHz e 5,8GHz), que seguem o padrão IEEE 802.11 [IEEE 802.11 Standard, 1999], são utilizadas em ambientes residenciais, corporativos e industriais.

Ainda com relação às redes sem fio IEEE 802.11, cumpre destacar as redes *ad-hoc*. Estas redes não dependem de infraestrutura preexistente, podendo cada nó transmitir para outros nós dentro de sua faixa de alcance. A natureza descentralizada das redes *ad-hoc* as torna indicadas para uma grande variedade de aplicações.

As redes *mesh* (WMN- *Wireless Mesh Networks*) [Passos et al., 2006] são construídas através de nós fixos e móveis interconectados por enlaces sem fio, formando uma rede *ad-hoc* de múltiplos saltos. Neste cenário, um nó sem fio atende não somente a um cliente final, mas pode também encaminhar pacotes oriundos de outros nós sem fio. Neste tipo de rede, um ou mais equipamentos podem desempenhar o papel de *gateway*, sendo a interface para outras redes, como por exemplo, a Internet. A Figura 1 exemplifica este tipo de rede.



**Figura 1:** Exemplo de rede MESH

**Fonte [Ribeiro, 2007]**

Dentre os tipos de redes *ad-hoc*, destacam-se também as redes *ad-hoc* móveis (MANET – *Mobile Ad-Hoc Networks*) e as redes de sensores sem fio (WSN - *Wireless Sensor Networks*).

As MANETs são redes não estruturadas, auto configuráveis e compostas por dispositivos capazes de se movimentar em qualquer direção. A mobilidade, característica intrínseca das redes MANETs, faz com que as condições dos enlaces da rede sejam altamente dinâmicas. Portanto, a operação adequada deste tipo de rede depende do uso de protocolos de roteamento estáveis e apropriados a cenários dinâmicos. A conexão entre os elementos de uma rede MANET pode ser baseada no padrão *Wi-Fi* ou via rede celular ou transmissão via satélite.

As WSN - *Wireless Sensor Networks* (redes de sensores sem fio) são um tipo comum de redes *ad-hoc* e consistem em sensores autônomos distribuídos espacialmente para monitorar as condições físicas ou ambientais, tais como temperatura, som, pressão, etc. e passar estes dados através da rede para um ponto principal. O desenvolvimento de redes de sensores sem fio foi motivado por aplicações militares, como a vigilância do campo de batalha; e hoje, tais redes são usadas em múltiplas aplicações industriais e de consumo, tais como monitoramento e automação de processos industriais em refinarias, campos de produção de petróleo, medições de dados ambientais, detecção de fogo em florestas, etc.

As redes de sensores sem fio são construídas de nós - de uns poucos a várias centenas ou mesmo milhares, onde cada nó está conectado a um ou vários outros sensores. Cada elemento da rede tem várias partes: um transceptor de rádio com uma antena interna ou conexão a uma antena externa, um micro controlador, um circuito eletrônico para fazer a interface com os sensores e uma fonte de energia, geralmente uma bateria ou uma forma integrada de captação de energia. Um nó sensor pode variar em tamanho desde o de uma caixa de sapatos ao de uma moeda. O custo dos sensores é igualmente variável, que vai desde poucos a centenas de dólares, dependendo da complexidade do equipamento. Restrições de tamanho e custo dos sensores são diretamente relacionadas aos recursos de energia, memória, velocidade computacional e largura de banda da comunicação. A topologia das redes de sensores pode variar de uma simples rede em estrela a uma densa rede com múltiplos saltos.

Uma característica inerente às redes móveis e de sensores é a queda do nível de energia de seus nós, visto que, normalmente, não dispõem de uma fonte de alimentação de energia estabilizada, utilizando-se apenas de baterias. Em redes *mesh*, essa situação também pode ocorrer, por exemplo, quando os nós são alimentados por energia solar [Valle et al., 2009].

É neste contexto que surge a importância de mecanismos que visam maximizar o tempo de vida da rede de forma a assegurar a comunicação fim a fim por mais tempo.

## 1.1 MOTIVAÇÃO

A disseminação do uso de redes *ad-hoc* sem fio demanda a implementação de técnicas capazes de aumentar o tempo de vida dos nós e, conseqüentemente, a quantidade de dados transmitidos.

O padrão IEEE 802.11 prevê um mecanismo robusto de economia de energia para redes sem fio infraestruturadas. Neste caso, o Access Point (AP) notifica a estação via mensagens TIM (*Traffic Indication Map*) de que ele possui quadros armazenados para aquela estação. Cada estação possui um *listen interval*, que separa temporalmente o modo “conservação de energia” do modo “ativo”, e deve estar acordada para “escutar” a mensagem TIM. Caso a estação identifique que o AP possui mensagens armazenadas destinadas a ela, a

estação envia um quadro “PS-Poll” solicitando os dados armazenados. O gerenciamento de energia para redes *ad-hoc* não é tão eficiente como o existente para redes infraestruturadas. Redes *ad-hoc* não possuem um coordenador central e, portanto, devem usar um mecanismo distribuído para informação dos nós. São utilizadas as mensagens ATIM (*Announcement Traffic Indication Map*) para “acordar” outros nós. Todas as estações numa rede *ad-hoc* escutam as mensagens ATIM durante períodos específicos, no início do intervalo de *beacons*. Este período é chamado de “ATIM *window*”. Se uma estação possui dados para outra, a primeira envia um quadro ATIM como notificação e a segunda deve permanecer acordada a fim de receber a mensagem de dados. Todo nó deve “acordar” ao início do intervalo de *beacons* e manter-se ativo durante o período “ATIM *window*”. O nó volta a “dormir” ao final do “ATIM *window*” se não tiver escutado uma mensagem ATIM tendo-se como destino da mesma. Os diversos trabalhos desenvolvidos relacionados à economia de energia em redes *ad-hoc* vão muito além do simples mecanismo previsto no padrão 802.11; são implementações normalmente vinculadas a customizações de protocolos de roteamento.

O desempenho de uma rede *ad-hoc* depende fortemente do processo de roteamento. Condições de propagação adversas, limitações de banda e alterações de topologia levaram ao desenvolvimento de diversos protocolos para as redes *ad-hoc*. Protocolos de roteamento para redes *ad-hoc* podem ser classificados em três categorias: proativo, reativo e híbrido. Os protocolos proativos, como OLSR (*Optimized Link State Routing*) [Clausen e Jacquet, 2003] e DSDV (*Destination-Sequenced Distance Vector*) [Perkins e Bhagwat, 1994] trocam informações da rede periodicamente, para que cada nó mantenha rotas para todos os outros nós da rede. Os protocolos reativos (*on demand*), a exemplo do AODV (*Ad-hoc On-demand Distance Vector*) [Perkins e Royer, 2003] e DSR (*Dynamic Source Routing*) [Johnson e Maltz, 2007], estabelecem o caminho para o destino somente quando requisitados. O modelo híbrido é uma combinação das abordagens anteriores e utilizado, por exemplo, pelo TORA (*Temporary Ordered Routing Algorithm*) [Park e Corson, 2001] e ZRP (*Zone Routing Protocol*) [Haas et al., 2002].

Comumente, as rotas são definidas por um algoritmo de roteamento com base na quantidade de saltos, na taxa de perda, no *overhead* de mensagens,

etc., sem a ciência do nível de energia em cada nó. A desconsideração desta variável pode incorrer na diminuição mais rápida do nível de bateria dos nós que integram a rota de menor custo, levando à partição da rede. O protocolo OLSR [Clausen e Jacquet, 2003] é um dos protocolos mais populares para redes *ad-hoc* e será a base do estudo e proposta apresentados neste trabalho.

Outro importante ponto a ser considerado em redes *ad-hoc* é a qualidade dos enlaces. O OLSR é um protocolo de estado de enlace e possui como métrica a quantidade de saltos. Os enlaces que integram o caminho com menor quantidade de saltos entre origem e destino podem ser enlaces com altas taxas de perda que, conseqüentemente, comprometem a transmissão dos dados na rede.

O protocolo OLSR-ETX [De Couto et al., 2003] [OLSR-ETX, 2013] é uma adaptação do protocolo padrão que altera a métrica de roteamento de forma a selecionar caminhos com maior probabilidade de sucesso na transmissão dos pacotes.

## 1.2 OBJETIVOS

O presente trabalho tem por objetivo realizar uma análise das principais extensões do OLSR eficientes em energia. São avaliadas as extensões: (1) OLSR-EMPR, que propõe a alteração do método de seleção dos MPRs, como realizado em [De Rango et al., 2008] e [Wardi et al., 2011]; (2) OLSR-ERT, que considera a modificação do critério de seleção de rotas em função da energia, a exemplo de [Adoni e Joshi, 2012] e (3) OLSR-EMM, que adota o nível de energia como métrica de roteamento, evitando-se caminhos que contenham nós com energias residuais muito baixas, como visto em [Adoni e Joshi, 2012] e [Benslimane et al., 2006]. Essas extensões ao OLSR foram implementadas e analisadas com o software NS-2 [NS2, 2013].

Um outro objetivo importante é propor uma otimização energética ao protocolo OLSR-ETX, combinando um protocolo consciente da qualidade dos enlaces junto a uma abordagem consciente da energia. A otimização proposta é chamada ETX-EMPR [Machado et al., 2013]. As comparações e discussões sobre as propostas analisadas são baseadas em implementações e resultados de simulações com o NS-2.

### 1.3 ESTRUTURA DA DISSERTAÇÃO

Esta dissertação está organizada da seguinte forma. O Capítulo 2 apresenta uma descrição do protocolo OLSR, com foco no método de escolha dos nós MPR (*Multipoint Relays*). Será apresentado também um resumo do protocolo OLSR-ETX, extensão do OLSR e base para a proposta desta dissertação.

O Capítulo 3 aborda trabalhos publicados pela comunidade científica sobre métricas conscientes da energia (*PAM - Power Aware Metrics*), e descreve as principais propostas de alteração do protocolo OLSR.

O Capítulo 4 apresenta uma análise detalhada de algumas das principais propostas de alteração do protocolo OLSR existentes na literatura, aqui implementadas e avaliadas através de simulações com o NS-2.

O Capítulo 5 apresenta a proposta do presente trabalho, chamada ETX-EMPR, estabelecendo um comparativo com as versões do OLSR descritas no Capítulo 4.

Finalmente, o Capítulo 6 conclui a dissertação, destacando as principais contribuições e indicando os trabalhos futuros.

## 2 O PROTOCOLO OLSR

O *Optimized Link State Routing Protocol* (OLSR) [Clausen e Jacquet, 2003] é um protocolo desenvolvido para redes em malha. É uma variante do protocolo de estado de enlace tradicional, modificado para melhor operação em redes ad hoc. É um protocolo de roteamento proativo, no qual os nós trocam suas informações de topologia da rede com outros nós regularmente. Num protocolo proativo, as rotas estão sempre disponíveis e podem ser imediatamente acessadas quando necessário. O OLSR é projetado para trabalhar num ambiente distribuído e dispensa qualquer entidade controladora central. O protocolo também não requer a transmissão confiável de mensagens de controle. Cada nó envia mensagens de controle periodicamente e sustenta uma perda razoável de algumas dessas mensagens. Em redes sem fio, essas perdas ocorrem com frequência devido a colisões ou outros problemas de transmissão.

A principal característica deste protocolo é a existência dos nós *Multipoint Relays* (MPRs). Num protocolo estado de enlace tradicional, as alterações topológicas implicam a inundação de informações de atualização da rede para todos os nós. Os MPRs são usados para reduzir o *overhead* devido às mensagens de informação dos estados dos enlaces na rede, visto que somente estes nós encaminham as mensagens de controle responsáveis pela atualização topológica. Cada nó seleciona um conjunto de seus nós vizinhos como MPRs e somente estes encaminham as mensagens de controle.

No cálculo de rotas, os MPRs são usados para formar o percurso de um dado nó para qualquer destino da rede. O OLSR usa dois tipos de mensagens de controle; mensagens *hello* e mensagens TC – *Topology Control*, as quais são descritas nas seções seguintes.

### 2.1 MENSAGEM HELLO

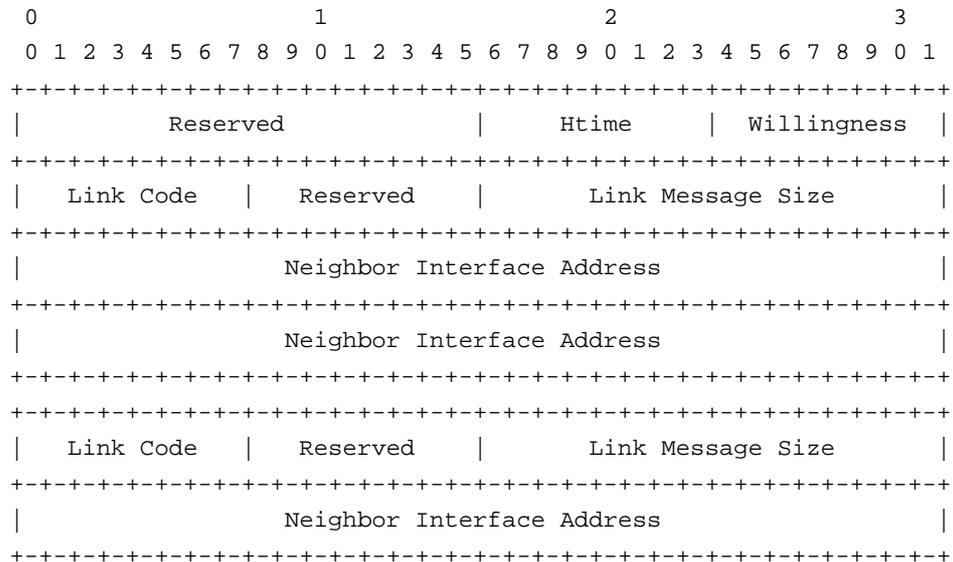
Cada nó deve detectar seus vizinhos com os quais estão ligados diretamente. Problemas inerentes à qualidade dos enlaces entre nós vizinhos podem torná-los enlaces assimétricos. Conseqüentemente, todos os enlaces devem ser verificados em ambos os sentidos, a fim de ser considerado “válido”. Para tanto, os nós enviam mensagens *hello*, contendo informações sobre seus

vizinhos e sobre o *status* do enlace associado. Este pode ser classificado como "simétrico", "assimétrico" ou como enlace "MPR". Um enlace tido como simétrico indica que a conexão entre os nós é bi-direcional. Enlaces assimétricos são assim caracterizados quando determinado nó pode escutar mensagens *hello* de seu vizinho, mas não tem a confirmação de que este pode receber suas mensagens. O enlace MPR indica que o nó vizinho é escolhido como MPR e que, adicionalmente, o enlace é simétrico.

As mensagens *hello* são transmitidas a todos nós a um salto de distância, mas não são reencaminhadas. A mensagem *hello* contém as seguintes informações:

- Uma lista de endereços dos vizinhos para os quais existe um enlace simétrico;
- Uma lista de endereços dos vizinhos para os quais o enlace é assimétrico;
- Uma lista de vizinhos que foram selecionados como MPRs.

A Figura 2 ilustra os campos da mensagem *hello*:



**Figura 2:** Formato da mensagem *hello*

**Fonte [Clausen e Jacquet, 2003]**

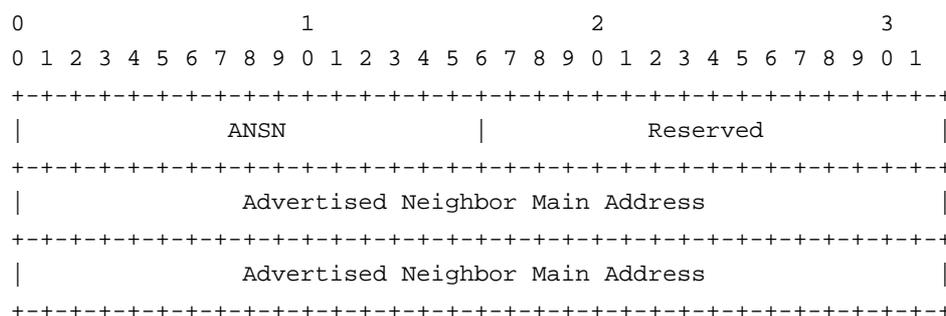
A lista de nós vizinhos numa mensagem *hello* pode ser parcial (uma limitação imposta pela rede seria o tamanho da mensagem); a regra é que todos os nós vizinhos sejam anunciados na mensagem *hello* ao menos uma

vez dentro do período “HELLO\_INTERVAL”, que por padrão, é de 2 (dois) segundos.

## 2.2 MENSAGEM TC

Para construir a base de informação topológica, cada nó selecionado como MPR, transmite mensagens TC (*Topology Control*). Como dito anteriormente, os MPRs permitem uma melhor escalabilidade na distribuição das informações dos estados dos enlaces. Uma mensagem TC é enviada por determinado nó da rede para declarar seu *MPR Selector Set*, i.e., o conjunto de nós vizinhos que o escolheram como MPR. Esta informação difundida na rede pelas mensagens TC é fundamental para que cada nó calcule sua tabela de roteamento. Um nó que tem o conjunto *MPR Selector Set* vazio, não foi escolhido por ninguém como MPR, não gera mensagens TC.

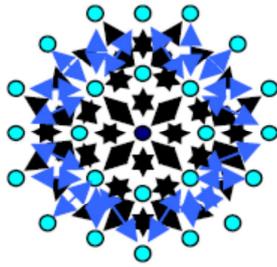
A Figura 3 ilustra os campos da mensagem TC:



**Figura 3:** Formato da mensagem *Topology Change (TC)*

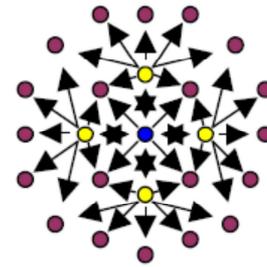
**Fonte [Clausen e Jacquet, 2003]**

As Figuras 4 e 5 ilustram dois cenários de transmissão numa rede sem fio de múltiplos saltos. A primeira mostra a retransmissão das mensagens de controle por todos os nós da rede, enquanto a segunda figura apresenta a retransmissão feita somente pelos nós em cor amarela – os elementos MPRs. Pode-se observar a considerável redução no tráfego de controle inundado pela rede.



**Figura 4:** Difusão de pacote em rede sem fio de múltiplos saltos.

Fonte: [Tonnesen, 2004]



**Figura 5:** Difusão de pacotes com nós relays (MPR).

Fonte: [Tonnesen, 2004]

### 2.3 “LINK SENSING”

A fase do protocolo chamada de *link sensing* ou “teste do enlace” é realizada através da emissão periódica de mensagens *hello* por cada interface sem fio do nó. O resultado desta fase é o conjunto de informações chamado de *local link set* que descreve os estados dos enlaces entre as interfaces locais e remotas dos nós vizinhos.

Cada nó deve detectar os enlaces para seus vizinhos. Dificuldades de transmissão podem fazer alguns enlaces unidirecionais. Deste modo, todos os enlaces devem ser testados, a fim de se garantir que sejam simétricos e tidos como válidos. Um enlace é determinado por um par de interfaces (a local e a remota do nó vizinho), bem como pelo tipo (simétrico ou assimétrico). A Figura 6 ilustra uma sessão típica de descobrimento de nó vizinho no protocolo OLSR.



**Figura 6:** Sessão de descobrimento de vizinho através de mensagens *hello*.

Fonte: [Tonnesen, 2004]

### 2.4 DETECÇÃO DE VIZINHOS

A troca de mensagens *hello* também é fundamental para a fase de detecção de vizinhos. Nesta etapa do protocolo, duas tuplas são formadas:

*neighbor tuples* e *2-hop neighbor tuples*. A tupla de vizinhos é composta da seguinte forma:  $(N\_neighbor\_main\_addr, N\_status, N\_willingness)$ . O primeiro campo corresponde ao endereço do nó vizinho, o segundo ao status (se é simétrico ou assimétrico) e  $N\_willingness$  representa o valor do campo *willingness* da mensagem *hello*, o qual é apresentado na próxima seção. A tupla de vizinhos a dois saltos possui a composição:  $(N\_neighbor\_main\_addr, N\_2hop\_addr, N\_time)$ . O primeiro componente é o endereço do vizinho a um salto, o segundo é o endereço do vizinho a dois saltos com enlace simétrico para o nó  $N\_neighbor\_main\_addr$  e o último campo identifica o instante em que a tupla expirará e necessitará de ser removida.

## 2.5 MULTIPPOINT RELAYS (SELEÇÃO DOS MPRs)

Como já explicado, no protocolo OLSR, a ideia chave é a utilização dos nós MPR visando à redução do overhead relativo à troca de mensagens de controle. Cada nó deve ter informações sobre os nós a um e a dois saltos de distância para calcular seu *MPR Set* – conjunto de nós selecionados como MPRs. Os nós a dois saltos são conhecidos através das mensagens *hello* recebidas, visto que estas carregam a identificação de todos os nós vizinhos. Basicamente, há duas regras básicas para escolha dos nós MPRs:

- 1) Qualquer nó a dois saltos de distância deve estar coberto por, pelo menos, um nó MPR;
- 2) A quantidade de nós MPRs (conjunto *MPR Set*) deve ser a menor possível.

A mensagem *hello* possui um campo chamado *willingness* que traduz a tendência ou disposição do nó em se tornar MPR. Esta variável pode assumir valores de 0 (zero) a 7 (sete) e quanto maior este valor, maior é a probabilidade do nó ser escolhido como um *Multipoint Relay*.

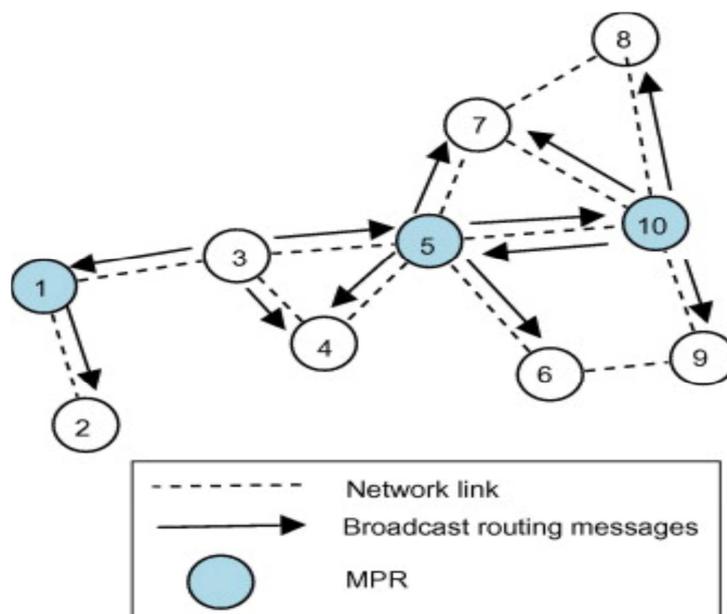
Considerando-se  $N$  como o conjunto de nós vizinhos do nó de origem  $A$  e  $N_2$  como o conjunto dos nós a dois saltos de  $A$ , a heurística para escolha dos nós *Multipoint Relays* (*MPR Set* de  $A$ ) é a seguinte:

- 1) Selecione como MPR todos os nós em  $N$  com *willingness* igual a 7 (sete);

- 2) Para cada nó  $y$  em  $N$ , calcule o Grau de  $y$  ( $D(y)$ ), tal que  $D(y)$  corresponde à quantidade de vizinhos de  $y$ , excluindo-se os outros nós de  $N$  e o próprio nó  $A$ ;
- 3) Adicione ao *MPR Set* de  $A$  todos os nós em  $N$  que são a única opção para se alcançar determinado nó em  $N_2$ . Remova de  $N_2$  os nós já cobertos por um nó integrante do *MPR Set* de  $A$ ;
- 4) Enquanto houver nós em  $N_2$  não alcançáveis por um nó MPR de  $A$ :
  - 4.1) Para cada nó  $y$  do conjunto  $N$ , calcule seu alcance (*Reachability* –  $R(y)$ ), i.e., a quantidade de nós em  $N_2$  que ainda não são cobertos por um nó MPR de  $A$  e que podem ser alcançados por  $y$ ;
  - 4.2) Selecione como MPR, o nó de  $N$  com maior *willingness* e com alcance ( $R(y)$ ) diferente de zero. Caso os nós possuam o mesmo valor para o *willingness*, adicione ao *MPR Set* o nó com maior alcance. Caso ainda assim, exista uma situação de empate, escolha como MPR o nó em  $N$  com maior grau, ( $G(y)$ ).

Quanto menor o conjunto *MPR Set* de  $A$ , menor o *overhead* na rede devido às mensagens de controle TC.

Cada nó mantém informações sobre os vizinhos que o escolheram como MPR – *MPR Selector Set*. Estas informações são adquiridas das mensagens *hello* periodicamente recebidas dos vizinhos. Uma mensagem broadcast  $m$  provinda de um nó integrante do grupo *MPR Selector Set* do nó  $N$  é encaminhada por  $N$ , caso este ainda não tenha recebido a mensagem  $m$ . A Figura 7 ilustra o conceito de transmissão de mensagens topológicas a partir do nó 3.



**Figura 7:** Encaminhamento de mensagens de controle (TC) pelos nós MPRs.

**Fonte [Johnson e Hancke, 2009]**

Somente os nós MPRs 1, 5 e 10, encaminham as mensagens de controle TC vindas do nó 3.

## 2.6 ANÚNCIO DA TOPOLOGIA NO OLSR

Os enlaces MPR constituem uma topologia parcial contendo as “melhores” rotas, pois os caminhos escolhidos pelo protocolo são compostos por enlaces MPRs, os quais, portanto, são utilizados para o estabelecimento do caminho fim a fim entre determinado nó de origem e qualquer destino da rede. Cada nó da rede mantém informação topológica sobre a mesma. Como visto no item 2.2, esta informação é obtida das mensagens TC e usada para cálculo da tabela de rotas. As mensagens TC contêm informação dos enlaces anunciados e um número de sequência utilizado para se evitar *loops*. As rotas são construídas através do anúncio dos estados dos enlaces. A fim de se prover as informações necessárias à construção de rotas, os nós devem disseminar as informações dos enlaces associados a, no mínimo, nós que integram seu conjunto *MPR Selector Set*.

Assim, para cada destino, o nó mantém uma tupla com as seguintes informações:  $(T\_dest\_addr, T\_last\_addr, T\_seq, T\_time)$ .  $T\_dest\_addr$  corresponde ao endereço de destino do nó que pode ser alcançado pelo nó de endereço  $T\_last\_addr$ .  $T\_seq$  é o número de sequência da tupla e  $T\_time$  é o

instante em que esta expirará e necessitará de ser removida. O conjunto de tuplas num nó é chamado de *Topology Set*.

## 2.7 CÁLCULO DE ROTAS

Cada nó mantém uma tabela de rotas com as informações de “nó de destino”, “próximo salto”, “quantidade de saltos” e “endereço da interface local”. Estas informações são adquiridas das mensagens *hello* (*Local Link Information Base*) e TC (*Topology Set*) e devem ser suficientes à transmissão de dados para qualquer destino da rede.

A tabela de roteamento é atualizada sempre que uma alteração é identificada em uma das bases abaixo:

- *Link set*
- *Neighbor set*
- *2-hop neighbor set*
- *Topology set*

Resumidamente, a tabela de roteamento é recalculada quando vizinhos a um ou dois saltos são criados ou perdidos ou quando uma *topology tuple* é criada ou removida da *topology set*. Como dito, toda entrada na tabela de roteamento é composta pelas seguintes informações: *R\_dest\_addr* (endereço de destino), *R\_next\_addr* (endereço do próximo salto), *R\_dist* (quantidade de saltos até o destino) e *R\_iface\_addr* (endereço da interface local).

A atualização da tabela de roteamento, por si só, não implica em nenhuma nova mensagem de controle a ser gerada. A construção da tabela de roteamento é realizada pelo algoritmo de Dijkstra.

A heurística para cálculo das rotas é descrita abaixo:

- 1) Remova todas as entradas da tabela de roteamento (RT);
- 2) Para cada vizinho a um salto de distância com enlace classificado como simétrico, insira uma entrada na RT, tal que *R\_dest\_addr* = endereço do vizinho, *R\_next\_addr* = endereço do vizinho, *R\_dist* = 1 e *R\_iface\_addr* = endereço da interface pela qual se escuta o vizinho;
- 3) Para cada vizinho a dois saltos de distância com, no mínimo, uma entrada na tupla *2-hop neighbor* de forma que

$N\_neighbor\_main\_addr$  corresponda a um vizinho com *willingness* diferente de 0 (zero):

3.1) Insira uma entrada na RT, tal que  $R\_dest\_addr$  = endereço do vizinho a 2 saltos,  $R\_next\_addr$  = endereço do vizinho identificado na tupla *2-hop neighbor*,  $R\_dist = 2$  e  $R\_iface\_addr$  = endereço da interface pela qual se escuta o vizinho;

4) Para novas entradas com nós de destino a  $h+1$  saltos de distância, tal que  $h > 1$ :

4.1) Para cada entrada na tabela topológica onde  $T\_dest\_addr$  não corresponda a  $R\_dest\_addr$  para qualquer entrada na RT e  $T\_last\_addr$  corresponda a  $R\_dest\_addr$  de uma entrada com  $R\_dist$  igual a  $h$ , uma nova entrada deve ser criada de forma que:

- ✓  $R\_dest\_addr = T\_dest\_addr$ ;
- ✓  $R\_next\_addr = R\_next\_addr$  da entrada na qual  $R\_dest\_addr$  coincida com  $T\_last\_addr$ ;
- ✓  $R\_dist = h+1$ ;
- ✓  $R\_iface\_addr = R\_iface\_addr$  da entrada na qual  $R\_dest\_addr$  coincida com  $T\_last\_addr$ .

## 2.8 OLSR-ETX

O OLSR-ETX (*Expected Transmission Count*) [De Couto et al., 2003] é uma variação do protocolo OLSR, a qual considera uma nova métrica de roteamento que é função da qualidade dos enlaces que integram o caminho entre origem e destino. Como descrito nas seções anteriores, o protocolo OLSR padrão tem como métrica de roteamento, a quantidade de saltos. A seleção do caminho com base neste critério pode incorrer em rotas com enlaces que possuem alta taxa de perda (baixa qualidade). A métrica utilizada na variação OLSR-ETX é  $1/(p_d \times p_i)$ , onde  $p_d$  é a probabilidade de um pacote ser recebido com sucesso pelo nó receptor e  $p_i$  é a probabilidade do nó transmissor receber corretamente um pacote deste receptor. O parâmetro ETX de um enlace é o número previsto de transmissões de dados exigidos para enviar um pacote nesse enlace, incluindo as retransmissões necessárias. O ETX de uma rota é a soma do parâmetro ETX para cada enlace do percurso. Por exemplo, o ETX de uma rota de três saltos com enlaces ótimos é 3 (três), o

ETX de uma rota com um salto e probabilidade de entrega de 50% é 2 (dois). Desta maneira, o protocolo OLSR-ETX garante a seleção de caminhos com enlaces melhores e, portanto, uma maior quantidade de dados transmitidos se comparado com o OLSR padrão.

## 2.9 RESUMO DO CAPÍTULO

O presente capítulo descreveu os principais aspectos do protocolo de roteamento OLSR, com ênfase no método de seleção dos nós MPRs e na heurística utilizada para a seleção de rotas. Também foi apresentada a extensão do OLSR, OLSR-ETX, protocolo que busca a seleção dos enlaces com menor probabilidade de perda de pacotes.

O próximo capítulo descreve os principais trabalhos publicados na literatura relacionados a métricas conscientes da energia e a diversos protocolos para redes *ad-hoc*, com foco nas extensões do OLSR eficientes em energia.

### 3. TRABALHOS RELACIONADOS

#### 3.1 PRINCIPAIS MECANISMOS E PROTOCOLOS CONSCIENTES DA ENERGIA

Existem diversas propostas de alteração dos protocolos para redes *ad-hoc* com o intuito de torná-los eficientes em energia. Estes trabalhos, em sua grande maioria, propõem a utilização de métricas conscientes do nível da bateria dos nós ou da potência necessária à transmissão dos pacotes

Antes de detalharmos as propostas de variação do protocolo OLSR, são apresentados alguns trabalhos que trouxeram conceitos-base para propostas posteriores e algumas implementações associadas a outros protocolos para redes em malha.

O trabalho de [Fenney, 2001] mostra que os nós de uma rede sem fio consomem energia quando estão no estado *idle* (mesmo quando não há mensagens sendo transmitidas no meio, os nós consomem  $P_{idle}$ ) ou ocioso. Como os rádios estão no modo *idle* a maior parte do tempo, a dissipação de energia neste modo domina o consumo energético total do nó [Gadallah e Kunz, 2002]. Entretanto, os rádios também possuem um modo de consumo muito baixo, chamado modo *sleep*, no qual eles não podem receber pacotes. Visando à economia energética, existem diversas propostas na literatura que têm como objetivo estender o modo *sleep* por períodos de tempo mais longos. Estas propostas variam de soluções concentradas na camada MAC [IEEE 802.11 standard, 1999] a proposições que alteram o roteamento juntamente a implementações na camada MAC [Xu et al., 2001] e [Chen et al., 2001].

Uma vez que o consumo de energia em modo *idle* é tratado, ganhos adicionais podem ser obtidos para redes *ad-hoc* ao se levar em consideração o nível de energia dos nós como critério para escolha de melhor caminho. Outros trabalhos, a exemplo da proposta desta dissertação, a fim de restringirem o consumo de energia aos fluxos de transmissão de dados, negligenciam o consumo de energia em modo *idle* ( $P_{idle} = 0$ ).

O trabalho de [Kunz, 2005] mostra que protocolos de estado de enlace com métrica baseada em quantidade de saltos tendem a escolher caminhos no “centro” da rede, resultando nos seguintes problemas:

- Aumento do número de colisões, retransmissões e perda de pacotes;
- Nós na zona central da rede encaminham mais pacotes e exaurem suas baterias mais rapidamente, podendo acarretar a partição da rede.

Estas duas características levaram pesquisadores a explorarem mecanismos que tornariam os protocolos para redes *ad-hoc* energeticamente eficientes.

### 3.1.1 ALGORITMO MTPR (*MINIMUM TOTAL TRANSMISSION POWER*)

O mecanismo MTPR (*Minimum Total Transmission Power*) [Singh e Raghavendra, 1998] usa uma simples métrica de roteamento, representada pela energia total necessária à transmissão da informação ao longo da rota. Deste modo, o algoritmo MTPR reduz a potência consumida por pacote, mas não leva em conta o nível de energia dos nós da rede. Portanto, para redes com potências de transmissão fixas, a métrica proposta pelo MTPR resume-se a menor quantidade de saltos. Assumindo o caminho  $j$  composto pelos nós  $n_1, n_2, \dots, n_k$ , e  $P(o,d)$  sendo a potência consumida, na transmissão e recepção de  $o$  para  $d$ , a potência total  $P_j$  consumida é:

$$P_j = \sum P(n_i, n_{i+1}) \quad (3.1)$$

Analisando-se os resultados da implementação do MTPR, observa-se que após determinado tempo de operação da rede, os nós que compõem a rota estão com suas baterias saturadas. Desta forma, esta métrica não possibilita a maximização do tempo de vida da rede e conclui-se que o nível de bateria residual de cada elemento reflete mais precisamente seu tempo de vida.

### 3.1.2 ALGORITMO MBCR (*MINIMUM BATTERY COST ROUTING*)

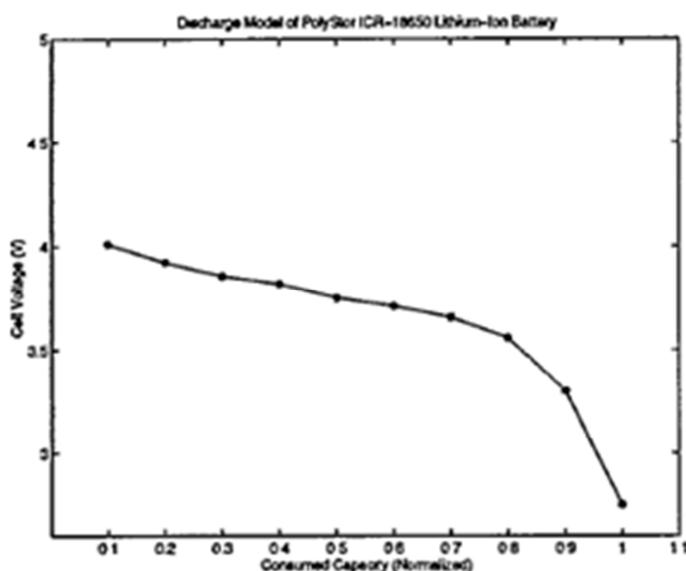
O MBCR (*Minimum Battery Cost Routing*) [Singh e Raghavendra, 1998] propõe uma métrica que é função do nível da bateria do nó. Considerando-se uma função  $f(x_i)$  que representa o custo para determinado nó  $i$ . O custo para se transmitir um pacote corresponde ao somatório dos custos dos nós do caminho  $j$ . Assim, o custo para se transmitir um pacote no caminho  $j$ ,  $C_j$ , é dado por:

$$C_j = \sum f_i(x_i) \quad (3.2)$$

A função  $f(x_i)$  reflete a quantidade de bateria remanescente no nó  $i$  e pode ser inferida a partir da curva de descarga da bateria. A proposta de [Singh e Raghavendra, 1998] considera a curva apresentada na Figura 8 e o custo relativo a cada nó  $i$  é dado por:

$$f_i(x_i) = 1 / (1 - g(z_i)) \quad (3.3)$$

Na Equação 3.3,  $z_i$  corresponde a voltagem medida e  $g(z_i)$  é verificado na curva de descarga da bateria. Nota-se na Figura 8 que com voltagens abaixo de 3,6V a capacidade da bateria cai exponencialmente. O objetivo do mecanismo MBCR é encontrar uma rota que minimize o custo  $C_j$ .



**Figura 8:** Curva de descarga de uma bateria de lítio.

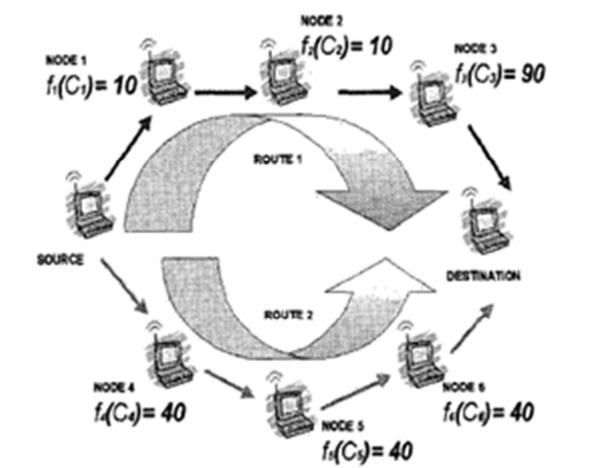
**Fonte:** [Singh e Raghavendra, 1998]

Assim, quanto menor o nível da bateria do nó, menor sua capacidade e mais relutante este é ao encaminhamento de pacotes. Notemos que se somente a soma do nível das baterias dos nós for considerada, ainda é possível escolher caminhos que contenham nós com níveis de energia muito baixos, o que pode acelerar a partição da rota.

### 3.1.3 ALGORITMO MMBCR (*MINIMUM-MAXIMUM BATTERY COST ROUTING*)

O mecanismo MMBCR (*Min-Max Battery Cost Routing*) [Toh et al., 2010] propõe um novo modelo de seleção de rotas a fim de se evitar nós com

energias residuais muito baixas. Este escolhe, dentre os possíveis caminhos entre origem e destino, o percurso cujo nível de energia do nó mais fraco (menor nível de bateria) seja máximo. A Figura 9 abaixo ilustra o conceito do MMBCR:



**Figura 9:** Conceito “Max-Min”

Fonte: [Toh et al., 2010]

Considerando que o custo do enlace é o inverso do nível da bateria do nó, o elemento 3 na Figura 9 é o de menor energia residual. Assim, apesar da rota 1 possuir menor custo total, a escolha desta acarretará a partição da rede mais rapidamente em função da baixa reserva de bateria do nó 3. Neste caso, a rota 2 é o caminho a ser escolhido segundo o MMBCR.

#### 3.1.4 ALGORITMO CMMBCR (CONDITIONAL-MMBCR)

A proposta CMMBCR (*Conditional MMBCR*) [Toh et al., 2010] é uma implementação híbrida do MTPR e MMBCR. A métrica proposta pelo MTPR é considerada até que todos os nós do caminho possuam nível de bateria acima de determinado limiar, abaixo do qual, o MMBCR é adotado como critério de seleção de rotas.

#### 3.1.5 ALGORITMO MDR (MINIMUM DRAIN RATE)

A proposta MDR (*Minimum Drain Rate*) [Kim et al., 2002] surgiu do fato de que os mecanismos que consideram somente a energia restante dos nós não asseguram, necessariamente, o caminho entre origem e destino com maior tempo de vida. Se determinado nó aceita todas as transmissões somente porque possui capacidade energética, muita carga de tráfego pode ser injetada

por este nó. Assim, o consumo de energia tende a ser alto neste elemento, resultando numa razão de redução de bateria muito mais agressiva para os nós que aceitam novas sessões puramente em função do nível de suas baterias. O MDR combina dois parâmetros: DR (*Drain Rate*) – taxa de redução da energia e RBP (*Residual Battery Power*) – bateria residual, para medir a razão de dissipação de energia num dado nó. A razão  $RBP_i/DR_i$  indica quando a energia restante do nó  $n_i$  será exaurida, i.e., por quanto tempo  $n_i$  pode se manter ativo sob as condições de tráfego da rede. No MDR, o custo  $C_i$  é dado por  $RBP_i/DR_i$  de forma que o máximo tempo de vida de um caminho  $R_i$  corresponde ao valor mínimo de  $C_i$  neste caminho.

### 3.1.6 PROTOCOLO POWER-AWARE SOURCE ROUTING (PSR)

*Power-Aware Source Routing Protocol* [Maleki et al., 2002] é uma extensão do protocolo *Dynamic Source Routing* (DSR). Este é largamente utilizado em redes *ad hoc*. O DSR é um protocolo reativo, pois não mantém sua tabela de roteamento atualizada periodicamente. Esta somente é atualizada quando há demanda de tráfego para determinado destino da rede. Quando certo nó deseja encontrar uma rota a determinado destino, ele transmite a mensagem *Route Request* (RREQ) para todos os seus vizinhos. Cada nó retransmite esta mensagem adicionando seu endereço ao cabeçalho do pacote. Esta mensagem contém um número de sequência, que é utilizado para se prevenir *loops* e múltiplas retransmissões do mesmo pacote RREQ. Quando RREQ é recebido pelo destino ou por determinado nó que possui rota para este destino, é gerada uma mensagem *Route Reply* (RREP) de volta à origem com a sequência de endereços acumulados no cabeçalho da mensagem RREQ.

Como outros protocolos com métricas conscientes da energia, o objetivo do PSR é estender o tempo de vida dos nós numa rede *ad-hoc*. [Maleki et al., 2002] propõem uma nova métrica de roteamento. Considerando uma rota  $r$ , seu custo no instante  $t$  é dado por:

$$C(r,t) = \sum C_i(t) \quad (3.4), \text{ tal que}$$

$$C_i(t) = \rho_i (F_i / R_i(t))^\alpha \quad (3.5)$$

$\rho_i$  é a potência de transmissão do nó  $i$ ;

$F_i$  é a carga total da bateria do nó  $i$ ;

$R_i(t)$  é a bateria remanescente no nó  $i$  no instante  $t$ ;

$\alpha$  é constante.

Todos os nós, exceto o destino, adicionam o custo do enlace ao cabeçalho do pacote RREQ. Como já comentado, todo pacote RREQ também possui um número de sequência associado. O nó intermediário ao receber o pacote RREQ inicia um tempo  $Tr$  e armazena o custo da rota presente no cabeçalho da mensagem. [Maleki et al., 2002] chamam este custo de *Min-Cost*. Os pacotes RREQ subsequentes recebidos pelo mesmo nó, com mesmo número sequencial e endereço têm os custos comparados com o custo *Min-Cost* já armazenado. Caso o novo custo seja inferior ao custo mínimo atual, o valor de *Min-Cost* é atualizado. O nó de destino aguarda um tempo  $Tr$  e durante este, examina o custo presente no cabeçalho de todo pacote RREQ recebido. Ao expirar  $Tr$ , o destino seleciona a rota com menor custo e envia a mensagem de resposta, RREP. Esta contém o custo do caminho selecionado e todo nó que receber esta mensagem atualizará sua tabela de roteamento. Este método incorre no aumento da latência, no entanto, contribui significativamente para a preservação da energia dos elementos da rede.

Em todo protocolo de roteamento, o processo de manutenção de rotas é imprescindível à recuperação de falhas e ao suporte à mobilidade dos elementos de rede. No PSR, a quantidade de energia dos nós também é um fator a ser considerado. Dada a movimentação de determinado elemento, uma nova mensagem RREQ será enviada e uma nova sequência de rotas será estabelecida no cabeçalho dos pacotes RREQ. A rota para o nó que se moveu é descartada. Considerando a energia residual no processo de seleção do melhor caminho, [Maleki et al., 2002] comentam duas abordagens para a manutenção de rotas:

**Global:** neste cenário, o nó de origem questiona periodicamente o nível da bateria de todos os nós do caminho para determinada rota e elimina esta rota de sua tabela no caso de determinado nó apresentar uma quantidade de energia inferior a um limite preestabelecido. Pode-se facilmente verificar que esta abordagem apresenta um grande *overhead* de mensagens, já que o nó de origem realiza o *polling* periodicamente para todos os nós que integram os caminhos conhecidos em sua tabela de roteamento.

**Local:** este método visa à diminuição do *overhead* associado à abordagem global. Neste caso, cada nó intermediário de determinado caminho verifica o decaimento do nível de sua bateria e quando este ultrapassar determinado limiar  $\delta$ , o nó envia uma mensagem de erro ao nó de origem. Esta mensagem de erro leva a um novo processo de descobrimento de rota. Nota-se que a decisão final do descarte de determinada rota é feita localmente em cada nó de acordo com o custo verificado. Não há necessidade de mensagens de *polling* periódicas a partir da origem, o que diminui a quantidade de tráfego de controle na rede.

O protocolo PSR adota o modelo “local”. Também assume que a potência de transmissão é constante, pois desta forma somente a carga da bateria é levada em conta no custo da rota. Seja  $C(t)$  o custo no momento  $t$  e  $C(t_0)$  o custo no momento do descobrimento da rota, a mensagem de erro é gerada pelo nó quando  $C(t) - C(t_0) > \delta$ .

Os resultados das simulações apresentados por [Maleki et al., 2002] mostram que os nós da rede, com o uso do DSR, exaurem sua energia 15% mais cedo se comparado ao mesmo cenário com o protocolo PSR.

### 3.1.7 ALGORITMO MRPC

O trabalho de [Misra e Banerjee, 2002] propõe o algoritmo MRPC (*Maximum Residual Packet Capacity*). O MRPC objetiva a maximização do tempo de vida da rede através da análise do nível da bateria dos nós e de parâmetros específicos do canal como a probabilidade de erro na transmissão. A potência necessária para a transmissão fim a fim depende da quantidade de pacotes da sessão. Esta quantidade só é obtida facilmente se o tamanho do fluxo de pacotes é conhecido durante o estabelecimento do caminho. O MRPC seleciona a melhor rota levando em conta o nível da bateria dos nós e a potência necessária para a transmissão de um fluxo com determinada taxa de erro de pacotes. A maioria dos algoritmos, a exemplo de MTPR e CMMBCR, que adotam a potência de transmissão como critério de seleção de rotas, não considera a taxa de erro no cálculo da potência. O MRPC define o custo do enlace entre  $i$  e  $j$  como a razão entre o nível da bateria do nó  $i$  e a energia necessária à transmissão de  $i$  para  $j$  com determinada taxa de erro  $\epsilon$ . Esta razão define o número máximo de pacotes que o nó  $i$  pode transmitir de forma

confiável a  $j$ . Para cada caminho possível entre origem e destino, o MRPC calcula o mínimo custo e dentre estes, escolhe o máximo valor, adotando o conceito “Max-Min”. O caminho selecionado somente será ótimo por determinado período e alterações no padrão de tráfego levarão a novo cálculo de rotas. Ademais, é imprescindível a existência do protocolo de roteamento que se encarregará das atualizações periódicas. [Misra e Banerjee, 2002] também introduzem o CMRPC (*Conditional MRPC*). Neste caso, define-se um limiar  $\gamma$  para o custo do enlace, acima do qual escolhe-se o caminho com menor potência de transmissão fim a fim e abaixo do qual, adota-se o MRPC padrão. O trabalho estabelece um comparativo entre os algoritmos MTPR, MMBCR, CMMBCR e mostra que a proposta em questão supera as anteriores ao analisar o tempo de vida da rede.

### 3.1.8 ALGORITMO MAX-MIN Z PMIN

O algoritmo *Max-Min z Pmin* proposto por [Li et al., 2001] combina os benefícios da seleção de caminho com mínima potência consumida e máxima energia residual nos nós. O *Max-Min z Pmin* requer informação sobre o nível de energia de cada elemento da rede e, portanto, não é indicado para redes muito grandes. Qualquer algoritmo com métrica consciente da energia possui dois extremos: rota com mínima potência consumida,  $P_{\min}$ , e rota com máxima fração de energia residual dos nós (energia após a transmissão / energia inicial). O *Max-Min z Pmin* objetiva a otimização de ambos. O algoritmo seleciona o caminho que consome no máximo ( $z * P_{\min}$ ), onde  $z \geq 1$ . Assumindo-se que determinado elemento necessita de uma potência  $e$  para transmitir a um destino a uma distância  $d$ , de acordo com [Chang e Tassiulas, 2000] e [Heinzelman et al., 2000],  $e = kd^c$ , onde  $k$  e  $c$  (usualmente,  $2 < c < 4$ ) são constantes específicas para redes sem fio.

Dada uma rede em grafo  $G(V,E)$ , sendo  $u$  e  $v$  nós de origem e destino, respectivamente,  $P_0$  a potência inicial de  $u$ ,  $w(u,v)$  a potência requerida para se transmitir de  $u$  para  $v$  (peso do enlace entre  $u$  e  $v$ ) e  $P_t$  a potência em  $u$  após a transmissão para  $v$ , temos que a fração de energia residual em  $u$  no instante  $t$ ,  $E_{u,v,t}$ , é dada por:

$$E_{u,v,t} = (P_t - w(u,v)) / P_0 \quad (3.6)$$

Considerando o grafo  $G(V,E)$ , os passos do algoritmo *Max-Min z Pmin* são descritos abaixo:

1. Encontre o caminho com menor consumo de potência,  $P_{min}$ , utilizando Dijkstra;
2. Encontre o caminho com menor consumo de potência,  $P_i$ , no grafo  $G$ ;  
Caso  $P_i > z * P_{min}$  ou não exista caminho no grafo, então o melhor caminho anterior é utilizado, pare;
3. Encontre o mínimo  $E_{u,v,t}$  no caminho e o atribua a  $E_{min}$ ;
4. Encontre todos os pares  $(u,v)$  com potência residual inferior à  $E_{min}$  e os elimine do grafo;
5. Volte para o passo 2.

O algoritmo define em cada rodada o máximo consumo de potência ( $z * P_{min}$ ) para determinada rota e a mínima reserva de energia ( $E_{min}$ ) para os nós desta rota. Elementos com nível de bateria inferior a  $E_{min}$  são eliminados diminuindo-se a probabilidade de partição da rede.

Pode-se verificar que o fator  $z$  estabelece o compromisso entre o mínimo consumo de potência e a mínima reserva de bateria dos nós. Quando  $z = 1$ , o algoritmo calculará sempre o caminho de menor consumo de potência e não há análise da capacidade da bateria dos nós. Quando  $z = \infty$ , o algoritmo calculará sempre o caminho *max-min* e eliminará do grafo os nós com nível de bateria inferior a  $E_{min}$ . [Li et al., 2001] propõem um método adaptativo para cálculo de  $z$  tal que o tempo de vida da rede seja maximizado com relação às duas abordagens –  $P_{min}$  ( $z = 1$ ) e *max-min* ( $z = \infty$ ).

Sabendo-se que  $P$  é a potência inicial do nó e  $\Delta Pt$  é o decréscimo da potência residual no instante  $t$  comparado ao intervalo  $t - T$ , os passos do algoritmo adaptativo são descritos abaixo:

1. Escolha o valor de  $z$  inicial e o passo  $\delta$ ;
2. Rode o algoritmo *max-min z Pmin* por um intervalo  $T$ ;
3. Calcule  $P/\Delta Pt$  para todo host e atribua o menor a  $t1$ ;
4. Incremente  $z$  de  $\delta$  e rode *max-min z Pmin* novamente por  $T$ ;
5. Calcule novamente  $P/\Delta Pt$  entre os hosts e atribua o menor a  $t2$ ;
6. Se algum nó está saturado, saia;
7. Se  $(t1 < t2)$ , então  $t1 = t2$ , vá para 4;

8. Senão, então  $\delta = -\delta/2$ ,  $t_1=t_2$ , vá para 4;

Os resultados apresentados por [Li et al., 2001] mostram que o número de mensagens transmitidas na simulação realizada é maior considerando o algoritmo adaptativo. Isto prova uma maior eficiência (tempo de vida prolongado) do algoritmo *max-min* z *P<sub>min</sub>* adaptativo. Os resultados obtidos também mostram uma extensão do tempo de vida da rede.

### 3.1.9 ALGORITMO CMAX

O trabalho de [Kar et al., 2003] propõe o algoritmo CMAX, cujo objetivo é maximizar o número de mensagens transmitidas (capacidade da rede) na rede sem o conhecimento prévio da sequência de mensagens (CMAX é um algoritmo *online*). O trabalho de [Kar et al., 2003] foi motivado pelo algoritmo *max-min* z *P<sub>min</sub>* [Li et al., 2001]. Contudo, este último, diferentemente do CMAX, assume que as mensagens são geradas a uma taxa constante e considera diversas rodadas para o cálculo do melhor caminho, enquanto CMAX computa somente uma vez o melhor caminho e atinge uma razão de competitividade próxima do algoritmo *off-line* (sequência de mensagens previamente conhecidas).

Assim como no algoritmo MRPC [Misra e Banerjee, 2002], o CMAX considera em sua métrica o nível de bateria dos nós e a potência de transmissão. A exemplo do algoritmo *max-min* z *P<sub>min</sub>*, o CMAX requer o conhecimento do nível de energia em todos os elementos, o que pode ser uma dificuldade numa rede com muito densa.

A proposta de [Kar et al., 2003] considera a rede como um grafo com vértices  $V$  e arestas  $E - G(V,E)$ . A energia consumida para se transmitir uma mensagem do nó  $i$  a  $j$  é dada como  $e_{i,j}$  e a energia inicial do nó  $i$  é  $E_i$ .  $l_k$  é o comprimento de determinada mensagem  $k$  e  $(l_k * e_{i,j})$  é a energia gasta em  $i$  para se transmitir a mensagem  $k$  ao nó  $j$ . O CMAX assume que as mensagens são de diferentes tamanhos e que a energia  $e_{i,j}$  depende da distância entre  $i$  e  $j$ ,  $d(i,j)$ .

Sejam  $s_k$  e  $d_k$ , nós de origem e destino, respectivamente, para a transmissão de determinada mensagem  $k$ ,  $E_i(k)$  representa a energia residual

do nó  $i$  no instante em que a mensagem é gerada. A fração da energia presente em  $i$  após a transmissão de  $k$  é dada por:

$$\alpha_i(k) = 1 - E_i(k) / E_i \quad (3.7)$$

Sabendo-se que  $\lambda$  e  $\sigma$  são constantes escolhidas apropriadamente, os passos do algoritmo CMAX são apresentados abaixo:

- Considere a mensagem  $k$  na rede representada pelo grafo  $G$ . Eliminar os enlaces (arestas do grafo) cuja energia residual  $E_i(k) < e_{i,j} * I_k$ ;
- Associe a cada enlace  $(i,j)$  o peso  $w_{i,j}$ , tal que  $w_{i,j} = e_{i,j} (\lambda^{\alpha_i(k)} - 1)$ ;
- Encontre o menor caminho (em função do peso dos enlaces  $w_{i,j}$ ) entre a origem  $s_k$  e o destino  $d_k$  no grafo  $G$  reduzido e o atribua à  $\gamma_k$ ;
- Se  $(\gamma_k < \sigma)$ , rotear  $k$  senão descartar  $k$ . Caso  $\gamma_k = \infty$ , nenhuma rota foi encontrada.

O custo  $w_{i,j}$  depende exponencialmente da energia remanescente no nó (representada pelo parâmetro  $\alpha_i(k)$ ) e linearmente da potência necessária à transmissão de  $i$  a  $j$  (representada pelo parâmetro  $e_{i,j}$ ). Portanto a capacidade da bateria é critério prioritário na métrica de roteamento. O algoritmo evita caminhos que possuem grande consumo de potência e cujos nós possuem baixa reserva de bateria. Como explicado na subseção anterior, *max-min*  $z P_{min}$  primeiramente determina o caminho com menor consumo de potência e em seguida o caminho com maior reserva energética. CMAX absorve ambos os critérios no peso  $w_{i,j}$ .

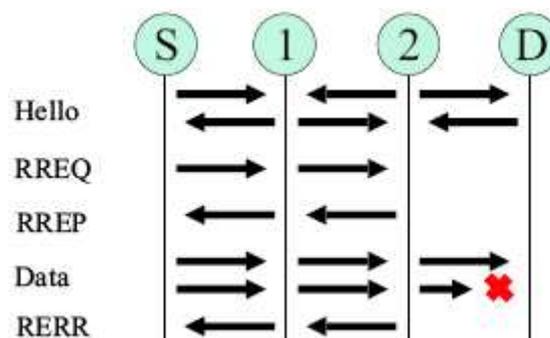
A constante  $\sigma$  reflete a funcionalidade de controle de admissão. A rota de menor custo escolhida pode ainda não ser usada caso os recursos disponíveis da rede não sejam suficientes, i.e.  $\gamma_k < \sigma$ . O custo do caminho é uma função crescente com o tempo, portanto, para determinado par (origem – destino), todas as mensagens serão aceitas até certo instante, a partir do qual as demais serão descartadas. Teoricamente, sem o controle de admissão, a rede pode receber mensagens excessivas que consomem seus recursos, afetando o seu desempenho.

No entanto, os resultados de [Kar et al., 2003] mostram que o descarte de mensagens quando há energia disponível é injustificável, já que com  $\sigma = \infty$  (sem controle de admissão) os resultados são excelentes com respeito à vazão

e tempo de vida da rede. Adicionalmente, os resultados também demonstram que o algoritmo CMAX possibilita uma ótima razão de competitividade, quando comparado ao algoritmo *off-line*.

### 3.1.10 AODV CONSCIENTE DA ENERGIA – ADAPTAÇÃO NA RETRANSMISSÃO DE PACOTES RREQ

O trabalho de [Naito et al., 2008] propõe a otimização energética do protocolo AODV [Perkins e Royer, 2003]. Como o DSR, o AODV é um protocolo reativo, i.e., as rotas somente são calculadas quando existe necessidade de transmissão. A procura por rotas utiliza o mesmo fluxo de mensagens RREQ e RREP, como explicado na Subseção 3.1.6 para o DSR. O AODV utiliza mensagens *hello* periódicas para detecção e monitoramento de enlaces. Se um elemento não recebe mensagens *hello* de certo vizinho após  $n$  ( $n$  depende da implementação) tentativas, detecta-se uma falha de enlace. No caso da detecção de queda de um enlace, é gerada uma mensagem de erro, RRER, à origem e cada nó intermediário que recebe RRER descarta a rota para o destino inválido. A Figura 10 ilustra uma troca de mensagens típicas do protocolo AODV.



**Figura 10:** Troca de mensagens do protocolo AODV

**Fonte:** [Naito et al., 2008]

Em redes AODV, diferentes elementos recebem a mesma mensagem RREQ e caso não possuam rota para o destino especificado, todos retransmitem a mensagem imediatamente. Isto incorre num grande consumo de energia. O protocolo idealizado em [Naito et al., 2008] cria um tempo de retransmissão  $T$  do pacote RREQ para cada nó. Este tempo é função do nível de energia do nó. Assim que RREQ é recebido, o nó inicia a contagem de  $T$  de acordo com o nível de sua bateria. O tempo é definido como grande caso a reserva de energia seja pequena e curto no caso da energia residual ser

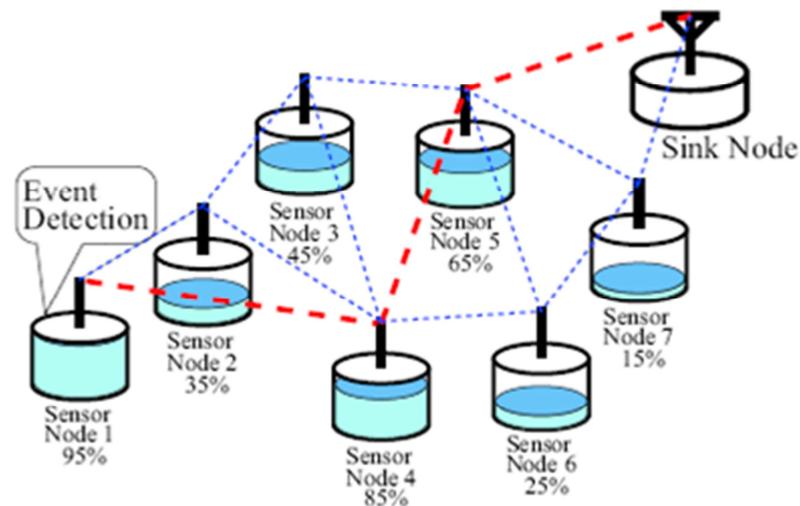
grande. A Tabela 1 apresenta valores típicos de atraso da mensagem RREQ para diversos níveis de energia residual.

**Tabela 1:** Tempo de retransmissão T em função do nível da bateria dos nós.

Fonte: [Naito et al., 2008]

Remaining battery capacity [%]	Timer delay [ms]
90 - 100	10
80 - 90	20
70 - 80	30
60 - 70	40
50 - 60	50
40 - 50	60
30 - 40	70
20 - 30	80
10 - 20	90
0 - 10	100

Até que T expire, o processo de *rebroadcasting* do RREQ é suspenso. A Figura 11 tipifica uma rede AODV, apresentando a porcentagem de reserva energética dos elementos.



**Figura 11:** Rede Ad-Hoc com AODV modificado

Fonte: [Naito et al., 2008]

O funcionamento do protocolo modificado no exemplo é descrito nos passos abaixo.

- Nó 1 detecta um evento e inicia o processo de descobrimento de rota transmitindo um pacote RREQ;
- Nós 2 e 4 recebem RREQ do nó 1 e disparam seus tempos de retransmissão T de acordo com suas energias residuais;

- Nó 4 retransmite o pacote RREQ primeiro, pois possui uma capacidade de bateria (85%) superior ao nó 2 (35%);
- Nó 2 recebe o broadcast de 4, nota que RREQ já foi retransmitido e cancela seu tempo T;
- Nós 3, 5 e 6 recebem RREQ enviado de 4 e iniciam seus tempos de retransmissão;
- Nó 5 retransmite o pacote RREQ primeiro, já que possui maior reserva de energia se comparada com os nós 3 e 6;
- Nós 3 e 6 recebem a mensagem RREQ do nó 5 e cancelam seus tempos de retransmissão;
- Nó de destino recebe RREQ de 5, reconhece-se como destino requisitado e envia confirmação da rota, RREP, ao nó 1. A rota entre os nós 4 e 5 está criada.

.A quantidade de mensagens RREQ retransmitidas diminui em função da temporização inserida no funcionamento do protocolo AODV, o que leva a uma redução do consumo energético e do *overhead* devido às retransmissões das mensagens RREQ. [Naito et al., 2008] também definem o conceito de nós “encaminhadores”; estes, além de possuírem alta reserva energética, devem estar próximos ao destino, a fim de se minimizar a quantidade de mensagens RREQ na rede. Os resultados apresentados mostram um tempo de vida da rede maior para o AODV modificado.

### 3.1.11 AODV CONSCIENTE DA ENERGIA – UMA NOVA MÉTRICA

O trabalho de [Lei e Xiaoqing, 2009] propõe outra forma de otimização energética do AODV. Nesta proposta, a reserva de energia dos nós é dividida em vários níveis. Quando a energia do nó está no primeiro nível (o mais baixo, L1), não há transmissão. A métrica considera dois parâmetros importantes no roteamento: energia residual do nó e quantidade de saltos. O pacote RREQ é modificado de forma a conter o custo do enlace. O novo pacote RREQ tem o seguinte formato: <end origem, broadcast id, end destino, *custo*>.

A métrica é integrada às mensagens RREQ e RREP. No AODV original, os nós somente respondem ao primeiro pacote RREQ. Na extensão proposta por [Lei e Xiaoqing, 2009], caso o número de sequência do pacote seja maior ou igual ao último recebido e o nível de energia (informação contida no pacote

RREQ) seja também superior, a tabela de roteamento é atualizada e a mensagem RREQ retransmitida.

O custo  $C$  do enlace entre os nós  $i$  e  $j$  no instante  $t$  é definido em [Lei e Xiaoqing, 2009] como:

$$C_j = \alpha L_i + 1/H_j \quad (3.8)$$

onde  $0 \leq \alpha \leq 1$ ,  $L_i$  é o nível de energia de  $i$  em  $t$  e  $H_j$  é a quantidade de saltos para  $j$ . Quando a energia de determinado nó  $i$  cai ao seu primeiro nível  $L_1$ ,  $i$  envia uma mensagem *Request to Disable* (RETD) a todos os seus vizinhos e todos os nós que possuem  $i$  em suas tabelas de roteamento invalidam a rota para  $i$  e retransmitem RETD para o próximo salto em direção ao nó  $i$ . Assim, a invalidação de determinado elemento da rede ocorre devido ao baixo nível de sua energia residual.

O mecanismo de análise da mensagem RREQ também deve ser modificado. No protocolo proposto por [Lei e Xiaoqing, 2009], todo nó ao receber uma mensagem RREQ deve verificar seu nível de energia  $L_i$ . Se o nível  $L_1$  foi atingido, o nó não deve mais participar do roteamento e inicia a transmissão da mensagem RETD. Caso  $L_i$  seja maior do que  $L_1$ , o nó processa as mensagens RREQ subsequentes. Caso o número de sequência seja maior ou igual ao último valor recebido e o custo recebido  $C_{j,t} < C_{j,t} - 1$  o nó atualiza sua tabela de roteamento. Os resultados das simulações apresentadas por [Lei e Xiaoqing, 2009] mostram que o tempo de vida da rede para o protocolo AODV modificado é superior ao medido no roteamento convencional.

As próximas seções resumem artigos sobre diferentes implementações do protocolo OLSR de modo a torná-lo energeticamente eficiente. Dividimos as abordagens estudadas entre as que alteram o método de seleção dos MPRs, as que alteram a métrica de roteamento em função da energia e as que adotam o mecanismo “Max-Min”.

## 3.2 PROPOSTAS DE OTIMIZAÇÃO ENÉRGICA DO OLSR

### 3.2.1 PROPOSTAS DE ALTERAÇÃO DO MÉTODO DE SELEÇÃO DOS NÓS MPRS EM FUNÇÃO DA ENERGIA

A proposta EE-OLSR [De Rango et al., 2008] prevê um novo método de seleção dos nós MPR em função do nível de energia do nó e de seu tempo de vida (conceito preconizado pelo MDR [Kim et al., 2002]).

No OLSR padrão, todos os nós possuem o mesmo valor para o campo *willingness* e, portanto, segundo a heurística de escolha dos MPRs apresentada na Seção 2.5, todos os nós têm a mesma probabilidade de serem escolhidos como MPR, sendo a seleção baseada somente no posicionamento dos nós na topologia da rede. A Tabela 2 apresenta os critérios para a definição do *willingness*, segundo a proposta EE-OLSR.

**Tabela 2:** Definição do *willingness* com base no nível de energia e tempo de vida do nó

Fonte: [De Rango et al., 2008]

Battery → Lifetime	Low	Medium	High
Short	W_LOW	W_LOW	W_LOW
Medium	W_LOW	W_DEFAULT	W_DEFAULT
Long	W_DEFAULT	W_HIGH	W_HIGH

O EE-OLSR propõe uma nova heurística para a seleção dos nós MPR, a qual é apresentada na Figura 12:

#### ENERGY AWARE WILLINGNESS

```

double battery = ENERGY/INIT_ENERGY;
double lifetime = 65535;
if (drain_rate() != 0.0)
    lifetime = ENERGY/drain_rate();
willingness() = OLSR_WILL_DEFAULT;
if (lifetime < 10.0)
    willingness() = OLSR_WILL_LOW;
else {
    if (battery < 0.1 && lifetime < 100.0)
        willingness() = OLSR_WILL_LOW;
    else if (battery > 0.1 && lifetime > 100.0)
        willingness() = OLSR_WILL_HIGH;
}

```

**Figura 12:** Heurística para definição do *willingness*

Fonte: [De Rango et al., 2008]

A Figura 12 mostra que a definição dos três valores para o *willingness* apresentados na Tabela 2 é função do nível de energia do nó e de seu tempo de vida, medido pela “taxa de dreno”.

A proposta de [De Rango et al., 2008] negligencia a energia consumida nos estados *idle* (quando um nó não está transmitindo nem recebendo) e *overhearing* (quando um nó está no raio de alcance de outro nó transmitindo dados *unicast* para um terceiro nó).

Os resultados mostram que a alteração do método de escolha dos MPRs prevista no EE-OLSR incorre numa maior quantidade de nós sobreviventes ao final da simulação, se comparado com o OLSR padrão. As simulações também mostram que os níveis de energia residuais dos nós e a vazão de dados são maiores na implementação do EE-OLSR. Contudo, os níveis de energia iniciais dos nós nas simulações são muito baixos, da ordem de 2,0 Joules (os nós “morrem” em um intervalo de tempo extremamente curto), o que é muito distante de um cenário real. Nota-se também que a variação da razão de pacotes recebidos (variável que traduz a quantidade de dados transmitidos), entre o protocolo modificado, EE-OLSR, e o padrão, é baixa, aproximadamente, 2%.

O trabalho de [Wardi et al., 2011] altera o processo de escolha dos MPRs em função da energia juntamente aos parâmetros *Reachability* e *Degree*, vistos na Seção 2.5. A proposta chamada de REOLSR2 é uma evolução da REOLSR [Wardi et al., 2010], a qual escolhe os MPRs exclusivamente em função da energia e incorre num incremento considerável de nós *Relays*.

Sendo  $N1$  o conjunto de nós vizinhos do nó de origem  $A$  e  $N2$  o conjunto dos nós a dois saltos de  $A$ , a nova heurística estabelecida pelo REOLSR2 é a seguinte:

Até que todos os nós em  $N2$  estejam cobertos por um nó no *MPR Set* de  $A$ :

- Para cada nó  $y$  em  $N1$ , calcule seu Alcance (*Reachability* –  $R(y)$ );
- Para cada nó  $y$  em  $N1$ , calcule a energia residual de  $y$ ,  $E(y)$ . Defina  $y_h$  como o nó com maior energia residual em  $N1$  e  $R(y) > 0$ ;
- Se  $E(y_h) - E(y) > \alpha$ , tal que  $\alpha$  é um parâmetro inerente à implementação, adicione  $y_h$  ao *MPR Set* de  $A$ . Caso contrário, selecione o nó com maior  $R(y)$  dentre os que possuem  $E(y) > E(y_h) - \alpha$ . Caso haja nós com o mesmo Alcance, escolha o nó com maior *Degree*, ( $D(y)$ ). Adicione o nó

escolhido ao *MPR Set* de A e remova o nó de *N2* coberto pelo nó selecionado.

Os resultados em [Wardi et al., 2011] mostram que a quantidade de nós ativos ao final da simulação é superior ao encontrado no OLSR padrão e na proposta REOLSR. Pode-se notar que a vazão de dados varia de acordo com os valores assumidos pelo parâmetro  $\alpha$ . Quando  $\alpha=0$ , REOLSR2 iguala-se ao REOLSR e com  $\alpha>10$ , o REOLSR2 é equivalente ao OLSR.

O trabalho de [Fatima e Najib, 2012] propõe um novo mecanismo de seleção de MPRs. A proposta, chamada de EM-OLSR, define o valor do *willingness* em função do nível da bateria dos nós e da velocidade dos mesmos. São criadas 3 (três) faixas para o *willingness*, cada uma associada à combinação dos 2 (dois) parâmetros – nível de energia e velocidade. Basicamente, nós com alta reserva energética e baixa velocidade terão um valor de *willingness* mais alto e, conseqüentemente, tenderão a serem escolhidos como MPR. Os resultados de [Fatima e Najib, 2012] mostram que o EM-OLSR leva a um maior tempo de vida da rede e aumento da vazão de dados, se comparado com o OLSR padrão.

O trabalho de [Ghanem et al., 2005] apresenta dois modelos de seleção dos nós MPRs em função do nível de energia. A primeira extensão, E-OLSR:1, adota, como primeiro passo, a regra padrão (quantidade de vizinhos) para a eleição dos nós MPRs e em caso de empate, recorre ao nível de energia dos nós como critério decisório. A segunda extensão, E-OLSR:2, inverte a ordem de prioridade dos critérios utilizados no E-OLSR:1; adotando o nível da bateria como primeira regra à seleção dos MPRs e em caso de empate, escolhe o elemento com maior quantidade de vizinhos a dois saltos. Os resultados de [Ghanem et al., 2005] resumem-se a apresentar a quantidade de nós ativos em função do tempo, a qual é maior para os modelos E-OLSR:1 e E-OLSR:2, quando comparados ao OLSR. Contudo, não é comentado o desempenho com relação à vazão de dados. Os resultados de [Ghanem et al., 2005] são criticados por [Kunz, 2008], como será visto na Subseção 3.2.3.

### 3.2.2 PROPOSTAS DE ALTERAÇÃO DO MÉTODO DE SELEÇÃO DE ROTAS EM FUNÇÃO DA ENERGIA

O trabalho de [Adoni e Joshi, 2012] altera o processo de roteamento do OLSR, criando a proposta OLSRM (OLSR *Multipath*). A primeira modificação é a implementação do roteamento baseado na origem (*source routing*). A escolha do próximo salto no OLSR pode não ser ótima e para superar este problema, [Adoni e Joshi, 2012] propõem o roteamento com base na origem. Nesta situação, quando um nó calcula um caminho, a informação de todos os nós deste é inserida no cabeçalho do pacote IP. Para o encaminhamento dos pacotes, os nós intermediários precisam somente de ler a informação já presente no cabeçalho. A segunda modificação é a introdução da informação do nível de energia dos nós na tabela de roteamento. Para tanto, os campos *reserved* das mensagens *hello* e TC são modificados de forma a refletirem o nível de energia do nó. A informação completa do caminho é inserida na tabela de roteamento com as informações das energias residuais dos elementos. Para cada caminho possível entre origem e destino, OLSRM identifica o nó com menor nível de bateria e dentre estes, escolhe o caminho que contenha o nó com o máximo valor. Assim, OLSRM utiliza-se da abordagem “Max-Min”.

### 3.2.3 PROPOSTAS DE ALTERAÇÃO DOS MÉTODOS DE SELEÇÃO DE ROTAS E DOS NÓS MPRS EM FUNÇÃO DA ENERGIA

A proposta EMPR [Mahfoudh e Minet, 2008] apresenta um mecanismo de seleção dos nós MPR com base no nível de energia residual dos nós. O trabalho estuda 3 (três) variantes que dependem da vizinhança do nó que está computando seu conjunto MPR. Considerando  $E_R(M)$  como a energia residual do nó  $M$ , os três modelos propostos pelo EMPR são relacionados abaixo:

- *OLSR-E*: considera somente  $E_R(M)$ , i.e., a energia residual do candidato EMPR,  $M$ ;
- *OLSR-M1E*: considera a energia residual do candidato EMPR,  $M$ , ponderando-a com a potência necessária à transmissão e recepção dos pacotes de seus vizinhos a um salto;
- *OLSR-M2E*: considera a energia residual do candidato EMPR,  $M$ , ponderando-a com as potências necessárias à transmissão e recepção dos pacotes de seus vizinhos a um e dois saltos;

O EMPR não considera nenhuma mensagem adicional para a implementação do mecanismo proposto. A mensagem *hello* é modificada de forma a incluir as seguintes informações:

- Energia residual do nó transmissor (nó M, candidato à MPR), no caso do modelo *E*;
- Energia residual do nó transmissor (nó M, candidato à MPR) e mínima energia para se alcançar os nós a um salto, no caso do modelo *M1E*;
- Energia residual do nó transmissor (nó M, candidato à MPR) e mínima energia para se alcançar os nós a um e dois saltos no caso do modelo *M2E*;

A proposta de [Mahfoudh e Minet, 2008] também modifica a métrica de roteamento, a qual deixa de ser em função da quantidade de saltos para levar em conta as energias de transmissão e recepção consumidas para se transmitir um pacote fim a fim. A proposta define  $E_{trans}$  (energia despendida na transmissão do pacote) e  $E_{rcv}$  (energia gasta na recepção):

$$E_{trans} = P_{trans} * T \quad (3.9)$$

$$E_{rcv} = P_{rcv} * T; \quad (3.10)$$

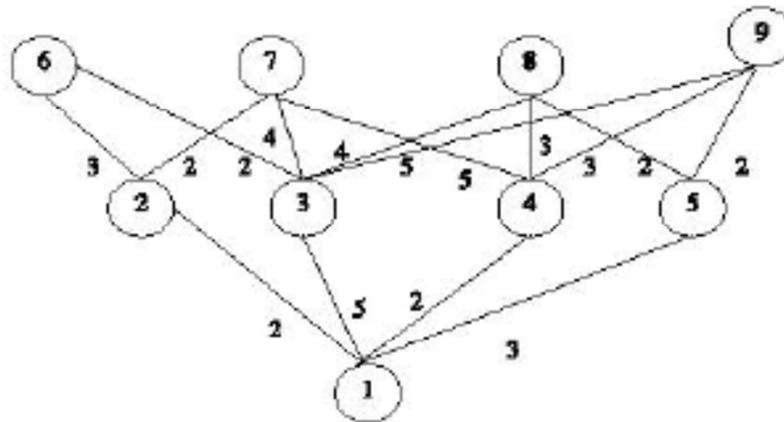
onde  $P_{trans}$  e  $P_{rcv}$  são as potências necessárias à transmissão e recepção, respectivamente, e  $T$ , a duração da transmissão do pacote.

Quando determinado pacote é transmitido, devido à natureza compartilhada do ambiente sem fio, este pacote é “ouvido” por outros nós, mesmo que não sejam o destinatário do mesmo. Adicionalmente, os nós situados em zonas de interferência e ao alcance do transmissor, recebem o pacote mas não podem decodificá-lo. Estas duas características geram perda de energia. Para calcular a quantidade de energia consumida em uma transmissão fim a fim, o EMPR define  $cost_{trans}(i)$ , tal que  $cost_{trans}(i) = E_{trans} + n * E_{rcv}$ , onde  $n$  representa o número de nós “acordados” pertencentes à zona de interferência do nó transmissor  $i$ . Esta nova variável é utilizada como métrica de roteamento no protocolo modificado de forma que caminhos com menor consumo de energia fim a fim sejam escolhidos no processo de seleção de rotas. Para que a quantidade de nós ao alcance do nó transmissor  $i$  seja conhecida (informação necessária ao cálculo do custo dos caminhos), a mensagem TC é modificada incluindo-se a informação do número de nós na

área de interferência (nós a até 2 saltos de distância) do nó originador da mensagem TC.

Os resultados da proposta são verificados por simulações realizadas na ferramenta NS2 e mostram que o número médio de MPRs por nó é maior nas propostas M1E e M2E, se comparadas ao OLSR nativo. Isto é esperado, pois o OLSR padrão tem como premissa minimizar o número de MPRs por nó e as propostas citadas visam escolher como MPR, nós com melhores condições energéticas. O aumento deste número incorre numa maior quantidade de mensagens TC retransmitidas. Os resultados também demonstram que o tempo de vida da rede verificado para o protocolo modificado, segundo os 3 mecanismos propostos, é maior se comparado ao protocolo padrão. Nota-se que os modelos OLSR-M1E e OLSR-M2E, por levarem em conta a energia consumida pelos nós a um e dois saltos, possuem um desempenho superior ao modelo OLSR-E, o qual considera, unicamente, o nível de energia dos nós vizinhos. Outro ponto a ser destacado é o desempenho superior dos modelos propostos ao se avaliar a quantidade de dados transmitidos.

A proposta de [Benslimane et al., 2006], EOLSR, altera os critérios de seleção dos nós MPRs e de seleção de rotas. Sua particularidade é o uso do conceito “Max-Min”, introduzido pelo algoritmo MMBCR [Toh et al., 2010] e também utilizado por outros trabalhos detalhados nesta dissertação. Cada enlace entre o nó computando seu *MPR-Set*, nó  $N$ , e seus vizinhos, e destes para os vizinhos a dois saltos de  $N$ , tem um peso atribuído que é função da energia necessária à transmissão entre os nós que definem o enlace. Para cada par de enlaces entre  $N$  e seus vizinhos a dois saltos,  $N$  identifica o máximo consumo de energia para cada possível caminho. Dentre estes valores, é escolhido o menor consumo e o enlace associado define o nó MPR de  $N$ . [Benslimane et al., 2006] chamam esta implementação de MMEC (*Minimum-maximum energy conservation*). A Figura 13 ilustra o conceito do MMEC.



**Figura 13:** Exemplo de escolha de MPR. Enlaces possuem pesos associados ao consumo de energia.

**Fonte:** [Benslimane et al., 2006]

Considerando o nó 6 como destino, o nó 1 tem 2 (dois) caminhos: 1-2-6 e 1-3-6. Para a primeira rota, o máximo consumo é 3 e na segunda opção, o valor máximo é 5. O MMEC seleciona, dentre os máximos valores, o menor e, portanto, o nó 2 é escolhido como MPR de 1. Este cálculo é feito para todos os nós a dois saltos do nó 1 até que todos estejam cobertos por um nó MPR. Pode-se concluir que no modelo MMEC, o *MPR-Set* do nó 1,  $MPR(1) = \{2,4\}$ . No OLSR padrão teríamos  $MPR(1) = \{3\}$ , já que o nó 3 cobre todos os vizinhos a dois saltos do nó 1.

Além de alterar a heurística padrão para seleção dos nós *Relays*, EOLSR também adota o esquema MMEC para escolha do caminho ótimo com relação ao consumo de energia. O algoritmo de *Dijkstra* passa a assumir como métrica a potência de transmissão entre dois nós.

Os resultados em [Benslimane et al., 2006] indicam que os nós MPR no EOLSR consomem menos energia se comparado ao OLSR. Mostram também que a implementação EOLSR imprime um maior tempo de vida da rede e maior volume de dados transmitidos.

A proposta de [Kunz, 2008] é analisar as variações do OLSR existentes na literatura relacionadas à eficiência energética do protocolo. Os trabalhos de [Ghanem et al., 2005], [Guo e Malakooti, 2007] e [Benslimane, 2006] são estudados e têm seus resultados comparados. [Ghanem et al., 2005] explora somente a modificação do processo de seleção dos MPR, que passar a ser realizado com base no nível de energia dos nós e não no nível de cobertura

(parâmetros *Reachability* e *Degree* vistos na Seção 2.5) dos nós a dois saltos de distância, como previsto no OLSR padrão. Em [Guo e Malakooti, 2007] a métrica de roteamento é alterada, escolhendo-se caminhos em função da energia residual dos nós. O trabalho de [Benslimane, 2006] foi descrito anteriormente e combina os mecanismos de [Ghanem et al., 2005] e [Guo e Malakooti, 2007], alterando o método de seleção dos *Multipoint Relays* e a métrica de roteamento de forma a escolher caminhos energeticamente melhores. [Kunz, 2008], a exemplo dos trabalhos [Ghanem et al., 2005], [Guo e Malakooti, 2007] e [Benslimane, 2006], implementa as alterações no protocolo, analisa os prós e contras de cada modelo, avaliando o impacto destas modificações no desempenho da rede e a real eficácia das propostas.

[Kunz, 2008] afirma que não se pode verificar melhor desempenho nas propostas estudadas para cenários estáticos e que os ganhos potenciais somente podem ser observados em cenários dinâmicos. A justificativa apresentada é que no primeiro caso, quando os nós morrem, o OLSR padrão simplesmente escolhe um novo caminho mais curto até que todas as rotas falhem. Segundo [Kunz, 2008], o OLSR padrão já é altamente otimizado (mínimo *overhead*) e não se espera que outra modificação supere o protocolo apresentado pela RFC 3626 ao alternar entre caminhos estáticos distintos. Para cenários dinâmicos, segundo [Kunz, 2008], evita-se nós com baixo nível de energia e existem caminhos alternativos devido à alteração da disposição da rede. Os nós com pouca energia residual são poupados e utilizados posteriormente, quando são a única opção entre a origem e o destino.

As simulações são realizadas para cenários com nós fixos e móveis e para 4 (quatro) variações: 1) OLSR comum, 2) OLSR com método de seleção dos MPR modificado, 3) OSLR com métrica modificada e 4) modelo híbrido (combinação dos dois últimos). Comparando-se a quantidade de pacotes transmitidos entre as 4 implementações do OLSR num cenário fixo, não se pode observar melhor desempenho para as alterações propostas. Os resultados demonstram que, nesta condição, o OLSR padrão é bastante competitivo e não superado para diferentes taxas de transmissão. Adicionalmente, é mostrado que no OLSR com novo critério de escolha dos MPRs, o desempenho é inferior ao do OLSR tradicional, pois ocorre um incremento na quantidade de nós MPR o que leva ao aumento do número de

mensagens TC e, conseqüentemente, maior consumo de energia. A variante com melhor desempenho corresponde ao OLSR com roteamento modificado. Neste caso, o protocolo tem a mesma informação topológica parcial inerente ao OLSR e seleciona caminhos que evitam nós com baixa energia residual. Vale ressaltar que [Kunz, 2008] não apresenta informações sobre a energia dos nós, apenas a quantidade de pacotes transmitidos em cada cenário estudado.

O trabalho de [Kunz, 2008] é uma crítica aos trabalhos que alteram o critério de seleção dos nós *relays* do protocolo OLSR em função da energia. Entretanto, como será apresentado mais adiante nesta dissertação, este mecanismo pode sim, imprimir ganhos no tempo de vida da rede e na quantidade de informação transmitida, conforme os resultados de simulações no NS-2.

### 3.3 RESUMO DO CAPÍTULO

Este capítulo descreveu diversos mecanismos e adaptações de protocolos para redes *ad-hoc* energeticamente eficientes.

As propostas de otimização energética do OLSR são realizadas no método de seleção dos nós MPRs ou na métrica de roteamento, deixando-se de considerar o caminho mais curto para se adotar a rota com maior reserva de energia ou menor consumo energético. Os resultados apresentados pelas várias propostas de otimização energética estudadas mostram, de forma geral, uma extensão no tempo de vida da rede e um incremento no volume de informações transmitidas.

Este trabalho não encontrou propostas com o intuito de combinar métricas conscientes da energia e da qualidade dos enlaces, objeto da proposta desta dissertação. Ao negligenciar a qualidade dos enlaces na escolha de caminhos, pode-se comprometer um dos principais objetivos das implementações conscientes da energia, que é a maximização do volume de informações transmitidas.

O próximo capítulo apresenta uma análise sobre algumas das principais propostas de otimização energética do OLSR existentes na literatura, exibindo e comparando os resultados obtidos de simulações.

#### 4. ANÁLISE DAS PROPOSTAS EFICIENTES EM ENERGIA BASEADAS NO OLSR

Como apresentado no capítulo anterior, as propostas de otimização energética do OLSR alteram o método de seleção dos nós MPRs ou a métrica de roteamento em função do nível residual das baterias ou combinam as duas abordagens anteriores.

Neste capítulo, são apresentadas duas implementações realizadas, OLSR-EMPR e OLSR-ERT, para algumas das proposições existentes na literatura que consideram os níveis de energia dos nós como critérios de seleção dos nós *Relays* e de rotas. Uma terceira implementação que combina a abordagem “Max-Min” tradicional (MMBCR [Toh et al., 2010]) à quantidade de saltos, OLSR-EMM, é também apresentada. Os resultados encontrados são comparados analisando-se diversos parâmetros da rede.

##### 4.1. OLSR-EMPR

Conforme descrito no Capítulo 2, o OLSR tem um conceito chave que é a definição de nós *Multipoint Relays* (MPR) como únicos aptos a retransmitirem informações topológicas – mensagens TC. Esta característica diminui significativamente o *overhead* na rede. Foi visto também que o critério de seleção dos MPR é feito de forma que o conjunto destes nós, *MPR set*, seja mínimo e suficiente para se cobrir todos os vizinhos a dois saltos do nó que está computando seu conjunto de MPRs. O campo *willingness* presente na mensagem *hello* é o critério principal para seleção dos MPRs; quanto maior o valor desta variável que é divulgado por determinado nó, maior a chance deste tornar-se MPR. Os valores assumidos por *willingness* variam de 0 (zero) a 7 (sete), sendo que todo nó com *willingness* igual a 0 não é escolhido como *Relay* e nós com *willingness* igual a 7 são sempre selecionados como MPR. No OLSR, todos os nós têm o valor de *willingness* predefinido, igual a 3. Assim, todos os elementos possuem a mesma “tendência” a serem escolhidos como MPR, e os critérios passam a ser o *Reachability* (quantidade de vizinhos ainda não cobertos por um nó contido no conjunto MPR), seguido do *Degree* (quantidade absoluta de vizinhos). O OLSR tradicional adota a categorização apresentada pela Tabela 3 como definição da tendência de determinado nó ser eleito MPR.

**Tabela 3:** Classificação utilizada pelo OLSR padrão para se definir a tendência do nó ser escolhido como MPR.

Classificação da "tendência"	Valor do "willingness"
WILL_NEVER	0
WILL_LOW	1
WILL_DEFAULT	3
WILL_HIGH	6
WILL_ALWAYS	7

A simples consideração do nível de energia como critério de escolha do MPR pode incorrer num grande aumento da quantidade de nós MPRs e, conseqüentemente, num maior overhead na rede, como mostrado por [Kunz, 2008]. A implementação OLSR-EMPR, de maneira a não incrementar consideravelmente o tamanho do conjunto MPR, não adota unicamente a energia residual como critério de seleção dos nós MPRs, mas sim assume que o valor do parâmetro *willingness* é função da reserva de bateria dos nós. Para tanto, a mensagem *hello* foi modificada de forma a incorporar a informação do nível da bateria do nó. Cada valor utilizado para o *willingness* (são adotados os valores 1, 3, 5, 6 e 7) compreende uma faixa de valores de reserva de energia e representa, qualitativamente, os seguintes níveis energéticos: 1 – muito baixo, 3 – baixo, 5 – médio, 6 – alto e 7 – muito alto. A Tabela 4 apresenta os valores de *willingness* utilizados pelo OLSR-EMPR para os diferentes níveis de energia dos elementos da rede.

**Tabela 4:** Valores do *willingness* em função do nível de energia utilizados pelo "OLSR-EMPR".

Faixa de níveis de energia	Valor do <i>willingness</i>
0 - 20 Joules	1
20 - 50 Joules	3
50 - 80 Joules	5
80 - 110 Joules	6
> 110 Joules	7

A heurística padrão para cálculo do *MPR Set* é mantida, sendo que nós com níveis mais altos de reserva de bateria têm maior tendência a serem selecionados como MPR. Contudo, comparando-se nós com distintos níveis de energia, mas com o mesmo valor de *willingness*, a informação da quantidade de vizinhos destes elementos, refletida pelos parâmetros *Reachability* e *Degree*, passa a ser o critério decisório para a eleição dos MPRs. Esta

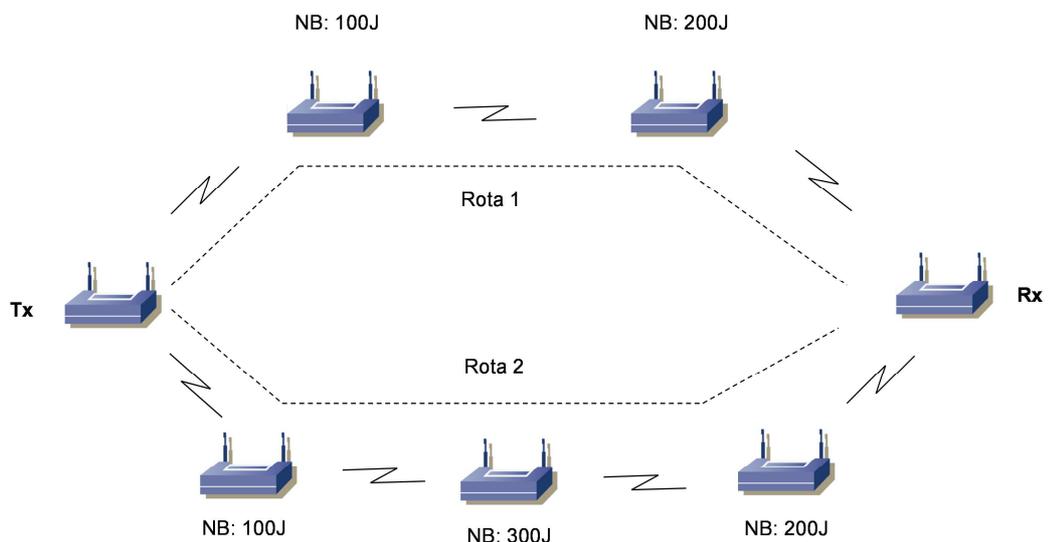
alteração não implica grande aumento do *MPR Set* e, portanto, não acarreta um aumento significativo do *overhead* na rede.

#### 4.2. OLSR-ERT

A segunda alteração do protocolo OLSR, OLSR-ERT, foi realizada na métrica de roteamento do OLSR de forma que o custo de determinado caminho seja a soma dos inversos dos níveis de energia dos nós que compreendem o mesmo. Sendo  $I_i(t)$  o nível da bateria do nó  $i$  no instante  $t$ , o custo do enlace divulgado por  $i$  será:

$$C_i(t) = 1/I_i(t) \quad (4.1)$$

Caso o custo do enlace fosse considerado como puramente o nível da bateria do nó vizinho, i.e.,  $C_i(t) = I_i(t)$ , ao se procurar o caminho com maior reserva energética ter-se-ia um considerável aumento na quantidade de saltos e, conseqüentemente, grande diminuição da vazão. Portanto, foi adotado o inverso do nível da bateria como métrica e o mecanismo procura o caminho com menor custo fim a fim (a soma dos inversos dos níveis de energia dos elementos deve ser mínima) e, portanto, busca-se caminhos com maior reserva energética e menor quantidade de saltos. A Figura 14 ilustra o processo de escolha de caminhos proposto pelo OLSR-ERT.



**Figura 14:** Seleção de caminhos no OLSR-ERT.

Existem duas rotas possíveis entre origem e destino e os níveis de bateria dos elementos são expressos em Joules na Figura 14. Segundo a

Equação 4.1, as rotas 1 e 2 possuem custos totais igual a 0,0150 e 0,0183 respectivamente. Deste modo, o caminho escolhido é a rota 1, apesar da segunda rota possuir maior reserva energética. Percebe-se que a menor quantidade de saltos do primeiro caminho é decisória para a eleição do mesmo.

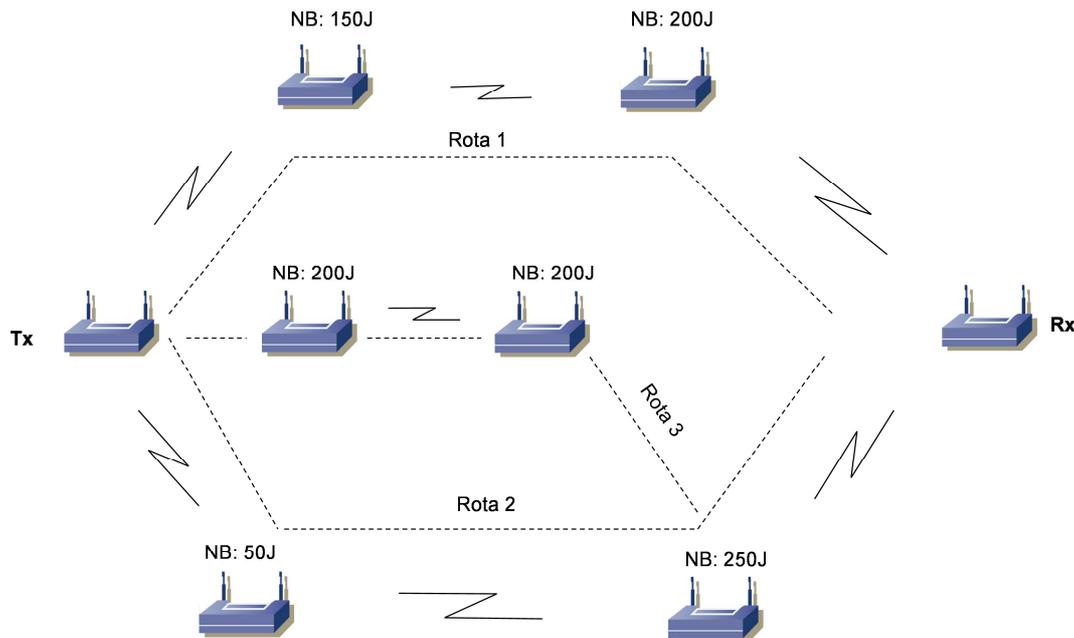
### 4.3. OLSR-EMM

O terceiro modelo, OLSR-EMM, utiliza-se do conceito “Max-Min”, introduzido por [Toh et al., 2010] e usado por [Adoni e Joshi, 2012] e [Benslimane et al., 2006]. A implementação anterior, OLSR-ERT, considera como melhor caminho a rota com maior reserva de energia. No entanto, este caminho pode conter um elemento com energia residual muito baixa e sua escolha pode levar à partição da rede.

A abordagem “Max-Min” tradicional, dentre os caminhos possíveis entre origem e destino, prevê a escolha da rota cuja menor reserva de energia seja máxima. Neste caso, não se leva em conta a quantidade de saltos e, portanto, a seleção do caminho cujo menor nível de energia seja máximo pode levar a um considerável aumento na quantidade de saltos. O OLSR-EMM modifica o algoritmo de *Dijkstra* introduzindo uma nova métrica de roteamento,  $C$ , a qual é dada por:

$$C = \text{hop\_count} / \text{min\_energy}; \quad (4.2)$$

tal que “*hop\_count*” corresponde à quantidade de saltos e “*min\_energy*” à mínima reserva energética do caminho. OLSR-EMM busca a rota cujo o custo  $C$  seja mínimo. Assim, diferentemente do conceito “Max-Min” original, a informação de quantidade de saltos é considerada. O  $C$  mínimo implica o valor máximo para o denominador da Equação 4.2, o que leva à seleção da rota cujo mínimo valor de energia residual seja máximo dentre os caminhos possíveis. A Figura 15 ilustra o processo de escolha de caminhos proposto pelo OLSR-EMM.



**Figura 15:** Seleção de caminhos no OLSR-EMM.

Segundo a Equação 4.2, as rotas 1, 2 e 3 possuem, respectivamente, os seguintes custos:  $C_1=0,013$ ,  $C_2=0,015$  e  $C_3=0,04$ . Podemos notar que o caminho com o máximo mínimo valor para a energia residual é a rota 3, para a qual a mínima reserva energética é de 200J. Segundo o mecanismo MMBCR [Toh et al., 2010], apresentado na Subseção 3.1.3, a rota 3 seria selecionada como melhor caminho. Contudo, este caminho possui 3 saltos da origem ao destino, enquanto as rotas 1 e 2 possuem 2 saltos apenas. Ao se levar em conta esta variável, conforme proposto pelo OLSR-EMM, a rota 1 é escolhida como o melhor caminho.

A análise de desempenho das extensões do OLSR, OLSR-EMPR, OLSR-ERT e OLSR-EMM foi realizada mediante simulações em software utilizando o NS-2 [NS2, 2013] e é apresentada na seção seguinte.

Os scripts de linguagem TCL (*Tool Command Language*) utilizados para implementar todos os cenários utilizados neste trabalho encontram-se descritos no Anexo A desta dissertação.

#### 4.4. ANÁLISE DE PARÂMETROS DA REDE

A análise de resultados consistiu na montagem de um cenário de uma rede em malha sem fio em que alguns fluxos de dados foram injetados e diversos parâmetros da rede, tais como vazão, tempo de vida, tamanho do

conjunto de nós MPRs e nível residual da energia dos nós, foram avaliados ao longo das simulações.

#### 4.4.1. SIMULADOR E CENÁRIO CONSIDERADO

O software utilizado nas simulações foi o NS-2 (Network Simulator 2), versão 2.34. O NS-2 é um simulador de eventos discretos, de código aberto, empregado em pesquisas relacionadas a redes de comunicação [NS-2, 2013].

Ressalta-se que o código padrão do NS-2, na versão utilizada, não dispõe do protocolo de roteamento OLSR. Desta maneira, foi necessário recorrer à implementação desenvolvida pela Universidade de Murcia [Ros, 2009], totalmente aderente à RFC 3626 [Clausen e Jacquet, 2003], a qual descreve o protocolo em questão.

A Tabela 5 resume os parâmetros utilizados nas simulações.

**Tabela 5:** Parâmetros utilizados nas simulações.

<b>Parâmetros da simulação</b>	
Modelo de propagação	<i>TwoRayGround</i>
Tipo de rede	IEEE 802.11
Alcance da transmissão	242m
Modelo de mobilidade	Rede estática
Tamanho da fila	50
Vazão	11Mbps
Política de descarte	<i>Drop Tail/Queue Tail</i>
<b>Cenário</b>	
Topologia	700 x 700m
Número de nós	40
Tempo de simulação	600s
<b>Especificações do "Energy Model"</b>	
Energia inicial	30-140J
Potência transmissão (Watt)	1,8
Potência recepção (Watt)	0,8
Potência <i>Idle</i> (Watt)	0

O cenário é composto de 40 nós *mesh*, dos quais 5 nós transmissores e 5 nós receptores foram fixados nas extremidades da topologia. Estes elementos possuem níveis de energias iniciais altas o suficiente para que não “morram” durante a simulação. Os outros 30 nós foram espalhados pela topologia com energias iniciais distintas que variam de 30 a 140 Joules. São

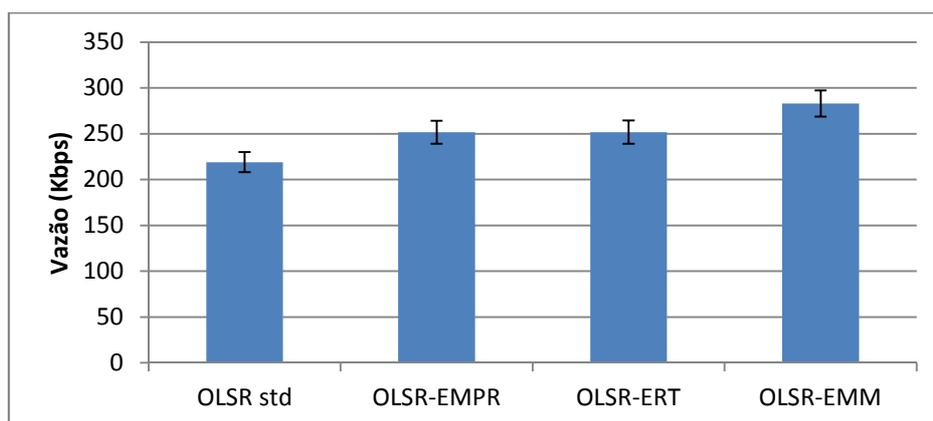
simulados 7 cenários, onde cada um conta com uma distribuição espacial dos nós aleatória. Foram gerados 10 fluxos CBR (*Constant Bit Rate*) com taxas de 80 Kbps e pacotes de 512 bytes. A transmissão dos dados inicia-se aos 30 segundos de simulação e se estende até o final. Vale salientar que, no modelo OLSR-EMPR, os nós transmissores e receptores têm o *willingness* definido como sendo igual a 1, de forma a evitar-se que sejam sempre escolhidos como MPRs em função da alta reserva energética.

A Subseção 4.4.2 apresenta os resultados da análise de desempenho feita para as 3 alterações do OLSR aqui implementadas, OLSR-EMPR, OLSR-ERT e OLSR-EMM. Destaca-se que todos os resultados apresentados foram obtidos da análise dos arquivos de “trace” das simulações por programas desenvolvidos em “awk”.

#### 4.4.2. ANÁLISE DE DESEMPENHO

O primeiro parâmetro comparado entre as alterações do OLSR implementadas e o protocolo tradicional é a vazão, medida em Kbps.

A Figura 16 apresenta a vazão acumulada para as distintas extensões do OLSR simuladas, comparando-as com o protocolo padrão. Salienta-se que os gráficos apresentados nesta dissertação consideram um intervalo de confiança de 95% e a média dos valores encontrados para os diferentes cenários simulados.

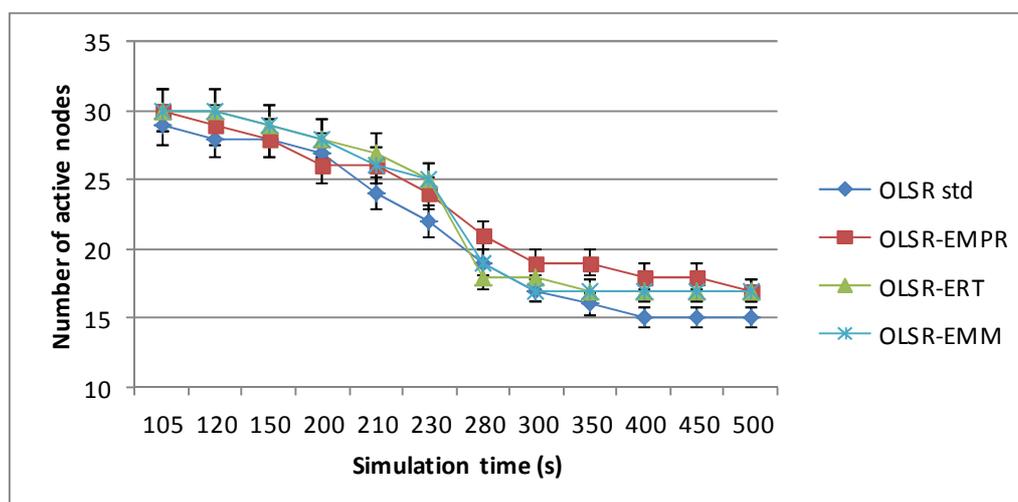


**Figura 16:** Vazão (Kbps) para as distintas extensões do OLSR.

Pode-se observar que as versões do OLSR modificadas (OLSR-EMPR, OLSR-ERT e OLSR-EMM) levam a resultados melhores do que o encontrado para o OLSR tradicional (OLSR std), o que pode ser também visto em [Wardi et

al., 2011] e [De Rango et al., 2008]. Ademais, a extensão OLSR-EMM possui melhor desempenho, já que a mesma evita caminhos que contenham nós com energias residuais muito baixas e, portanto, retarda o instante de partição da rede. A maior vazão obtida para as extensões do OLSR é devida ao maior tempo de vida da rede verificado nestas implementações. A utilização do nível de energia dos nós como critério de seleção dos nós *Relays* e de rotas preserva os elementos com menores energias residuais, retardando a exaustão das baterias dos nós.

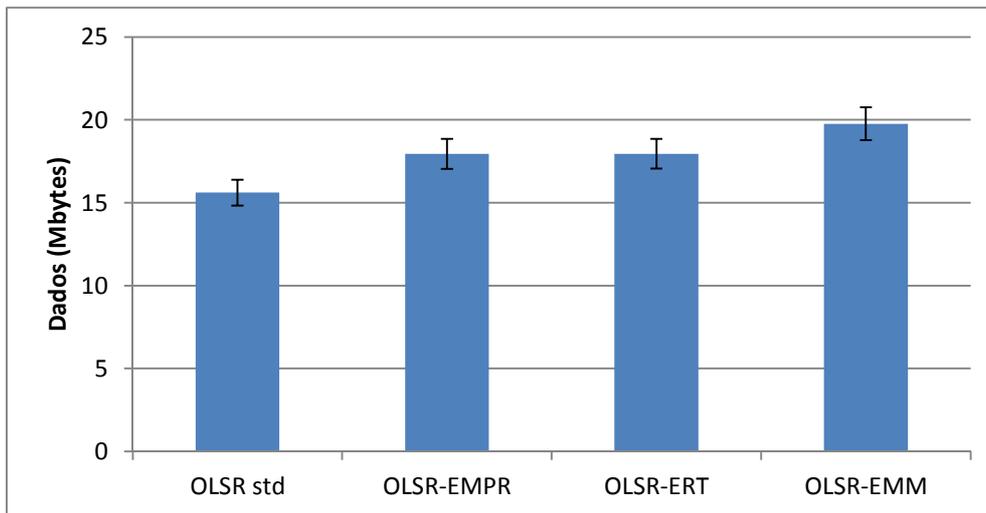
A Figura 17 apresenta a quantidade de nós ativos durante o período da simulação para as quatro versões do OLSR comparadas.



**Figura 17:** Quantidade de nós ativos durante a simulação.

Nota-se que no OLSR padrão, os elementos “morrem” mais cedo do que nas versões do OLSR otimizadas energeticamente, como mostram também [De Rango et al., 2008], [Adoni e Joshi, 2012], [Mahfoudh e Minet, 2008] e [Ghanem et al., 2005].

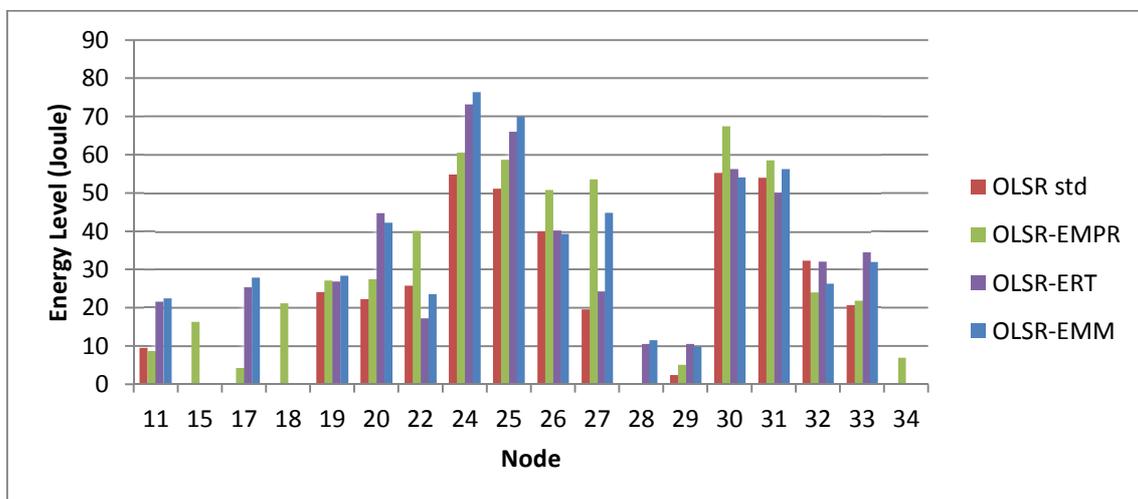
A Figura 18 apresenta a quantidade de dados transmitidos para as 4 (quatro) variações do OLSR simuladas.



**Figura 18:** Quantidade de dados transmitidos para as distintas extensões do OLSR.

É possível observar que as versões do OLSR eficientes em energia levam a uma maior quantidade de informações transmitidas, sobretudo a extensão OLSR-EMM.

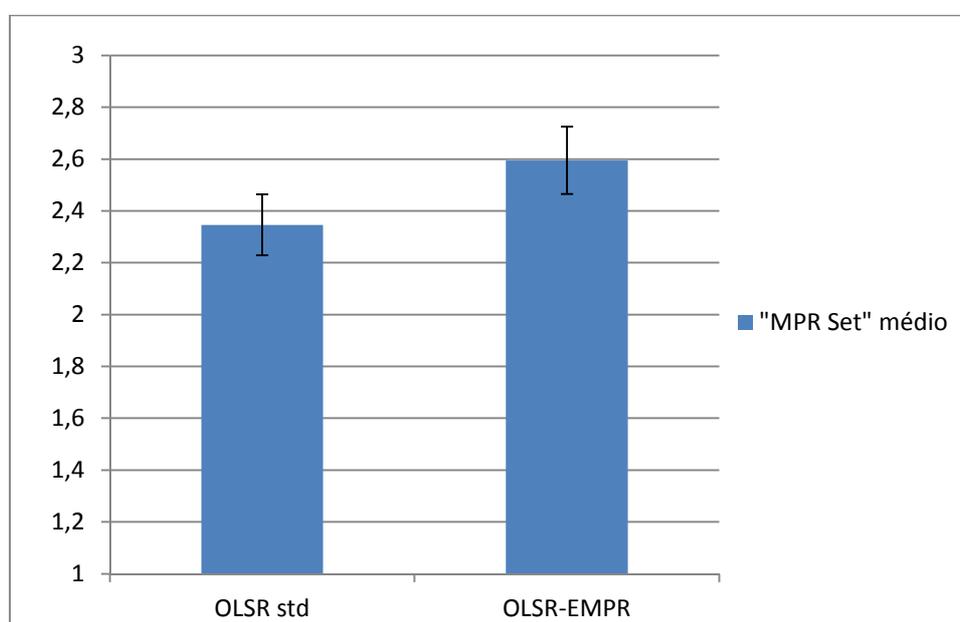
Outro ponto analisado é o nível de energia dos nós sobreviventes ao final da simulação. A Figura 19 compara esta informação entre o OLSR tradicional e suas versões eficientes em energia.



**Figura 19:** Nível de energia residual dos nós ao final da simulação.

Verifica-se que, a exemplo de [De Rango et al., 2008], os níveis residuais de energia dos nós sobreviventes são consideravelmente maiores para as versões do OLSR otimizadas em energia. A energia final média para o OLSR padrão é de 29,48J. Para as versões EMPR, ERT e EMM, os níveis médios residuais das baterias são de 32,54J, 35,68J e 37,64J, respectivamente.

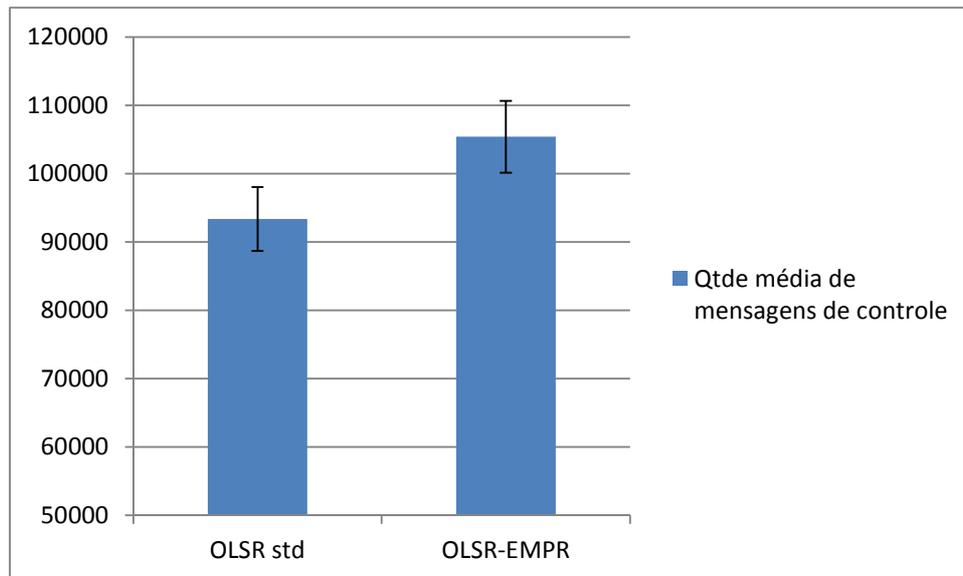
O tamanho médio do *MPR Set* (conjunto de nós MPRs) é comparado entre o OLSR-EMPR (versão que altera o critério de seleção dos MPRs) e OLSR std (protocolo segundo RFC 3626). O OLSR-EMPR, conforme visto no início desta seção, utiliza o nível de bateria do nó para definir o valor parâmetro *willingness*. O modelo estabelece faixas de energia associadas a determinado valor do *willingness*, relação apresentada na Tabela 4, e o critério decisório para a escolha de nós dentro da mesma faixa são os parâmetros *Reachability* e *Degree*, conforme a RFC 3626. Os arquivos de “trace” das simulações apresentam o conjunto de MPRs para os 40 nós do cenário em 5 instantes distintos da simulação. A Figura 20 mostra o tamanho médio do *MPR Set* para o OLSR-EMPR e OLSR std.



**Figura 20:** Tamanho médio do conjunto de MPRs.

A consideração do nível de energia para a definição do valor do *willingness* acarreta um aumento de 11% no tamanho médio do conjunto de MPRs. Isto é esperado, pois o OLSR-EMPR altera o objetivo principal do método padrão de seleção dos MPRs, o qual consiste em minimizar o MPR Set.

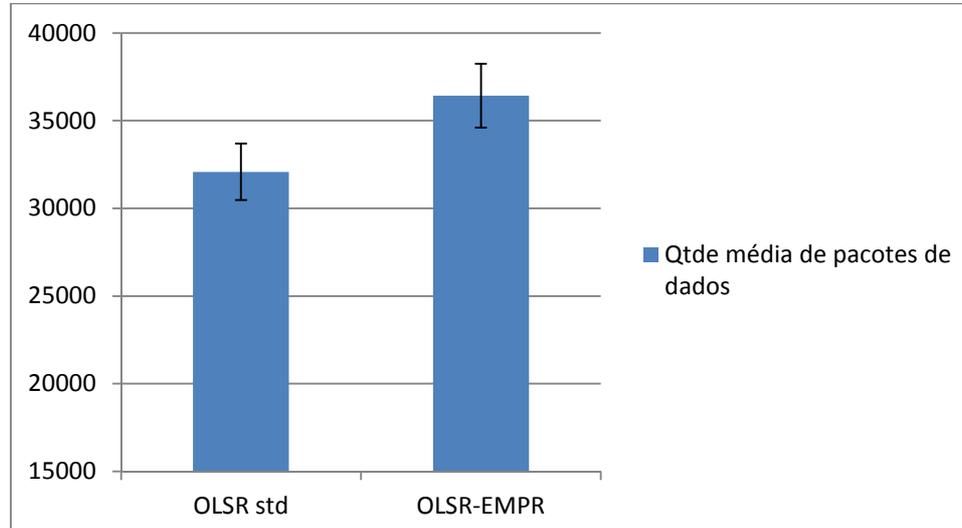
Como visto na Seção 2.5, os nós MPRs são responsáveis por difundir as mensagens de controle; portanto, um acréscimo na quantidade destes nós incorre no aumento do overhead na rede. A Figura 21 apresenta a quantidade média de mensagens TC transmitidas para o OLSR comum e sua versão otimizada energeticamente, OLSR-EMPR.



**Figura 21:** Quantidade média de mensagens TC.

Observa-se que a versão modificada possui, aproximadamente, 13% a mais de mensagens de controle do que o protocolo padrão.

Apesar do aumento da quantidade de mensagens TC, a extensão do OLSR, OLSR-EMPR, possibilita um aumento na quantidade de mensagens de dados, o que pode ser constatado pela Figura 22.



**Figura 22:** Quantidade média de pacotes de dados recebidos.

#### 4.5. RESUMO DO CAPÍTULO

Foram implementadas três dos principais mecanismos eficientes em energia existentes para o OLSR – (1) OLSR-EMPR: alteração do método de seleção dos MPRs, como realizado em [De Rango et al., 2008] e [Wardi et al., 2011], (2) OLSR-ERT: modificação do critério de seleção de rotas em função

da energia, a exemplo de [Adoni e Joshi, 2012] e (3) OLSR-EMM: alteração da métrica de roteamento adotando-se a abordagem “Max-Min”. Esta última adota o nível de energia como métrica de roteamento evitando-se caminhos que contenham nós com energias residuais muito baixas, como visto em [Adoni e Joshi, 2012] e [Benslimane et al., 2006]. A proposta OLSR-EMM, além de levar em conta o menor nível de energia do caminho visando à postergação da partição da rede, considera também a quantidade de saltos.

Foi possível constatar que a adoção do nível de energia dos nós como critério de escolha dos nós *Relays*, modelo OLSR-EMPR, assim como critério de seleção dos caminhos, modelos OLSR-ERT e OLSR-EMM, acarreta um maior tempo de vida da rede e um acréscimo na quantidade de dados transmitidos. Adicionalmente, foi verificado um melhor desempenho para a extensão OLSR-EMM, se comparado às outras versões otimizadas energeticamente, OLSR-EMPR e OLSR-ERT.

O próximo capítulo versará sobre a proposta deste trabalho, a otimização energética do OLSR-ETX, *ETX-EMPR* [Machado et al., 2013].

## 5. PROPOSTA ETX-EMPR

As variações do OLSR eficientes em energia apresentadas no Capítulo 4 não consideram a qualidade dos enlaces como critério de seleção de rotas. Os trabalhos existentes, assim como as implementações OLSR-EMPR, OLSR-ERT e OLSR-EMM descritas no capítulo anterior, visam à maximização do tempo de vida da rede e ao aumento na quantidade de dados transmitidos. Sabendo-se do bom desempenho do OLSR-ETX no que tange à vazão de dados, este trabalho propõe duas extensões a este protocolo de forma a otimizá-lo energeticamente, com o intuito de prolongar o tempo de vida da rede. A primeira extensão, denominada ETX-EMPR, propõe uma mudança no critério de escolha dos MPRs considerando o nível de energia dos nós, similarmente à implementação OLSR-EMPR apresentada no Capítulo 4. A segunda extensão, denominada ETX hyb, propõe uma nova métrica de roteamento, adotando a informação do nível de energia dos nós em seu cálculo. Até onde foi possível investigar, não foi encontrado outro trabalho na literatura que combine as abordagens *quality-aware* e *energy-aware* para escolha de rotas do protocolo OLSR.

### 5.1. ETX-EMPR

O ETX-EMPR [Machado et al., 2013] adota o mesmo critério de seleção dos nós *Relays* utilizado pelo OLSR-EMPR, como explicado na Seção 4.1. Cada nível de energia está associado a um valor de *willingness*, conforme apresentado na Tabela 4. A eleição do nó MPR entre elementos com o mesmo *willingness* é função dos parâmetros *Reachability* e *Degree*. A mensagem *hello* é modificada de maneira a conter a informação do nível de energia do nó. Neste caso, a métrica de roteamento é a mesma do protocolo OLSR-ETX, correspondendo ao inverso das probabilidades de transmissão e recepção de pacotes entre dois nós vizinhos -  $1/(p_d \times p_i)$ , a qual tem o objetivo de selecionar enlaces com baixas taxas de perda.

### 5.2. ETX hyb

A segunda extensão, denominada ETX hyb, propõe uma nova métrica de roteamento, adotando a informação do nível de energia dos nós em seu cálculo. Como mostrado na Seção 2.8, a métrica ETX é dada por  $1/(p_d \times p_i)$ . Em

nossa proposta, a nova métrica considera as probabilidades de sucesso na transmissão nos dois sentidos do enlace juntamente ao nível de energia do nó vizinho. Assim, o custo  $C$  de determinado enlace passa a ser definido como:

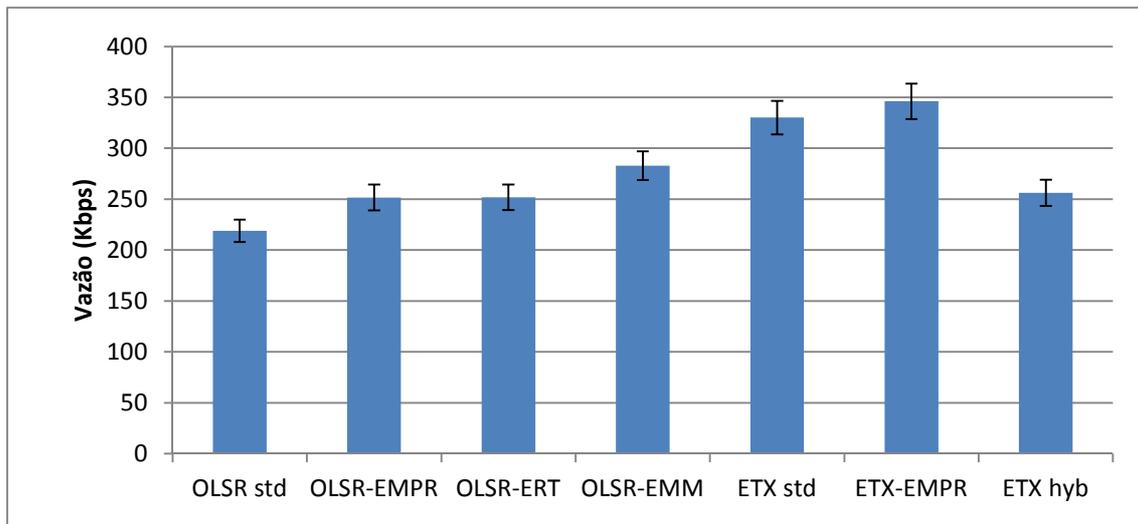
$$C = 1/(p_d \times p_i) * 1/(nb\_energy), \quad (5.1)$$

tal que  $nb\_energy$  corresponde ao nível de energia do nó vizinho. Escolhe-se o caminho cujo custo  $C$  seja mínimo, i.e., ETX hyb busca enlaces com baixas taxas de perda e que contenham nós com alta reserva de energia. Pode-se observar que existe um compromisso entre as duas partes que compõem o custo do enlace (a que leva em consideração a qualidade dos enlaces e a que considera o nível residual de energia).

### 5.3. ANÁLISE DE PARÂMETROS DA REDE

Foram simulados os mesmos cenários com os mesmos parâmetros descritos no Capítulo 4 para se avaliar o desempenho das duas propostas ETX-EMPR e ETX hyb. Analogamente, são gerados 10 fluxos CBR (Constant Bit Rate) com taxas de 80 Kbps e pacotes de 512 bytes. Os nós transmissores e receptores são fixados nas extremidades da topologia e possuem reservas energéticas suficientemente altas a se manterem “vivos” por toda a simulação. Os gráficos apresentam a média de 7 simulações com intervalo de confiança de 95%.

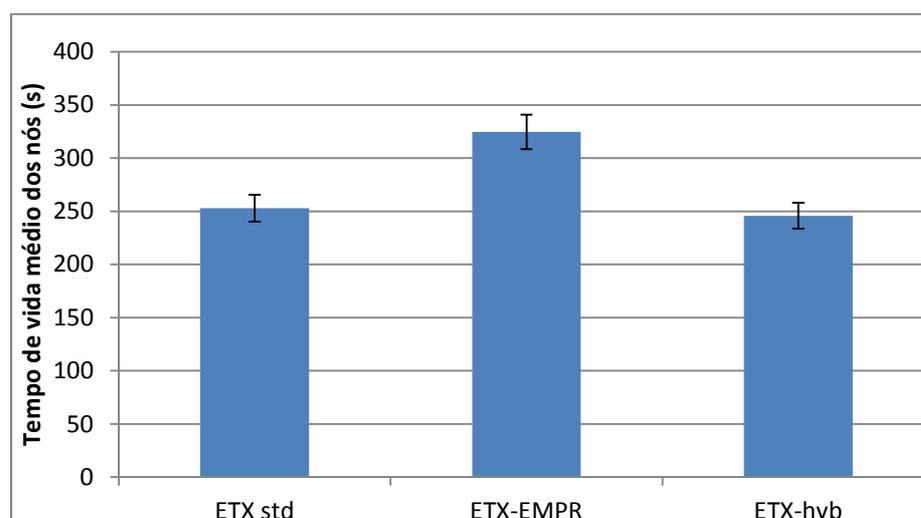
A Figura 23 apresenta a média da vazão total de dados para as propostas de alteração do OLSR-ETX, comparando-as com o ETX padrão (ETX std) e às versões do OLSR modificadas descritas no Capítulo 4.



**Figura 23:** Vazão em Kbps para todas as versões simuladas.

Como esperado, o OLSR-ETX tradicional possui ótimo desempenho, bem superior ao do OLSR padrão. Verifica-se também um excelente resultado para o ETX-EMPR, com a vazão de dados equivalente ao OLSR-ETX e, eventualmente, superior. O ETX-hyb possui desempenho bem inferior ao ETX tradicional e à primeira proposta, ETX-EMPR. Como esperado, nota-se claramente o aumento da vazão para as versões do OLSR que consideram a qualidade dos enlaces como critério de escolha de rotas.

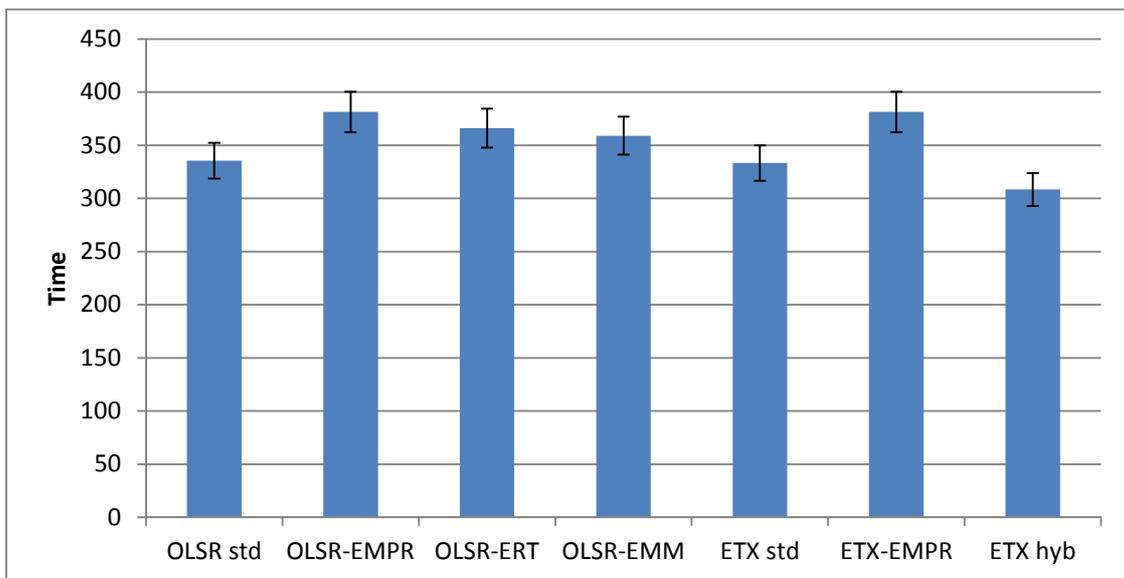
A Figura 24 mostra o tempo de vida médio dos nós para as versões do OLSR-ETX. Podemos verificar que o modelo híbrido, ETX-hyb, não traz ganhos se comparado ao ETX padrão e que o modelo ETX-EMPR estende o tempo de vida dos nós.



**Figura 24:** Tempo de vida médio para as distintas versões do ETX simuladas.

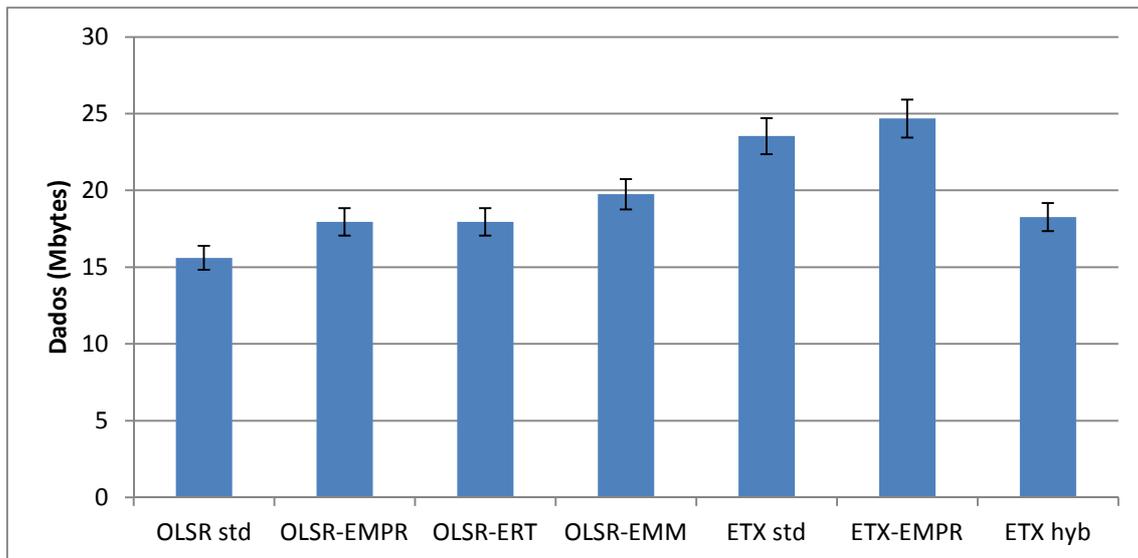
Observa-se uma considerável extensão do tempo de vida da rede para o ETX-EMPR. O ETX hyb não garante um prolongamento do tempo de vida.

O tempo de vida da rede é identificado em [Kunz, 2008] pelo instante em que o primeiro nó “morre” ou pelo tempo até que determinada aplicação esteja indisponível. A Figura 25 mostra os instantes em que o último pacote de dados é recebido para as diversas variações do OLSR. Notamos que as três extensões do OLSR apresentadas no Capítulo 4 incorrem num maior tempo de vida e que a proposta ETX-EMPR prolonga o tempo de transmissão dos dados, se comparado com o OLSR-ETX tradicional. Vale ressaltar que o tempo de vida observado para o ETX-EMPR é similar ao verificado para o OLSR-EMPR. Podemos verificar que o modelo híbrido, ETX-hyb, o qual utiliza uma métrica combinada (“*Energy-Aware*” \* “*Quality-Aware*”), não garante um maior tempo de vida da rede.



**Figura 25:** Instante de recebimento do último pacote de dados.

Para trazer ganhos efetivos, a extensão do tempo de vida da rede, objetivo comum das propostas de métricas eficientes em energia, deve resultar em uma maior quantidade de dados transmitidos fim-a-fim. A Figura 26 apresenta o volume de dados em MBytes transmitido durante o período da simulação para as distintas alterações do OLSR. O volume absoluto de dados reflete a vazão apresentada na Figura 23.



**Figura 26:** Volume de dados em Mbytes para cada versão simulada.

Notamos que o OLSR padrão possui o pior desempenho dentre as variações estudadas. Os modelos OLSR-EMPR e OLSR-ERT têm desempenhos equivalentes, podendo-se concluir pela eficácia da consideração da energia como critério de roteamento ou de escolha dos MPRs, como mostrado em [Mahfoudh e Minet, 2008]. Como apresentado na Seção 4.4, a extensão OLSR-EMM garante um melhor desempenho se comparado às versões OLSR-EMPR e OLSR-ERT. O ETX com processo de seleção dos MPRs modificado tem resultado similar ao ETX padrão, podendo, em alguns cenários, superá-lo. No início da simulação, o ETX tradicional deve superar sua variação ETX-EMPR. No entanto, com a exaustão das baterias, o ETX-EMPR possibilita um maior tempo de vida dos nós e, conseqüentemente, o prolongamento das transmissões.

#### 5.4. RESUMO DO CAPÍTULO

Este capítulo apresentou duas propostas de extensão do OLSR-ETX, ETX-EMPR e ETX hyb. Esta última considera uma métrica híbrida, combinando a qualidade dos enlaces, parâmetro relativo ao OLSR-ETX, ao nível de energia dos nós. Os resultados mostram que ETX hyb possui um desempenho inferior ao OLSR-ETX e que não prolonga o tempo de vida da rede. A proposta deste trabalho, ETX-EMPR, altera o processo de escolha dos nós MPRs, associando o valor do *willingness* ao nível de bateria dos nós. Os resultados mostram que

ETX-EMPR oferece o bom desempenho do OLSR-ETX em relação ao volume de dados transmitidos e ainda aumenta o tempo de vida da rede.

## 6. CONCLUSÃO

O tempo de vida dos nós em redes ad-hoc é um problema típico, visto a ausência de fontes de energia estáveis para a alimentação dos elementos das redes em malha ou redes de sensores. O prolongamento do tempo de vida da bateria que alimenta os nós destas redes é um objetivo endereçado por muitos trabalhos na literatura.

O presente trabalho apresentou uma análise detalhada de diversos algoritmos e protocolos energeticamente eficientes para redes *ad-hoc*. Foram descritos os mecanismos básicos para a implementação de protocolos otimizados em energia, tais como MTPR, MBCR, MMBCR e MDR.

Este trabalho também implementou algumas das principais extensões ao protocolo de roteamento OLSR que objetivam o prolongamento do tempo de vida da rede. Alterou-se o método de seleção dos nós *Multipoint Relays* e de caminhos com base na energia residual dos nós, modelos OLSR-EMPR e OLSR-ERT, respectivamente. Foi possível observar um acréscimo no tempo de vida da rede da ordem de 10% para as versões OLSR-EMPR e OLSR-ERT, quando comparadas com o OLSR padrão. Constatou-se um aumento no volume de dados transmitidos de, aproximadamente, 12% para estas duas extensões. Estes resultados também podem ser verificados em diversas propostas de otimização energética do OLSR descritas no Capítulo 3 desta dissertação.

Adicionalmente, o trabalho propôs uma nova abordagem para uso do conceito “Max-Min”, o OLSR-EMM, uma métrica que combina a máxima mínima energia residual com a quantidade de saltos. Pôde-se notar o bom desempenho do OLSR-EMM quando comparado ao OLSR tradicional e às versões OLSR-EMPR e OLSR-ERT.

Também foram propostas duas alterações do protocolo OLSR-ETX com o intuito de torná-lo energeticamente eficiente. A proposta de extensão do OLSR-ETX, ETX hyb, introduz uma nova métrica que combina o nível da energia e a qualidade dos enlaces. As simulações realizadas mostraram que a versão híbrida do ETX possui desempenho similar às propostas OLSR-EMPR e OLSR-ERT, tendo, porém, resultados piores se comparado ao ETX padrão e ETX-EMPR. Por outro lado, a outra proposta deste trabalho para extensão do

OLSR-ETX, denominada ETX-EMPR, além de escolher caminhos com enlaces com baixa probabilidade de perda, garante um maior tempo de vida da rede ao escolher nós MPRs em função da reserva de energia dos nós da rede. ETX-EMPR oferece desempenho superior às propostas puramente relacionadas ao OLSR padrão, comumente presentes na literatura.

## 6.1 CONTRIBUIÇÕES

Esta dissertação apresentou um estudo detalhado sobre os principais mecanismos e protocolos eficientes em energia em redes *ad-hoc* e pode ser adotada como referência para futuras consultas a respeito do tema.

A principal contribuição deste trabalho foi a combinação das abordagens “*quality-aware*” e “*energy-aware*” ao protocolo de roteamento OLSR, vista na proposta ETX-EMPR. Até onde foi possível a este trabalho investigar, não há outras propostas que levem em consideração a qualidade dos enlaces juntamente à extensão do tempo de vida da rede.

## 6.2 TRABALHOS FUTUROS

Há uma série de oportunidades de aperfeiçoamento da proposta ETX-EMPR ou propostas subsequentes que proponham a considerar a qualidade dos enlaces e o nível de energia dos elementos da rede.

Com relação ao ETX hyb, pode-se considerar uma métrica aditiva entre as partes que consideram a energia e a qualidade dos enlaces e variar os pesos dados às mesmas em busca de resultados melhores. Outra oportunidade a ser estudada é a definição de um limiar do nível da bateria, acima do qual utilizar-se-ia a métrica padrão do ETX e abaixo do qual, levar-se-ia em conta a energia dos nós.

Uma importante sugestão de trabalho futuro é simular o comportamento das implementações apresentadas nesta dissertação, sobretudo do ETX-EMPR, em cenários móveis (redes MANETs) e com redes mais densas. Outra oportunidade seria combinar o OLSR-EMM com o ETX-EMPR. Neste cenário, caso dois caminhos possuam o mesmo custo definido pelo OLSR-EMM, ter-se-ia o ETX do enlace como critério de desempate. Há espaço também para a otimização energética de outros protocolos conscientes da qualidade dos

enlaces, como OLSR-ETT [Draves et al, 2004], OLSR-ML [Passos et al., 2006] e OLSR-MD [Cordeiro et al., 2007].

Por fim, recomenda-se a implementação da extensão ETX-EMPR em um cenário real de redes *ad-hoc* e testá-la na prática.

## 7. REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

[Adoni e Joshi, 2012] Adoni, Kirti Aniruddha; Joshi, Radhika. "Optimization of Energy Consumption for OLSR Routing Protocol in MANET". *International Journal of Wireless & Mobile Networks*; Feb2012, Vol. 4 Issue 1, p251.

[Benslimane et al., 2006] Benslimane, A.; El Khoury, R.; El Azouzi, R.; Pierre, S. Univ. of Avignon, Avignon, "Energy Power-Aware Routing in OLSR Protocol", *Mobile Computing and Wireless Communication International Conference, MCWC 2006*.

[Chang e Tassiulas, 2000] Jae-Hwan Chang, Leandros Tassiulas. "Energy conserving routing in wireless ad-hoc networks". In *Proc. IEEE INFOCOM*, Tel Aviv, Israel, Mar. 2000.

[Chen et al., 2001] B. Chen, K. Jamieson, H. Balakrishnan, R. Morris. "Span: An Energy-Efficient Coordination Algorithm for Topology Maintenance in Ad-Hoc Wireless Networks". *Proc. ACM Mobile Computing and Networking Conference*, 2001, pp.85-96.

[Clausen e Jacquet, 2003] Clausen, T. e P. Jacquet. *Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)*. RFC Experimental 3626, Internet Engineering Task Force.

[Cordeiro et al., 2007] W. Cordeiro, Aguiar, E.; Moreira, W.; Abelem, A.; Stanton, M. "Providing Quality of Service for Mesh Networks Using Link Delay Measurements", *Proceedings of 16th International Conference on Computer Communications and Networks*, 2007. ICCCN 2007.

[De Couto et al., 2003] Douglas S. J. De Couto, Daniel Aguayo, John Bicket, Robert Morris. "A High-Throughput Path Metric for Multi-Hop Wireless Routing". *MobiCom '03 Proceedings of the 9th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*, 2003.

[De Rango et al., 2008] Floriano De Rango, Marco Fotino, Salvatore Marano. "EE-OLSR: Eenergy Efficient OLSR routing protocol for mobile

ad-hoc networks", D.E.I.S. Department, University of Calabria, Via P.Bucci, Rende, Itália, 2008

[Draves et al, 2004] R. Draves, J. Padhye, and B. Zill, "Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks," in ACM MobiCom, Setembro de 2004, pp. 114–128.

[Fatima e Najib, 2012] Lakrami Fatima, Elkamoun Najib, "Energy and mobility in OLSR routing protocol", Cyber Journals: Multidisciplinary Journals in Science and Technology, Journal of Selected Areas in Telecommunications (JSAT), Março de 2012.

[Fenney, 2001] L. M. Fenney. "An Energy Consumption Model for Performance Analysis fo Routing Protocols for Mobile Ad-Hoc Networks", Mobile Networks and Applications, 5(3):179-189.

[Gadallah e Kunz, 2002] Y. Gadallah, T. Kunz. "Energy Consumption in ad-hoc routing protocols: comparing DSR, AODV and TORA". Proc. 1st International Conference on Ad-Hoc Networks and Wireless, Setembro de 2002, pp. 161-176.

[Ghanem et al., 2005] N. Ghanem, S. Boumerdassi, E. Renault. "New energy saving mechanisms for mobile ad-hoc networks using OLSR". Proc. 2nd ACM Int. Workshop on Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks, Outubro de 2005, pp. 273-274.

[Guo e Malakooti, 2007] Z. Guo and B. Malakooti. "Energy Aware Proactive MANET Routing with Prediction on Energy Consumption", Proc. 2007 Int. Conf. on Wireless Algorithms, Systems and Applications, Agosto de 2007, pp. 287-293.

[Haas et al., 2002] Z. J. Haas, M. R. Pearlman, P. Samar. "The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad-Hoc Networks", zrp-04, IETF, 2002.

[Heinzelman et al., 2000] W. Rabiner Heinzelman, A. Chandrakasan, H. Balakrishnan, "Energy-e\_cient routing protocols for wireless microsensor

networks". In Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS '00), Janeiro de 2000.

[IEEE 802.11 Standard, 1999] IEEE 802.11 Standard, LAN MAN Standards Committee of IEEE Computer Society, 1999.

[Johnson e Hancke, 2007] David Johnson, Gerhard Hancke. "Comparison of two routing metrics in OLSR on a grid based mesh network". Department of Electrical, Electronic and Computer Engineering, University of Pretoria, CSIR, Meiring Naude Rd Brummeria, Pretoria, Gauteng 0184, África do Sul, 2007.

[Johnson e Maltz, 2007] D. Johnson, Y. Hu, and D. Maltz. "The Dynamic Source Routing Protocol (DSR) for Mobile Ad hoc Networks for IPv4," RFC 4728, Internet Engineering Task Force, 2007.

[Kar et al., 2003] Koushik Kar, Murali Kodialam, Lakshman, Leandros Tassiulas, "Routing for Network Capacity Maximization in Energy-constrained Ad-hoc Networks", IEEE INFOCOM, 2003.

[Kim et al., 2002] D. Kim, J.J. Garcia-Luna-Aceves, K. Obraczka, J. Cano, and P. Manzoni. "Power-Aware Routing Based on The Energy Drain Rate for Mobile AdHoc Networks". In Proceedings of the IEEE International Conference on Computer Communication and Networks, 2002.

[Kunz, 2005] Kunz, Thomas H. "On the inadequacy of MANET routing to efficiently use the wireless capacity", Proc. IEEE Int. Conf. on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications, pp. 109-116, 2005.

[Kunz, 2008] Kunz, Thomas H. "Energy-Efficient variations of OLSR". International Wireless Communications and Mobile Computing Conference. IWCMC '08, 2008.

[Lei e Xiaoqing, 2009] Qu Lei, Wang Xiaoqing, "Improved energy-aware AODV routing protocol", International Conference on Information Engineering. ICIE '09, 2009.

[Li et al., 2001] Qun Li, Javed Aslam, Daniela Rus, "Online Poweraware Routing in Wireless Adhoc Networks", MobiCom '01 Proceedings of the 7th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, 2001.

[Machado et al., 2013] Machado, D. L. P., Carrano, R., Saade, D. C. M. "Análise de extensões do protocolo OLSR eficientes em energia e proposta de otimização energética do OLSR-ETX", Workshop de Redes de Acesso, 31º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos, Brasília, 2013.

[Mahfoudh e Minet, 2008] Saoucene Mahfoudh, Pascale Minet. "An Energy Efficient Routing Based on OLSR in Wireless Ad Hoc and Sensor Networks", AINAW '08 Proceedings of the 22nd International Conference on Advanced Information Networking and Applications Workshops, 2008.

[Maleki et al., 2002] Maleki, M., Dantu, K., and Pedram, M., "Power-aware source routing protocol for mobile ad hoc networks". In Proceedings of the 2002 International Symposium on Low Power Electronics and Design. Monterey, CA, 2002.

[Misra e Banerjee, 2002] Archan Misra, Suman Banerjee, "MRPC: Maximizing Network Lifetime for Reliable Routing in Wireless Environments". IEEE Wireless Communication and Networking Conference, WCNC, 2002.

[Naito et al., 2008] Katsuhiko Naito, Kazuo Mori, and Hideo Kobayashi, "Evaluation of Power-aware Routing for Sensor Networks with Forwarder Nodes", Journal of Systemics, Cybernetics and Informatics, IIIISCI, 2008.

[NS2, 2013] NS2 – <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>, acessado em Abril de 2013.

[OLSR-ETX, 2013] "OLSR-ETX," OLSR, [Online]. Disponível em: <http://www.olsr.org/docs/README-Link-Quality.html>, acessado em Janeiro/2013.

[Park e Corson, 2001] V. Park and S. Corson. "Temporally Ordered Routing Algorithm (TORA)," tora-spec-04, Internet Engineering Task Force, 2001.

[Passos et al., 2006] Passos, D., Teixeira, D. V., Saade, D. C. M., Magalhães, L. C. S, Albuquerque, C. V. N. "Mesh Network Performance Measurements". International Information and Telecommunications Technologies Symposium, 2006.

[Perkins e Bhagwat, 1994] C. E. Perkins and P. Bhagwat. "Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for mobile computers," ACM SIGSOMM Computer Communication, vol. 24. no. 4, pp. 234-244, 1994.

[Perkins e Royer, 2003] C. E. Perkins and E. B. Royer. "Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing," RFC 3561, Internet Engineering Task Force, 2003.

[Ribeiro, 2007] Anna Verônica Fernandes Ribeiro, "Uso de Redes Mesh como Solução para o Canal de Retorno da TV Digital Interativa", Dissertação de Mestrado, Universidade Federal Fluminense, Departamento de Engenharia de Telecomunicações, 2007.

[Ros, 2009] Ros, F. J. OLSR protocol for the ns2 network simulator. University of Murcia, Murcia, Espanha, 2009.

[Singh e Raghavendra, 1998] S. Singh, and C.S Raghavendra. "Power-Aware Routing in Mobile Ad hoc networks", Proceedings of MobiCom'98, Dallas, Texas, Outubro de 1998.

[Toh et al., 2010] C-K. Toh, Hiroshi Cobb, and David A. Scott. "Performance Evaluation of Battery-life-Aware Routing Schemes for

Wireless Ad Hoc Networks", Mobile Multimedia & High Speed Networking Laboratory, Georgia Institute of Technology, 2010.

[Tonnesen, 2004] Andreas Tonnesen. "Implementing and Extending the Optimized Link State Routing Protocol", Dissertação de Mestrado, Department of Informatics, University of Oslo, Oslo, 2004.

[Valle et al., 2009] Valle, R.; Justen, A. F. A.; Silva, J. O.; Passos, D.; Carrano, R.; Saade, D.C. Muchalut; Albuquerque, Celio Vinicius Neves de; Magalhães, Luiz Claudio Schara. Infraestrutura de Comunicação para Linhas de Transmissão de Energia através de Redes em Malha sem Fio. In: 8th International Information and Telecommunications Symposium, 2009, Florianópolis. I2TS 2009, 2009.

[Wardi et al., 2010] Wardi, K. Hirata, Y. Higami and K. Shinya. "Energy Aware MPR Selection Mechanism in OLSR-based Mobile Ad-Hoc Networks", in Proc. the 17th International Multi-Conference on Advanced Computer Systems (ACS-AIBIS), Polônia, Outubro de 2010.

[Wardi et al., 2011] Hirata, K.; Higami, Y.; Kobayashi, S.-Y. "Residual energy-based OLSR in mobile ad-hoc networks", International Conference on Multimedia Technology (ICMT), Hangzhou, China, 2011.

[Xu et al., 2001] Y. Xu, J. Heidemann, D. Estrin. "Geography-informed Energy Conservation for Ad-Hoc Routing", Proc. ACM Mobile Computing and Networking Conference, 2001, pp.70-84.

## ANEXO A

## A.1. SCRIPT TCL PARA O PROTOCOLO OLSR

```

# Define options
set opt(chan)      Channel/WirelessChannel ;# channel type
set opt(prop)      Propagation/TwoRayGround ;# radio-propagation model
set opt(netif)     Phy/WirelessPhy ;# network interface type
set opt(mac)       Mac/802_11 ;# MAC type
set opt(ifq)       Queue/DropTail/PriQueue ;# interface queue type
set opt(ll)        LL ;# link layer type
set opt(ant)       Antenna/OmniAntenna ;# antenna model
set opt(ifqlen)    50 ;# max packet in ifq
set opt(nn)        40 ;# number of mobilenodes
set opt(adhocRouting) OLSR ;# routing protocol
set opt(cp)        "/home/diogo/Desktop/ns-allinone-2.34/ns-
2.34/tcl/mobility/scene/cp40_2" ;
set opt(sc)        "/home/diogo/Desktop/ns-allinone-2.34/ns-
2.34/tcl/mobility/scene/scene40_700_8" ;
#set opt(cp)        "" ;# connection pattern file
#set opt(sc)        "" ;# node movement file.
set opt(x)         700 ;# x coordinate of topology
set opt(y)         700 ;# y coordinate of topology
set opt(seed)      2.0 ;# seed for random number gen.
set opt(stop)      600 ;# time to stop simulation
#set opt(cbr-start) 12.0;
#set opt(cbr1-start) 15.0;
#set opt(cbr2-start) 25.0;
set opt(initialenergy) 100000.0;
set opt(energymodel) EnergyModel;
#Phy/WirelessPhy set Pt_ 7.214e-3
Phy/WirelessPhy set RXThresh_ 4.15809e-10
Phy/WirelessPhy set CSThresh_ 4.15809e-10
Mac/802_11 set basicRate_ 11Mb
Mac/802_11 set dataRate_ 11Mb
Phy/WirelessPhy set bandwidth_ 11Mb
# =====
#
# check for random seed
#
if {$opt(seed) > 0} {
    puts "Seeding Random number generator with $opt(seed)\n"
    ns-random $opt(seed)
}
#
# create simulator instance
#
remove-all-packet-headers
add-packet-header IP TCP MESH Common LL Mac RTP OLSR
set ns_ [new Simulator]
#Agent/OLSR::nivel_energia_
#
# control OLSR behaviour from this script -
# commented lines are not needed because
# those are default values
#
Agent/OLSR set use_mac_ true
set tracefd [open result_proposal_18.tr w]
$ns_ trace-all $tracefd
# create topography object

```

```

set topo [new Topography]
# define topology
$topo load_flatgrid $opt(x) $opt(y)
# create God
#create-god $opt(nn)
set god_ [create-god $opt(nn)]
# configure mobile nodes
$ns_ node-config -adhocRouting $opt(adhocRouting) \
    -llType $opt(ll) \
    -macType $opt(mac) \
    -ifqType $opt(ifq) \
    -ifqLen $opt(ifqlen) \
    -antType $opt(ant) \
    -propType $opt(prop) \
    -phyType $opt(netif) \
    -channelType $opt(chan) \
    -topoInstance $topo \
    -wiredRouting OFF \
    -agentTrace ON \
    -routerTrace ON \
    -macTrace OFF \
    -energyModel $opt(energymodel) \
    -idlePower 0.0 \
    -rxPower 0.8 \
    -txPower 1.8 \
    -sleepPower 0.0047 \
    -transitionPower 0.2 \
    -transitionTime 0.0005
    #-initialEnergy $opt(initialenergy)
Phy/WirelessPhy set RXThresh_ 4.15809e-10
Phy/WirelessPhy set CStresh_ 4.15809e-10

for {set i 0} {$i < 5} {incr i} {
    $ns_ node-config -initialEnergy 1000
    # $ns_ node-config -initialEnergy [expr {300 + $i*5}]
    set node_($i) [$ns_ node]
    $node_($i) random-motion 0
    set ragent [$node_($i) set ragent_]
    $ragent energy $node_($i)
}

for {set i 5} {$i < 14} {incr i} {
    # $ns_ node-config -initialEnergy 1000
    $ns_ node-config -initialEnergy [expr {$i*6}]
    set node_($i) [$ns_ node]
    $node_($i) random-motion 0
    set ragent [$node_($i) set ragent_]
    $ragent energy $node_($i)
}

for {set i 14} {$i < 26} {incr i} {
    # $ns_ node-config -initialEnergy 1000
    $ns_ node-config -initialEnergy [expr {$i*5}]
    set node_($i) [$ns_ node]
    $node_($i) random-motion 0
    set ragent [$node_($i) set ragent_]
    $ragent energy $node_($i)
}

for {set i 26} {$i < 35} {incr i} {
    $ns_ node-config -initialEnergy [expr {$i*4}]
    set node_($i) [$ns_ node]
    $node_($i) random-motion 0
}

```

```

set ragent [$node_($i) set ragent_]
$ragent energy $node_($i)
}

for {set i 35} {$i < 40} {incr i} {
  $ns_ node-config -initialEnergy 1000
  set node_($i) [$ns_ node]
  $node_($i) random-motion 0
  set ragent [$node_($i) set ragent_]
  $ragent energy $node_($i)
}

# print mpr set
#
#for {set j 50} {$j < 400} {expr {$j+40}} {
  for {set i 0} {$i < 40} {incr i} {
    $ns_ at 50 "[$node_($i) agent 255] print_mprset"
  }
  for {set i 0} {$i < 40} {incr i} {
    $ns_ at 100 "[$node_($i) agent 255] print_mprset"
  }
  for {set i 0} {$i < 40} {incr i} {
    $ns_ at 150 "[$node_($i) agent 255] print_mprset"
  }
  for {set i 0} {$i < 40} {incr i} {
    $ns_ at 200 "[$node_($i) agent 255] print_mprset"
  }
  for {set i 0} {$i < 40} {incr i} {
    $ns_ at 250 "[$node_($i) agent 255] print_mprset"
  }
}
# source connection-pattern and node-movement scripts

if { $opt(cp) == "" } {
  puts "*** NOTE: no connection pattern specified."
  set opt(cp) "none"
} else {
  puts "Loading connection pattern..."
  source $opt(cp)
  puts "CP Load complete..."
}
if { $opt(sc) == "" } {
  puts "*** NOTE: no scenario file specified."
  set opt(sc) "none"
} else {
  puts "Loading scenario file..."
  source $opt(sc)
  puts "SC Load complete..."
}

# tell all nodes when the simulation ends
#
for {set i 0} {$i < $opt(nn)} {incr i} {
  $ns_ at $opt(stop).0 "$node_($i) reset";
}

$ns_ at $opt(stop).0002 "puts \"NS EXITING...\" ; $ns_ halt"
$ns_ at $opt(stop).0001 "stop"

proc stop {} {
  global ns_ tracefd

```

```
$ns_ flush-trace
close $tracefd
}
# begin simulation
#
puts "Starting Simulation..."

$ns_ run
```

## A.2. SCRIPT TCL PARA O PROTOCOLO OLSR-ETX

```

# Define options
set opt(chan)      Channel/WirelessChannel ;# channel type
set opt(prop)      Propagation/TwoRayGround ;# radio-propagation model
set opt(netif)     Phy/WirelessPhy        ;# network interface type
set opt(mac)       Mac/802_11             ;# MAC type
set opt(ifq)       Queue/DropTail/PriQueue ;# interface queue type
set opt(ll)        LL                      ;# link layer type
set opt(ant)       Antenna/OmniAntenna    ;# antenna model
set opt(ifqlen)    50                      ;# max packet in ifq
set opt(nn)        40                      ;# number of mobilenodes
set opt(adhocRouting) MESH                 ;# routing protocol
set opt(cp)        ""                      ;# connection pattern file
set opt(sc)        ""                      ;# node movement file.
set opt(x)         700                    ;# x coordinate of topology
set opt(y)         700                    ;# y coordinate of topology
set opt(seed)      2.0                    ;# seed for random number gen.
set opt(stop)      600                    ;# time to stop simulation
#set opt(cbr-start) 12.0;
#set opt(cbr1-start) 15.0;
#set opt(cbr2-start) 25.0;
set opt(initialenergy) 100000.0;
set opt(energymodel) EnergyModel;
#Phy/WirelessPhy set Pt_ 7.214e-3
Phy/WirelessPhy set RXThresh_ 4.15809e-10
Phy/WirelessPhy set CSThresh_ 4.15809e-10
Mac/802_11 set basicRate_ 11Mb
Mac/802_11 set dataRate_ 11Mb
Phy/WirelessPhy set bandwidth_ 11Mb
# =====
#
# check for random seed
#
if {$sopt(seed) > 0} {
    puts "Seeding Random number generator with $sopt(seed)\n"
    ns-random $sopt(seed)
}
#
# create simulator instance
#
remove-all-packet-headers
add-packet-header IP TCP MESH Common LL Mac RTP OLSR
set ns_ [new Simulator]
#Agent/OLSR::nivel_energia_
#
# control OLSR behaviour from this script -
# commented lines are not needed because
# those are default values
#
Agent/MESH set lq_ext_ 1
set tracefd [open result_proposal_18.tr w]
$ns_ trace-all $tracefd
# create topography object
set topo [new Topography]
# define topology

```

```

$topo load_flatgrid $opt(x) $opt(y)
# create God
#create-god $opt(nn)
set god_ [create-god $opt(nn)]
# configure mobile nodes
$ns_ node-config -adhocRouting $opt(adhocRouting) \
    -llType $opt(ll) \
    -macType $opt(mac) \
    -ifqType $opt(ifq) \
    -ifqLen $opt(ifqlen) \
    -antType $opt(ant) \
    -propType $opt(prop) \
    -phyType $opt(netif) \
    -channelType $opt(chan) \
    -topoInstance $topo \
    -wiredRouting OFF \
    -agentTrace ON \
    -routerTrace ON \
    -macTrace OFF \
    -energyModel $opt(energymodel) \
    -idlePower 0.0 \
    -rxPower 0.8 \
    -txPower 1.8 \
    -sleepPower 0.0047 \
    -transitionPower 0.2 \
    -transitionTime 0.0005
    #-initialEnergy $opt(initialenergy)
Phy/WirelessPhy set RXThresh_ 4.15809e-10
Phy/WirelessPhy set CStresh_ 4.15809e-10

for {set i 0} {$i < 5} {incr i} {
    $ns_ node-config -initialEnergy 1000
    # $ns_ node-config -initialEnergy [expr {300 + $i*5}]
    set node_($i) [$ns_ node]
    $node_($i) random-motion 0
    set ragent [$node_($i) set ragent_]
    $ragent energy $node_($i)
}

for {set i 5} {$i < 14} {incr i} {
    # $ns_ node-config -initialEnergy 1000
    $ns_ node-config -initialEnergy [expr {$i*6}]
    set node_($i) [$ns_ node]
    $node_($i) random-motion 0
    set ragent [$node_($i) set ragent_]
    $ragent energy $node_($i)
}

for {set i 14} {$i < 26} {incr i} {
    # $ns_ node-config -initialEnergy 1000
    $ns_ node-config -initialEnergy [expr {$i*5}]
    set node_($i) [$ns_ node]
    $node_($i) random-motion 0
    set ragent [$node_($i) set ragent_]
    $ragent energy $node_($i)
}

for {set i 26} {$i < 35} {incr i} {
    $ns_ node-config -initialEnergy [expr {$i*4}]
    set node_($i) [$ns_ node]
    $node_($i) random-motion 0
    set ragent [$node_($i) set ragent_]
    $ragent energy $node_($i)
}

```

```

}

for {set i 35} {$i < 40} {incr i} {
  $ns_ node-config -initialEnergy 1000
  set node_($i) [$ns_ node]
  $node_($i) random-motion 0
  set ragent [$node_($i) set ragent_]
  $ragent energy $node_($i)
}
# print mpr set
#
#for {set j 50} {$j < 400} {expr {$j+40}} {
  for {set i 0} {$i < 40} {incr i} {
    $ns_ at 50 "[$node_($i) agent 255] print_mprset"
  }
  for {set i 0} {$i < 40} {incr i} {
    $ns_ at 100 "[$node_($i) agent 255] print_mprset"
  }
  for {set i 0} {$i < 40} {incr i} {
    $ns_ at 150 "[$node_($i) agent 255] print_mprset"
  }
  for {set i 0} {$i < 40} {incr i} {
    $ns_ at 200 "[$node_($i) agent 255] print_mprset"
  }
  for {set i 0} {$i < 40} {incr i} {
    $ns_ at 250 "[$node_($i) agent 255] print_mprset"
  }
}
# source connection-pattern and node-movement scripts

if { $opt(cp) == "" } {
  puts "*** NOTE: no connection pattern specified."
  set opt(cp) "none"
} else {
  puts "Loading connection pattern..."
  source $opt(cp)
  puts "CP Load complete..."
}
if { $opt(sc) == "" } {
  puts "*** NOTE: no scenario file specified."
  set opt(sc) "none"
} else {
  puts "Loading scenario file..."
  source $opt(sc)
  puts "SC Load complete..."
}

# tell all nodes when the simulation ends
#
for {set i 0} {$i < $opt(nn)} {incr i} {
  $ns_ at $opt(stop).0 "$node_($i) reset";
}

$ns_ at $opt(stop).0002 "puts \"NS EXITING...\" ; $ns_ halt"
$ns_ at $opt(stop).0001 "stop"

proc stop {} {
  global ns_ tracefd
  $ns_ flush-trace
  close $tracefd
}

```

```
# begin simulation  
#  
puts "Starting Simulation..."  
  
$ns_run
```

### A.3. PADRÃO DE CONEXÃO DOS FLUXOS CBR PARA OLSR E OLSR-ETX

```

set udp_(0) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(0) $udp_(0)
set null_(0) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(39) $null_(0)
set cbr_(0) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(0) set packetSize_ 512
$cbr_(0) set random_ 1
$cbr_(0) set rate_ 80000
$cbr_(0) attach-agent $udp_(0)
$ns_ connect $udp_(0) $null_(0)
$ns_ at 30 "$cbr_(0) start"
#
set udp_(1) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(1) $udp_(1)
set null_(1) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(38) $null_(1)
set cbr_(1) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(1) set packetSize_ 512
$cbr_(1) set random_ 1
$cbr_(1) set rate_ 80000
$cbr_(1) attach-agent $udp_(1)
$ns_ connect $udp_(1) $null_(1)
$ns_ at 30 "$cbr_(1) start"
#
set udp_(2) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(2) $udp_(2)
set null_(2) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(36) $null_(2)
set cbr_(2) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(2) set packetSize_ 512
$cbr_(2) set random_ 1
$cbr_(2) set rate_ 80000
$cbr_(2) attach-agent $udp_(2)
$ns_ connect $udp_(2) $null_(2)
$ns_ at 30 "$cbr_(2) start"
#
set udp_(3) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(3) $udp_(3)
set null_(3) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(35) $null_(3)
set cbr_(3) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(3) set packetSize_ 512
$cbr_(3) set random_ 1
$cbr_(3) set rate_ 80000
$cbr_(3) attach-agent $udp_(3)
$ns_ connect $udp_(3) $null_(3)
$ns_ at 30 "$cbr_(3) start"
#
set udp_(4) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(4) $udp_(4)
set null_(4) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(37) $null_(4)
set cbr_(4) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(4) set packetSize_ 512
$cbr_(4) set random_ 1
$cbr_(4) set rate_ 80000
$cbr_(4) attach-agent $udp_(4)

```

```

$ns_ connect $udp_(4) $null_(4)
$ns_ at 30 "$cbr_(4) start"
#
set udp_(5) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(39) $udp_(5)
set null_(5) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(2) $null_(5)
set cbr_(5) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(5) set packetSize_ 512
$cbr_(5) set random_ 1
$cbr_(5) set rate_ 80000
$cbr_(5) attach-agent $udp_(5)
$ns_ connect $udp_(5) $null_(5)
$ns_ at 30 "$cbr_(5) start"
#
set udp_(6) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(38) $udp_(6)
set null_(6) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(0) $null_(6)
set cbr_(6) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(6) set packetSize_ 512
$cbr_(6) set random_ 1
$cbr_(6) set rate_ 80000
$cbr_(6) attach-agent $udp_(6)
$ns_ connect $udp_(6) $null_(6)
$ns_ at 30 "$cbr_(6) start"
#
set udp_(7) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(37) $udp_(7)
set null_(7) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(3) $null_(7)
set cbr_(7) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(7) set packetSize_ 512
$cbr_(7) set random_ 1
$cbr_(7) set rate_ 80000
$cbr_(7) attach-agent $udp_(7)
$ns_ connect $udp_(7) $null_(7)
$ns_ at 30 "$cbr_(7) start"
#
set udp_(8) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(36) $udp_(8)
set null_(8) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(4) $null_(8)
set cbr_(8) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(8) set packetSize_ 512
$cbr_(8) set random_ 1
$cbr_(8) set rate_ 80000
$cbr_(8) attach-agent $udp_(8)
$ns_ connect $udp_(8) $null_(8)
$ns_ at 30 "$cbr_(8) start"
#
set udp_(9) [new Agent/UDP]
$ns_ attach-agent $node_(35) $udp_(9)
set null_(9) [new Agent/Null]
$ns_ attach-agent $node_(1) $null_(9)
set cbr_(9) [new Application/Traffic/CBR]
$cbr_(9) set packetSize_ 512
$cbr_(9) set random_ 1
$cbr_(9) set rate_ 80000
$cbr_(9) attach-agent $udp_(9)

```

```
$ns_ connect $udp_(9) $null_(9)  
$ns_ at 30 "$cbr_(9) start"  
#
```