Renata Lopes Rosa

Análise da associação dos protocolos de roteamento AODV e DSR com o algoritmo *Gossip*, Sistema de *Quorum* e com um novo algoritmo de economia de energia, *PWSave*

Dissertação apresentada à Escola Politécnica da Universidade de São Paulo para obtenção do Título de Mestre em Engenharia Elétrica.

Renata Lopes Rosa

Análise da associação dos protocolos de roteamento AODV e DSR com o algoritmo *Gossip*, Sistema de *Quorum* e com um novo algoritmo de economia de energia, *PWSave*

Dissertação apresentada à Escola Politécnica da Universidade de São Paulo para obtenção do Título de Mestre em Engenharia Elétrica.

Área de concentração:
Sistemas Eletrônicos

Orientador:
Prof. Dr. José Roberto de Almeida Amazonas

Ficha Catalográfica

Rosa, Renata Lopes

Análise da associação dos protocolos de roteamento AODV e DSR com o algoritmo *Gossip*, Sistema de *Quorum* e com um novo algoritmo de economia de energia, *PWSave*. São Paulo, 2009. 124 p.

Dissertação (Mestrado) — Escola Politécnica da Universidade de São Paulo. Departamento de Telecomunicações e Controle.

1. Gossip. 2. Sistema de Quorum. 3. Tolerância a falha. 4. Rede ad hoc. 5. Protocolo de Roteamento. I. Universidade de São Paulo. Escola Politécnica. Departamento de Telecomunicações e Controle. II. Título.

aos meus pais Lourdes e Samuel

Agradecimentos

À Sabedoria Infinita (Deus), por ter me guiado ao longo dessa caminhada.

Aos meus pais e irmã pela paciência, compreensão e amor.

Ao meu namorado pelo incentivo e amor.

Ao INFOFAU, amigos do trabalho.

Ao meu orientador, Prof. Dr. Amazonas, pelo grande aprendizado.

A todos os demais amigos que me apoiaram e ajudaram na realização deste trabalho.

Resumo

Este trabalho estuda a implementação do sistema de *Quorum* associado ao algoritmo epidêmico *Gossip*, a implementação de um novo algoritmo de economia de energia - o *PWSave* - e o protocolo de roteamento AODV em um cenário com e sem falhas de uma rede *ad hoc* com mobilidade.

Optou-se por implementar este trabalho em um ambiente de simulação, dado que a modelagem matemática da associação do *Gossip*, *Quorum* e *PWSave* com os 80 nós - quantidade de nós escolhida para o ambiente de simulação - apresentaria maior complexidade e demora ao abranger todas as variáveis de ambiente desse conjunto de soluções para cada nó presente na rede. A rotina de programação - com o uso de *loops* para os trabalhos repetitivos - presente no ambiente de simulação permite que os experimentos sejam efetuados mais rapidamente e com menor probabilidade de erros.

Os estudos [1], [2] demonstraram, respectivamente, que soluções abrangendo o algoritmo epidêmico *Gossip* e o sistema de compartilhamento de dados *Quorum* apresentam resultados favoráveis para uma rede *ad hoc* com alta mobilidade.

Em [1] é apresentado um cenário muito próximo ao implementado neste trabalho, com a utilização do algoritmo *Gossip* ao protocolo de roteamento *Ad-Hoc On-Demand Distance Vector* (AODV). Os parâmetros analisados foram os mesmos, a saber: *routes requests* (RREQ), perda de pacote, vazão e latência. Os resultados do cenário simulado mostram uma diminuição no número de RREQs em uma rede *ad hoc*, e os demais parâmetros, medidos no ambiente de simulação, são pouco afetados.

De acordo com [2] constata-se que há um aumento da resiliência e da vazão da rede e uma menor sobrecarga causada pela distribuição da informação na rede *ad hoc* pelo sistema de *Quorum*.

A associação do algoritmo *Gossip* com o sistema de *Quorum* resultou em uma diminuição considerável de RREQs e perda de pacotes, mas o parâmetro de consumo de energia, que deve ser um fator importante em uma rede *ad hoc* e/ou uma rede sensor, não apresentou nenhuma melhora. Portanto, foi implementada uma solução adicional ao *Gossip* e ao *Quorum*, com o desenvolvimento de um novo algoritmo de economia de energia denominado de *PWSave*, no simulador *Glomosim* com o protocolo de roteamento AODV. O *PWSave* é responsável pelo adormecimento dos nós da rede que não estejam processando informações, ou seja, os nós, no momento do adormecimento, não poderão trocar dados ou auxiliar na formação de rotas da rede.

O *PWSave* associado ao *Gossip* e ao sistema de *Quorum* apresenta resultados que refletem uma diminuição no consumo de energia próxima a 10% em comparação com a solução da associação do *Gossip* com o sistema de *Quorum* sem a implementação de *PWSave*.

Os resultados da simulação mostram que a associação de *Gossip*, *Quorum* e *PWSave* acarreta uma redução no número de RREQs e na taxa de perda de pacotes sem degradar muito características de fluxo e latência, além de propiciar uma considerável economia no consumo de energia.

Abstract

This work studies the implementation of the *Quorum* system associated with the *Gossip* algorithm, the implementation of a new power saving algorithm - the *PWSave* - and the routing protocol AODV in a scenario with and without failures of an *ad hoc* network with mobility.

It has been chosen to implement this work in an environment of simulation, because the mathematical modeling of the association of *Gossip*, *Quorum* and *PWSave* with 80 nodes - number of nodes that has been chosen for the simulation environment - would present a higher complexity and delay to address all environment variables of the solutions set for each node present in the network. The programming routine - with the use of loops for the repetitive works - present in the simulation environment allows the experiments to be performed faster and with less probability of errors.

The studies [1], [2] have shown, respectively, that solutions covering the *Gossip* epidemic algorithm and the system for sharing data *Quorum* show favorable results for an *ad hoc* network with high mobility.

In [1] is presented a scenario very close to that implemented in this work, using the *Gossip* algorithm associated to the routing protocol *Ad-Hoc On-Demand Distance Vector* (AODV). The parameters analyzed were the same: routes requests (RREQ), packet loss, throughput and latency. The simulated scenario results show a decrease in the number of RREQs in an *ad hoc* network, and the other parameters, measured in the simulation environment, are little affected.

According to [2] it is noted that there is an increase in the resilience and throughput of the network and a lower overload caused by the distribution of the information in the *ad hoc* network by the *Quorum* system.

The association of the *Gossip* algorithm with the *Quorum* system resulted in a considerable decrease of RREQs and packet loss, but the parameter of energy consumption, which is an important factor in an *ad hoc* network and/or a sensor network, shows no improvement. Therefore, an additional solution was associated to the *Gossip* and to the *Quorum*, with the development of a new power saving algorithm named *PWSave*, in the simulator *Glomosim* with the routing protocol AODV. The *PWSave* is responsible for the sleeping state of the network nodes when they are not processing information: the nodes at the time of sleep cannot exchange data or assist in the building of network routes.

The *PWSave* associated with the *Gossip* and *Quorum* system provides a decrease of the energy consumption close to 10% compared to the association solution of the *Gossip* with the *Quorum* system without the *PWSave* implementation.

The results of simulation show that the association of the *Gossip*, *Quorum* and *PWSave* produces a reduction in the number of RREQs and in the rate of

packets loss without degrading much the throughput and latency characteristics, providing a considerable energy consumption economy.

Sumário

Lista de Figuras

Lista de Tabelas

Lista de Abreviaturas

1	Introdução	1
1.1	Contexto e Motivação	1
1.2	Descrição do Mapa Conceitual	5
1.3	Objetivo	6
1.4	Organização do Trabalho	7
2	Revisão Teórica	8
2.1	Redes <i>Ad Hoc</i>	8
2.2	Protocolos de Roteamento	9
2.2.1	Características Importantes de um Protocolo de Roteamento em Redes <i>Ad Hoc</i>	9
2.2.2	Classificação dos Protocolos de Roteamento	11
2.2.3	Protocolos de Roteamento <i>On-Demand</i>	12
2.3	Algoritmo <i>Gossip</i>	16
2.4	Sistema de <i>Quorum</i>	20
2.5	Parâmetros de Desempenho	21
3	Desenvolvimento de Novo Algoritmo para Economia de Energia em Redes <i>Ad-hoc</i>	23
3.1	Algoritmos <i>Power Aware</i> já existentes	23

3.2	Algoritmo <i>PWSave</i>	24
3.2.1	Fase de Associação dos Nós ao Sistema Servidor do <i>Quorum</i>	25
3.2.2	Fase de Adormecimento dos Nós que não pertencem ao conjunto do servidor do <i>Quorum</i>	27
3.2.3	Validação do Algoritmo <i>PWSave</i>	29
4	Resultados Experimentais	34
4.1	Simulador	34
4.2	Cenário de Simulação	35
4.2.1	Cenário de Implementação do algoritmo <i>Gossip</i> e Sistema de <i>Quorum</i> , sem falhas	35
4.2.2	Cenário de Implementação de Falhas	36
4.2.3	Cenário de Implementação do algoritmo <i>PWSave</i>	38
4.3	Resultados de Simulação	40
4.3.1	Resultados da Implementação do algoritmo <i>Gossip</i> nos protocolos de roteamento <i>Dynamic Source Routing</i> (DSR) e <i>Ad-Hoc On-Demand Distance-Vector</i> (AODV)	41
4.3.2	Resultados da Implementação do algoritmo <i>Gossip</i> e Sistema de <i>Quorum</i>	45
4.3.3	Resultados da Implementação de Falhas	47
4.3.4	Resultados da Implementação do algoritmo <i>PWSave</i>	53
5	Conclusão	61
5.1	Sumário e Contribuições	61
5.2	Sugestões para Trabalhos Futuros	62
	Referências	63
	Anexo A	66
	Mapa Conceitual	66
	Anexo B - Tabelas referentes aos resultados de simulação	67

Anexo C - Código fonte do algoritmo <i>Gossip</i>	86
Código original do AODV no Glomosim adaptado para esta dissertação	86
aodv.h	86
aodv.pc	86
Código original do DSR no Glomosim adaptado para esta dissertação .	90
dsr.h	90
dsr.pc	91
Anexo D - Código fonte do sistema de <i>Quorum</i>	96
Código original do AODV adaptado para esta dissertação	96
aodv.h	96
aodv.pc	97
Anexo E - Código fonte do sistema de Falhas	103
Código original do AODV adaptado para esta dissertação - Cenário A .	103
aodv.h	103
Código original do AODV adaptado para esta dissertação - Cenário B .	107
aodv.h	107
aodv.pc	107
Anexo F - Código fonte do algoritmo <i>PWSave</i>	112
Código original do AODV adaptado para esta dissertação	112
aodv.h	112
aodv.pc	112

Lista de Figuras

2.1	Problema do terminal oculto.	10
2.2	Problema do terminal exposto.	10
2.3	Categorias de protocolos de roteamento [3].	11
2.4	Mensagens RREQ e RREP no AODV.	14
2.5	Passos da disseminação da informação no <i>Gossip</i>	19
2.6	Sistema de leitura e escrita no <i>Quorum</i>	21
3.1	Diagrama de estados da fase de associação do algoritmo <i>PWSave</i> implementado no lado do servidor do <i>Quorum</i>	25
3.2	Diagrama de tempo de associação do nó com o servidor do <i>Quorum</i>	26
3.3	Diagrama de estados da fase de associação do algoritmo <i>PWSave</i> implementado no lado do nó não pertencente ao conjunto do servi- dor do <i>Quorum</i>	27
3.4	Diagrama de estados da fase de adormecimento do algoritmo <i>PWSave</i> implementado no lado do servidor do <i>Quorum</i>	28
3.5	Diagrama de estados da fase de adormecimento do algoritmo <i>PWSave</i> implementado no lado do nó não pertencente ao conjunto do servi- dor do <i>Quorum</i>	29
3.6	Cenário inicial de testes de 6 nós	30
3.7	Momento de associação do nó 1 ao nó 0	30
3.8	Mobilidade dos nós	31
3.9	Nó 3 recebendo pacotes no nó 1	31
3.10	Estado de dorme/acorda do nó 2 e envio de pacotes do nó 1 para o nó 3	32
3.11	Estado de dorme/acorda do nó 3 e envio de pacotes do nó 1 para o nó 3	32

3.12	Estado de dorme/acorda do nó 4 e envio de pacotes do nó 1 ao nó 3	33
4.1	Histograma das simulações para o parâmetro RREQ do DSR, com e sem <i>Gossip</i> , com um tempo de pausa entre os deslocamentos de 50 segundos.	36
4.2	Posição dos nós servidores do <i>Quorum</i>	38
4.3	Perda de pacotes nos diferentes tempos de adormecimento dos nós	39
4.4	Consumo de energia nos diferentes tempos de adormecimento dos nós	39
4.5	Distribuição Normal do DSR com <i>Gossip</i> com tempo de pausa de mobilidade de 50 segundos.	41
4.6	Mensagens RREQs para AODV e DSR com e sem a aplicação do algoritmo <i>Gossip</i> em diferentes tempos de pausa.	42
4.7	Vazão para AODV e DSR com e sem a aplicação do algoritmo <i>Gossip</i> em diferentes tempos de pausa	43
4.8	Latência para AODV e DSR com e sem a aplicação do algoritmo <i>Gossip</i> em diferentes tempos de pausa	43
4.9	Perda de pacotes para AODV e DSR com e sem a aplicação do algoritmo <i>Gossip</i> em diferentes tempos de pausa	44
4.10	Consumo de energia para AODV e DSR com e sem a aplicação do algoritmo <i>Gossip</i> em diferentes tempos de pausa	45
4.11	Perda de pacotes para AODV com algoritmo <i>Gossip</i> e sistema de <i>Quorum</i> em diferentes tempos de pausa	46
4.12	Perda de pacotes para DSR com algoritmo <i>Gossip</i> e sistema de <i>Quorum</i> em diferentes tempos de pausa	46
4.13	Distribuição normal - AODV + <i>Gossip</i> + <i>Quorum</i> com tempo de pausa de 150 seg e falha de 30%.	47
4.14	Histograma - AODV + <i>Gossip</i> + <i>Quorum</i> com tempo de pausa de 150 segundos e falha de 30%	47
4.15	Latência - Cenário A	48
4.16	Latência - Cenário B	49
4.17	Vazão - Cenário A	50

4.18 Vazão - Cenário B	51
4.19 RREQ - Cenário A	51
4.20 RREQ - Cenário B	52
4.21 Consumo de Energia - Cenário A	52
4.22 Consumo de Energia - Cenário B	53
4.23 Perda de pacotes - Cenário A	54
4.24 Perda de pacotes - Cenário B	54
4.25 Perda de pacotes	55
4.26 Índices de mérito de perda de pacotes a 7,5% de falha com porcentagens de 50, 75 e 25% no índice de mérito - Cenário B	56
4.27 Latência	56
4.28 Vazão	57
4.29 RREQ	57
4.30 Índices de mérito para os parâmetros a 7,5% de falha - Cenário B	58
4.31 Índices de mérito de perda de pacotes a 15% de falha - Cenário B	59
4.32 Índices de mérito de perda de pacotes a 22,5% de falha - Cenário B	59
4.33 Índices de mérito de perda de pacotes a 30% de falha - Cenário B	60
4.34 Consumo de Energia	60

Lista de Tabelas

1.1	Caracterização das falhas segundo suas causas	2
2.1	Diferenças entre AODV e DSR	15
4.1	Falhas do Cenário A	38
4.2	Valores médios e desvios padrões para latência do Cenário A em segundos	50
5.1	Valores médios e desvios padrões para latência do Cenário B em segundos	68
5.2	Valores médios e desvios padrões para vazão do Cenário A em bits/seg.	69
5.3	Valores médios e desvios padrões para vazão do Cenário B em bits/seg.	70
5.4	Valores médios e desvios padrões para RREQ do Cenário A	71
5.5	Valores médios e desvios padrões para RREQ do Cenário B	72
5.6	Valores médios e desvios padrões para o consumo de energia do Cenário A em mWhr	73
5.7	Valores médios e desvios padrões para o consumo de energia do Cenário B em mWhr	74
5.8	Valores médios e desvios padrões para a taxa de perda de pacotes do Cenário A em %	75
5.9	Valores médios e desvios padrões para a taxa de perda de pacotes do Cenário B em %	76
5.10	Valores médios e desvios padrões para a taxa de perda de pacotes do Cenário A em %	77
5.11	Valores médios e desvios padrões para a taxa de perda de pacotes do Cenário B em %	78

5.12	Valores médios e desvios padrões para latência do Cenário A em segundos	79
5.13	Valores médios e desvios padrões para latência do Cenário B em segundos	80
5.14	Valores médios e desvios padrões para vazão do Cenário A em bits/seg.	81
5.15	Valores médios e desvios padrões para vazão do Cenário B em bits/seg.	82
5.16	Valores médios e desvios padrões para RREQ do Cenário A	83
5.17	Valores médios e desvios padrões para RREQ do Cenário B	84
5.18	Valores médios e desvios padrões para consumo de energia do Cenário A em mWhr	85

Lista de Abreviaturas

ACK *Acknowledgement*

AODV *Ad-Hoc On-Demand Distance-Vector*

BcastID Identificador de *broadcast*

CBR *Constant Bit Rate*

CSMA/CD *Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection*

DestID Identificador do destino

DestSeqNum Número de sequência do destino

DSR *Dynamic Source Routing*

GCC *GNU C Compiler*

I Corrente

IEEE *Institute of Electrical and Electronics Engineers*

MAC *Media Access Control*

P Potência

Q Quorum

QoS *Quality of Service*

Qr Quorum de Leitura

QS Quorum Server

Qw Quorum de Escrita

RREQ *Route Request*

RREP *Route Reply*

RRER *Route Error*

Rx Recepção de Dados

SrcID Identificador fonte

SrcSeqNum Número de sequência da fonte

TTL Tempo de vida das mensagens

Tx Transmissão de Dados

V Tensão

1 Introdução

Neste capítulo serão abordados a importância deste trabalho nos dias atuais, a descrição do mapa conceitual que determinou o tema deste trabalho, seu objetivo e a organização dos capítulos.

1.1 Contexto e Motivação

As redes *ad hoc* são redes não infra-estruturadas de transmissões de dados, formadas por dispositivos móveis capazes de trocar informações entre si de maneira eficaz e não possuem uma administração central como nas redes infra-estruturadas de telefonia celular e nas redes locais sem fio com pontos de acesso.

Elas apresentam uma grande importância nos dias atuais, pois podem ser utilizadas, na forma de sensores, para auxiliar em diversas atividades, tais como: conhecimento da localização de rebanhos no pasto, determinação de temperaturas em estufas de plantações, geoprocessamento, aplicações militares, computação distribuída e colaborativa e auxílio em tráfego rodoviário e/ou ferroviário para diminuição de acidentes.

Em uma rede *ad hoc* cada dispositivo serve como roteador por possuir alcance limitado de transmissão.

Em uma rede convencional os pontos de acesso não apenas fornecem a comunicação entre os nós da rede, como também intermedeiam o tráfego com os pontos vizinhos de acesso. Os ambientes desprovidos de uma infra-estrutura prévia são os mais beneficiados com as redes móveis *ad hoc*.

O fato dos dispositivos *ad hoc* possuírem uma grande mobilidade faz com que seja necessária uma permanente adaptação e reconfiguração das rotas. Os dispositivos *ad hoc* também estão submetidos a danos que podem torná-los inoperantes. Por tais motivos, é necessário que as redes *ad hoc* sejam tolerantes a falhas, ou que, ao apresentar falhas, parâmetros importantes como perda de pacote, latên-

cia, *route requests*, vazão e consumo de energia não sejam drasticamente afetados.

Portanto, o protocolo de roteamento é um fator muito importante a ser estudado nas redes *ad hoc*.

Em [4] são definidas algumas características de uma rede *ad hoc* móvel 802.11b como: o número de dispositivos alcançados, grau do nó, comprimento médio do trajeto, tempo de vida do enlace e tempo de vida de uma rota para servir como parâmetros para validação protocolos de rede novos ou já existentes.

Tabela 1.1: Caracterização das falhas segundo suas causas

Causa da falha	Persistência	Extensão
Fenômenos atmosféricos	permanente	agrupadas
Fontes móveis de interferência	transiente	isolada
Desastres naturais	permanente	agrupadas
Quebra acidental	permanente	isolada
Bloqueio do processador	transiente	isolada
Ataques de interferência	permanente	agrupadas
Ataques de colisão	ambos	isolada
Ataques de <i>sinkhole</i>	ambos	isolada

A Tabela 1.1 classifica as causas de falhas que ocorrem nos dispositivos móveis quanto à persistência e extensão. As falhas podem ser momentâneas (transientes) ou permanentes, de acordo com o tempo de inatividade do dispositivo. As falhas ocorrem de maneira isolada, como no caso de ataques *sinkhole*¹, ou em grupo.

As novas redes *ad hoc* devem ser projetadas para prover serviços contínuos e confiáveis. Em [5] é apresentado um serviço de detecção de falhas em uma rede de sensores de grande escala, baseado no algoritmo *Gossip* e em um sistema *heartbeat*, responsável por enviar periodicamente mensagens de monitoramento aos dispositivos da rede notificando quais os dispositivos ainda continuam ativos.

Um sistema tolerante a falhas deve manter um desempenho adequado em relação ao atraso, à carga e ainda manter conectividade entre os nós no caso da perda de um ou mais caminhos entre um dispositivo falho e os seus vizinhos. As mensagens de atualização dos *paths* não devem sobrecarregar o sistema a ponto de torná-lo inoperante, devendo haver uma solução distribuída com o balanceamento dessas informações.

¹O ataque de *sinkhole* citado na Tabela 1.1 é um ataque em que todo o tráfego de informação se dirige para um determinado nó, inutilizando-o

O algoritmo de características probabilísticas, *Gossip*, foi escolhido para este trabalho por ser tolerante a falhas, mantendo uma carga balanceada entre os dispositivos de rede e por apresentar uma quantidade menor de mensagens de atualização de rota na rede. Em [1] apresenta-se uma diminuição de 35% de mensagens *Route Request* (RREQ) comparando-se com a técnica de *flooding* (informação repassada a todos os nós da rede), acarretando em uma menor sobrecarga da rede. Porém, no artigo referido, as análises do *Gossip* foram feitas somente com o protocolo AODV, não comparando com demais protocolos de roteamento.

Uma outra solução para o problema foi apresentada por [2] a partir do estudo das comunicações em grupo e do compartilhamento de dados, sistema de *Quorum*, e do algoritmo *Gossip*.

No entanto, a associação do algoritmo *Gossip* com o sistema de *Quorum* não aborda um parâmetro muito importante nos dias atuais, o consumo de energia.

O consumo de energia dos nós é um fator crítico na operação das redes *ad hoc*. Tipicamente, nós *ad hoc* são dispositivos sem fio alimentados por baterias cujas capacidades de armazenamento são limitadas por restrições de volume e peso dos equipamentos. Por isso, é importante reduzir o consumo de energia dos nós.

O problema da conservação de energia em redes *ad hoc* vem sendo abordado de diversas formas. Uma delas é utilizar a energia restante dos nós como métrica de roteamento, técnica que foi discutida inicialmente por [6]. O objetivo da energia como métrica de roteamento é evitar a utilização de uma mesma rota repetidas vezes, o que levaria ao rápido esgotamento da energia dos nós. O uso não repetitivo de uma mesma rota procura balancear os fluxos de dados, levando em consideração a energia restante nos nós da rede. O balanceamento de tráfego é mais simples em redes estáticas onde a topologia pode ser seguramente obtida, porém é mais complexo em redes móveis que possuem topologias dinâmicas.

Em [7] são apresentados algoritmos para balancear fluxos de dados com o objetivo de maximizar o tempo de vida dos nós da rede. De acordo com [8] propõe-se duas novas versões do protocolo Dynamic Source Routing que visam a maximização do tempo até que o primeiro nó da rede fique sem energia, porém é adicionado um determinado atraso na descoberta de rotas.

Em [9] é desenvolvido um algoritmo de roteamento capaz de alterar as rotas durante as conexões, protegendo nós próximos à exaustão.

Em [10] é analisada a melhor rota numa determinada topologia considerando

a potência de transmissão dos nós variável. A abordagem de [6] busca o balanceamento do consumo de energia dos nós dividindo as conexões em dois segmentos, um de comunicação com múltiplos saltos e outro com comunicação direta.

Neste trabalho é analisado o consumo dos nós *ad hoc* com a utilização do algoritmo *Gossip* com o sistema de *Quorum* e, para o aproveitamento dessa associação que apresenta resultados satisfatórios em relação à perda de pacotes, vazão e *routes requests*, conclui-se que uma boa solução seria o adormecimento dos nós quando estes não estiverem recebendo e enviando dados e/ou auxiliando na construção de rotas. Decidiu-se, então, pela implementação de um novo algoritmo de economia de energia, denominado *PWSave*, que apresentou resultados bastante satisfatórios na economia de energia juntamente com os bons resultados já obtidos nos demais parâmetros.

Associando os estudos do algoritmo *Gossip*, o sistema de *Quorum* e o algoritmo *PWSave* chegou-se ao tema deste trabalho, que será diferente de [2] por abranger mais de um protocolo de roteamento para comparações e validações de desempenho da rede e por estudar o parâmetro de consumo de energia. Diferencia-se dos demais trabalhos citados por propor um algoritmo de economia de energia que não interfira no desempenho do conjunto de parâmetros (latência, vazão, perda de pacotes e RREQ), implicando em um menor consumo de energia em um cenário móvel, com o uso do protocolo AODV, e sem o uso do agendamento para adormecer os nós que seria um cenário mais limitado de uso.

A solução proposta neste trabalho possui aplicações em: redes de sensores sem fio na monitoração fisiológica de bovinos, onde há a necessidade de experimentar técnicas de coleta de dados, que causem menos perturbações no comportamento natural dos animais de interesse de zootecnia de precisão; redes de sensores sem fio presos a galhos de árvores formando um tipo de instrumento científico macroscópico capaz de registrar o microclima ao redor de determinadas áreas para fins de prevenção ao desmatamento, auxílio biológico e ecológico para compreender o comportamento da fauna e flora de determinada região, e auxílio na monitoração da qualidade do ar em áreas urbanas.

O tema deste trabalho foi escolhido utilizando uma ferramenta de construção de mapas conceituais chamada *IHMC CMAP Tools* que organiza as referências bibliográficas de uma maneira fácil e bem didática, auxiliando na escolha do tema, o que é explicado em detalhes em 1.2. Conforme visto no mapa conceitual, no Anexo A², são apresentadas soluções relacionadas a: somente exclusão de dis-

²o mapa conceitual foi colocado em anexo devido ao tamanho usado para a impressão

positivo, somente detecção de dispositivos vizinhos estudando a sobrecarga e/ou atraso da rede e/ou largura de banda, e que, por sua vez, propõem modificações ou criação de novos protocolos de atualização de rotas ou soluções distribuídas.

1.2 Descrição do Mapa Conceitual

A ferramenta de construção de mapas conceituais chamada *IHMC CMAP Tools*, como já foi mencionada, auxiliou na escolha do tema deste trabalho, mostrando-se útil na separação dos temas relacionados às redes móveis *ad hoc*.

Os conceitos aparecem dentro de caixas enquanto que as relações entre os conceitos são especificadas através de frases de ligação nos arcos que unem os conceitos. As frases de ligação têm funções estruturantes e exercem papel fundamental na representação de uma relação entre dois conceitos.

O mapa conceitual, mostrado no anexo A, tem início com as redes móveis *ad hoc* que foram escolhidas devido o seu crescente uso. Na sequência são abordadas suas características de autoconfiguração, conectividade, mobilidade e tolerância a falha. A característica de tolerância a falha é de suma importância na sustentação de uma boa comunicação entre seus dispositivos. Os tipos de falhas são abordados e os vários problemas e soluções são citados com a utilização de referências bibliográficas compostas por artigos de revistas publicadas pelo *Institute of Electrical and Electronics Engineers* (IEEE).

O mapa aborda problemas e soluções relacionados a:

1. escolha dos novos líderes da rede *ad hoc* para servir como coordenador que auxilia na definição da ordem de processos no sistema;
2. soluções relacionadas a *multicast* como em [11], [12], [13], [14], [15] e [2]. Descoberta da localização geográfica dos nós de [16] e [17];
3. exclusões de nós abordando a parte algorítmica em [18] e [19];
4. protocolos de roteamento de *Multipath* [20] e [21];
5. problemas abordando *Quality of Service* (QoS) como [22] e [23];
6. redução de interferência de canais em [24].

1.3 Objetivo

O objetivo desta pesquisa é estudar como obter uma melhora dos principais parâmetros (RREQ, perda de pacote, vazão, latência e consumo de energia) em uma rede *ad hoc* móvel, com a utilização dos protocolos de roteamento AODV e DSR, associados com o algoritmo probabilístico *Gossip* e sistema de *Quorum* e a utilização do AODV com um novo algoritmo de economia de energia implementado, o *PWSave*. O trabalho proposto utiliza o simulador *Glomosim*, escolhido por já ter sido utilizado em [1], uma importante referência para análise dos resultados de simulação.

Neste trabalho, será apresentado como as rede móveis *ad hoc* se comportam diante de um ambiente com e sem falhas e propor melhorias para torná-las mais robustas. Para esse fim, serão abordados os protocolos de roteamento mais utilizados, um algoritmo probabilístico de disseminação de informação, um sistema de replicação de dados e um algoritmo de economia de energia.

As principais contribuições desta pesquisa são:

1. Análise, em um ambiente sem falhas, da associação do algoritmo probabilístico de disseminação de informação, chamado *Gossip*, com os protocolos de roteamento AODV e DSR. O desempenho da rede será avaliado pela medida de entrega de pacotes, RREQ, vazão, latência e consumo de energia.
2. Implementação específica de um sistema de *Quorum*, para uma rede de sensores *ad hoc* sem fio.
3. Análise, em um ambiente sem falhas, da associação do *Gossip* com os protocolos AODV e DSR com o sistema de replicação de dados, nomeado de sistema de *Quorum*. O desempenho da rede será avaliado pela medida dos mesmos parâmetros já anteriormente citados.
4. Análise, em um ambiente com falhas, da associação do *Gossip* com o protocolo AODV juntamente com o sistema de *Quorum*. O desempenho da rede será avaliado pela medida dos mesmo parâmetros já anteriormente citados.
5. Implementação de um novo algoritmo de economia de energia, (*PWSave*) e análise do seu impacto, com o algoritmo *Gossip* e sistema de *Quorum* utilizando o protocolo AODV, no consumo de energia em um ambiente com e sem falhas e comparação com protocolos *power aware* já existentes.

1.4 Organização do Trabalho

Neste Capítulo, apresenta-se uma seção introdutória expondo o contexto e motivação para associação e implementação do algoritmo *Gossip*, sistema de *Quorum* e o algoritmo *PWSave* em redes *ad hoc*, a descrição do Mapa conceitual e os objetivos desta pesquisa.

O Capítulo 2 constitui uma revisão teórica dos tópicos: protocolos de roteamento (AODV e DSR), algoritmo *Gossip*, sistema de *Quorum* e parâmetros de desempenho medidos no ambiente de simulação.

No Capítulo 3 é abordado a descrição da implementação do novo algoritmo de economia de energia, *PWSave*, pelos diagramas de estado.

Em seguida, apresentam-se os resultados experimentais no Capítulo 4, dividido em três subseções que discutem o simulador, os cenários implementados e os resultados obtidos em relação aos cenários de simulação.

Conclusões e sugestões para trabalhos futuros são discutidos no Capítulo 5.

No Anexo A é apresentado o mapa conceitual que auxiliou na escolha do tema deste trabalho, no Anexo B são apresentadas as tabelas referentes aos resultados das simulações efetuadas e os demais anexos (C, D, E e F) apresentam os códigos implementados, na linguagem *Parsec*, do algoritmo *Gossip*, sistema de *Quorum*, sistema de falhas no cenário A e B e do algoritmo *PWSave*, respectivamente.

2 Revisão Teórica

Neste capítulo será feita a revisão teórica dos principais tópicos abordados neste trabalho.

2.1 Redes *Ad Hoc*

O termo *ad hoc* é, entendido como algo que é criado ou usado para um problema específico ou imediato. Contudo, *ad hoc* em termos de *redes ad hoc sem fio* significa mais que isso. Em uma rede *ad hoc* não há uma topologia pré-determinada e nem um controle centralizado. Redes *ad hoc* não requerem uma infra-estrutura tal como um *backbone*, ou pontos de acesso configurados antecipadamente. Os nós ou nodos se comunicam sem o uso de uma conexão física entre eles criando uma rede *on the fly*, na qual, alguns dos dispositivos da rede fazem parte desta. De fato, apenas durante a sessão de comunicação ou, no caso de dispositivos móveis ou portáteis, no momento em que estão a uma certa proximidade dos demais nós da rede e é necessário a troca de informações entre eles.

Uma rede *ad hoc* móvel (*MANET*) é um conjunto de nós móveis formando redes dinâmicas autônomas e independentes de qualquer infra-estrutura. Os nós sendo móveis, a topologia da rede pode mudar rapidamente e de forma inesperada a qualquer instante.

Devido ao alcance dos nós de transmissão das redes sem fio, múltiplos saltos (*hops*) podem ser necessários para efetuar a troca de dados entre os nós da rede, daí o termo *rede multi-hop*. Nessa rede, cada nó atua tanto como roteador quanto como um *host*, participando da descoberta e manutenção de rotas para outros nós.

2.2 Protocolos de Roteamento

Em uma rede *ad hoc* móvel, as rotas entre os nós estão sempre sendo refeitas, portanto, o protocolo de roteamento é muito importante para a interconexão dos nós.

Protocolos de roteamento, já existentes para as redes cabeadas, não podem ser utilizados para as redes *ad hoc*, pois estas apresentam uma estrutura diferente, ou seja, as redes *ad hoc* possuem: uma topologia mais dinâmica, não infra-estruturada, largura de banda mais restrita e limitação do tempo de vida da bateria.

2.2.1 Características Importantes de um Protocolo de Roteamento em Redes *Ad Hoc*

Os principais desafios ao se projetar um protocolo de roteamento de uma rede *ad hoc*, segundo [3], estão relacionados à: mobilidade dos nós, contenção de recursos, transmissão *broadcast* e problemas do terminal oculto e exposto.

Os problemas de mobilidade ocorrem devido à rede *ad hoc* ser altamente dinâmica.

Na utilização de recursos, a largura de banda de uma rede *ad hoc* é menor se for comparada à rede cabeada porque possui a limitação da banda de rádio e constantemente, existem as trocas de mensagens de atualização de rotas ocasionando sobrecarga na rede, havendo o maior consumo da largura de banda.

Os canais de rádio possuem características variáveis no tempo em termos de capacidade do enlace e de probabilidade de erro de *bit* do enlace. Além disso, nas redes *ad hoc* o protocolo de roteamento tem que interagir com a camada *Media Access Control* (MAC) para encontrar rotas alternativas por meio de um enlace de melhor qualidade. As transmissões neste tipo de rede resultam em colisões de dados e de pacotes de controle. Isto pode ocorrer devido a dois problemas: terminal oculto e terminal exposto. A Figura 2.1 ilustra o problema do terminal oculto. Neste caso, dois (ou mais) transmissores estão afastados e não conseguem detectar a colisão. O receptor comum recebe os sinais simultaneamente e é capaz de filtrar apenas 1 sinal. No caso da Figura 2.1, o terminal A está escondido do terminal C e suas transmissões colidem sobre o terminal B. A Figura 2.2 ilustra o problema do terminal exposto, onde B transmite para A e C quer enviar mensagens para D. Utilizando *Carrier Sense Multiple Access with Collision De-*

tection (CSMA/CD), C escuta o meio ocupado, então C espera. Mas A está fora do alcance de C, então a espera de C é desnecessária e dessa forma, C está exposto a B.

Figura 2.1: Problema do terminal oculto.

Figura 2.2: Problema do terminal exposto.

No problema da escassez de recursos incluem-se: tempo de vida da bateria e capacidade de processamento do nó.

Assim, conclui-se que um protocolo de roteamento para uma rede *ad hoc* deve:

1. Ser distribuído, pois o roteamento centralizado envolve um *overhead* de controle alto e não possui a característica de ser escalável. Roteamentos distribuídos são mais tolerantes a falhas.
2. Deve ser adaptativo, devido à mudança constante de topologia.
3. A manutenção de uma rota deve envolver o menor número possível de nós, com um tempo mínimo para efetuar as configurações.
4. O número de colisões de pacotes deve ser o mínimo possível, limitando o número de *broadcasts* na rede.
5. A procura das rotas deve convergir e isso deve ser rápido.
6. Deve economizar recursos como largura de banda, processamento, memória e bateria.

7. Cada dispositivo deve armazenar informações das topologias locais estáveis e não quando ainda estiverem em fase de mudança de localização.
8. Deve ser capaz de manipular parâmetros de QoS.

2.2.2 Classificação dos Protocolos de Roteamento

Os protocolos de roteamento são divididos nas categorias ilustradas na Figura 2.3 e detalhadas a seguir:

Figura 2.3: Categorias de protocolos de roteamento [3].

- Baseados em mecanismos de atualização de informações:
 - Pró-ativos (ou *table-driven*): cada nó mantém informações atualizadas sobre a topologia da rede, todos os nós possuem completo conhecimento dos caminhos para todos os outros nós, por meio da troca regular de informações de roteamento. Estas informações são, geralmente, difundidas utilizando *flooding* por toda a rede. Sempre que um nó precisar de um caminho até o destino, é utilizado um algoritmo

- apropriado para determinação de rota, com base nas informações de topologia ou no melhor caminho mantido pelo próprio nó;
- Reativos (ou *on-demand*): não trocam informações de roteamento periodicamente, mas sim obtêm o caminho, quando necessário, por meio do processo de descoberta de rotas entre os nós de interesse;
 - Híbridos: combinam características das duas categorias anteriores: pró-ativos e reativos.
- Baseados no uso de informações temporais:
 - Usando informações temporais passadas: usa informações sobre o estado passado do enlace na hora de tomar decisões sobre o roteamento;
 - Usando informações temporais futuras: possui uma expectativa futura sobre o estado do enlace tomando decisões aproximadas do roteamento.
 - Baseados na topologia da rede:
 - Topologia *flat*: usam um esquema de endereçamento similar ao utilizado nas redes IEEE 802.3 [25];
 - Topologia hierárquica: fazem uso de uma hierarquia lógica e um esquema de endereçamento associado.
 - Baseados na utilização de recursos específicos:
 - *Power-aware*: objetivam minimizar o consumo de energia de um nó ou de toda a rede;
 - Segundo informações geográficas: tendem a melhorar o desempenho de roteamento e reduzir o *overhead* de controle, utilizando informações geográficas da rede.

2.2.3 Protocolos de Roteamento *On-Demand*

São os protocolos mais utilizados em redes *ad hoc* [26], [27], [28] e [29].

Protocolos de roteamento *on-demand* trocam informações de roteamento somente quando um determinado caminho é solicitado.

2.2.3.1 Protocolo *Ad-Hoc On-Demand Distance-Vector* (AODV)

Este protocolo utiliza as seguintes variáveis:

- Número de sequência da fonte (SrcSeqNum): número de sequência gerado pelo nó fonte;
- Número de sequência do destino (DestSeqNum): número de sequência crescente usado como forma de se verificar o quão recente é uma rota, pois o DestSeqNum com o maior valor é que representará a rota mais atual;
- Identificador fonte (SrcID): especifica o nó fonte que pretende enviar pacotes a um determinado nó da rede;
- Identificador do destino (DestID): especifica o nó destino que deverá receber pacotes de um determinado nó fonte;
- Identificador de *broadcast* (BcastID): quando vários *broadcasts* são enviados à rede, cada um recebe um identificador que é relacionado a uma determinada mensagem RREQ, podendo assim identificá-la. É incrementado a cada nova requisição de rota enviada.
- Tempo de vida das mensagens (TTL): contador que representa o tempo que se considera até que uma mensagem possa ser descartada;
- Número de *hops*: número de saltos necessários para se alcançar um determinado nó a partir de um nó origem.

O protocolo possui as seguintes mensagens:

- Mensagens *HELLO*: enviadas periodicamente para se confirmar a conectividade local entre vizinhos;
- RREQ: mensagens de requisição de rota enviadas a toda a rede para encontrar o nó destino, quando a rota já não é conhecida;
- *Route Reply* (RREP): resposta à requisição de rota especificando como chegar até o nó destino;
- *Route Error* (RERR): aviso de queda de enlace. Quando um enlace deixa de existir entre dois nós é enviado uma RERR.

Quando um nó quer enviar um pacote a outro nó e ainda não possui uma rota determinada, o nó fonte envia um *RouteRequest* (contendo SrcID, DestID, SrcSeqNum, DestSeqNum, BcastID e TTL) a todos os seus vizinhos por difusão. Caso um vizinho não seja o destino ou não possua uma rota válida para o destino, ele repassa a RREQ aos seus vizinhos. Este processo se repete até a requisição atingir o destino ou um nó que conheça uma rota para este, inundando a rede.

Um nó de destino, ao responder a RREQ, envia pelo caminho reverso uma mensagem RREP, que contém o endereço da fonte e do destino, o número de seqüência do destino, o contador de saltos (incrementado de uma unidade a cada salto) e seu TTL. Antes de enviar a RREP, o nó de destino atualiza o seu número de seqüência para o máximo entre o valor atual e o valor que constava na RREQ. Em cada nó atravessado no caminho reverso pela RREP é armazenado, em uma entrada referente ao destino, o próximo salto para alcançar o destino, ou seja, o endereço do vizinho de quem se recebeu a resposta e o número de seqüência do destino.

A movimentação de um nó ativo pode provocar a queda de um dado enlace que estava sendo utilizado. Nesta situação uma mensagem de erro (RERR) é enviada a todos os nós afetados, avisando sobre a queda do enlace. Dessa forma, cada nó por onde passa a RERR deve decidir se continua ou não a repassar esta mensagem, além de ter que atualizar a sua tabela de roteamento, registrando que os destinos especificados na mensagem estão inalcançáveis e atualizando seus números de seqüência.

Figura 2.4: Mensagens RREQ e RREP no AODV.

A Figura 2.4 ilustra as mensagens RREQ e RREP do AODV na rede. O *broadcast* de RREQ se inicia com o nó 1 enviando RREQ aos nós 2, 3 e 4, que por sua vez verificam se possuem a rota até o nó destino 10. Caso não possuam, eles enviam RREQ aos seus vizinhos diretamente conectados. Os nós 5, 6 e 7 são os vizinhos de 2, 3 e 4 respectivamente. Como o nó 7 possui uma rota até o nó destino 10, então ele envia uma RREP até o nó fonte. Caso outro nó possuísse também uma rota até o nó 10, este nó responderia com uma RREP ao nó fonte. Como, por exemplo, o nó 8.

2.2.3.2 Protocolo *Dynamic Source Routing* (DSR)

Utiliza as mesmas mensagens do protocolo AODV, possuindo um funcionamento similar a este, com a diferença que no DSR é usado um *cache* de rota que armazena todas as informações possíveis extraídas da rota, contida em um pacote de dados. No AODV somente a rota mais atual é armazenada, as demais são descartadas.

Ele foi projetado para consumir menos largura de banda, devido à eliminação de mensagens periódicas sobre o estado da rede para efeitos de atualização da sua tabela de rota. Esse protocolo se diferencia dos demais, *on-demand*, pelo fato dos nós não precisarem transmitir mensagens *HELLO* periódicas, com o propósito de notificar os vizinhos quando estão ativos.

Os protocolos AODV e DSR possuem algumas diferenças entre si, como as ilustradas na Tabela 2.1 e outras características que os distinguem como o fato de o DSR trabalhar com um número máximo de até 200 nós ou de 5 a 10 *hops* e o AODV trabalhar com um número superior a 200 nós.

Tabela 2.1: Diferenças entre AODV e DSR

	Suporta múltiplos caminhos	Envia mensagens periódicas	Nós intermediários necessitam inteligência para encontrar rota	Informações de roteamento são trocadas com mais de um nível de vizinho
AODV	Sim	Sim	Sim	Não
DSR	Não	Não	Não	Sim

2.3 Algoritmo *Gossip*

O objetivo deste protocolo é distribuir as informações para um grupo. O mecanismo do gossip consiste em que cada membro do grupo passa a informação periodicamente a um membro escolhido aleatoriamente. Uma de suas principais características é a escalabilidade e resiliência a falhas de um processo ou mensagens perdidas.

Trata-se de um algoritmo *multicast* probabilístico, também chamado de algoritmo epidêmico. Compara-se o algoritmo a uma epidemia que é difícil de se erradicar (tolerante a falhas).

Nesta dissertação são empregados tanto o termo epidêmico como probabilístico para se referir ao algoritmo *Gossip*.

O algoritmo *Gossip* foi projetado inicialmente para melhorar o gerenciamento de base de dados replicados [30]. Posteriormente, foi utilizado em detecção de falhas e na detecção de *memberships* [14].

De acordo com [30], para um grupo de N máquinas, se em uma máquina tem início a disseminação da informação, esta máquina demora $O(\log N)$ rounds para alcançar cada máquina com uma determinada informação. Isso significa que o destino é alcançado rapidamente.

O algoritmo *Gossip* propaga as informações da mesma maneira que uma infecção viral, por isso é chamado de algoritmo epidêmico. Um nó repassa as informações somente a um determinado número de vizinhos, que é estabelecido por uma probabilidade especificada no algoritmo *Gossip*, evitando *flooding* da rede, a não ser que esta probabilidade seja de valor 1, que significa que 100% dos seus vizinhos devem receber as mensagens. Cada nó mantém apenas uma vista parcial de todo o sistema, a partir da qual efetua a seleção dos nós com os quais realizará a troca de informações.

A probabilidade de infecção dos membros de uma rede *Gossip* é expressa matematicamente por (2.1) [31]:

$$p_{connect} = \frac{1}{e^{\frac{1}{c}}} \quad (2.1)$$

O parâmetro c se relaciona com o parâmetro f (*Fanout*) através da equação $f = \log(n) + c$, utilizando o modelo *contamina e morre* (considera-se que cada

nó contaminado só retransmite a mensagem uma vez), onde:

- n : número de nós da rede;
- f (*Fanout*): número de nós selecionados para receber a informação enviada pelo nó emissor. Valores altos de *fanout* garantem um nível de tolerância a falhas maior, porém há uma maior geração de tráfego redundante na rede.

Observa-se que quanto maior o valor de c , maior a probabilidade de infecção, mas por outro lado requer uma visão do sistema cada vez maior para cada nó [31].

O fato de os emissores escolherem aleatoriamente a quem enviam as mensagens torna o *Gossip* tolerante a falhas e totalmente distribuído.

Os algoritmos *Gossip* podem ser classificados em:

- *Gossip1* (p, k): efetua um *broadcast* para os primeiros k hops, permitindo que as primeiras mensagens sejam repassadas com uma probabilidade $p = 1$ (100%). Depois de receber uma mensagem pela primeira vez, o nó a retransmite com $p < 1$.
- *Gossip2* ($p1, k, p2, n$): efetua o repasse de mensagens para um nó, dependendo da sua localização com respeito ao nó fonte e o número de seus nós vizinhos (n).

Os parâmetros deste algoritmo serão explicados mais adiante.

- *Gossip3* ($p1, k, m$): efetua um repasse de mensagens segundo um número suficiente de retransmissões (m). Se um nó decide não repassar uma mensagem e depois recebe menos que m cópias de mensagens, imediatamente faz um *broadcast* da mensagem.

A informação que é repassada de um nó para outro é chamada de *Gossip*.

Neste trabalho é utilizado o algoritmo *Gossip2*, que possui a vantagem de escolher o número de nós para repassar as informações, em função do tamanho da vizinhança. Assim o *Gossip2* se mostra bem flexível dependendo da quantidade de nós da rede e como a vizinhança nas simulações deste trabalho sempre apresenta variações, o *Gossip2* é o mais eficaz [1].

- $p1$ é a probabilidade de um nó repassar o *Gossip*, se o número de vizinhos é maior que n .

- k é o número de *hops* iniciais para os quais o *Gossip* é repassado com probabilidade 1.
- $p2$ ($p2 > p1$) é a probabilidade de um nó repassar o *Gossip*, se o número de vizinhos é menor que n .
- n é o ponto inicial (*threshold*) de número de vizinhos.

O algoritmo do *Gossip2*($p1, k, p2, n$) [1] utilizado no protocolo AODV é mostrado abaixo:

```

1 msgSet = {}
2 upon event RECEIVE({m, hops, nn}) do
3     if m < > msgSet then
4         DELIVER(m)
5         msgSet = msgSet U {m}
6         rnd = RANDOM(0,1)
7         if hops < k OU (nn < n E rnd < p2)
8             OU (nn >= n E rnd < p1) then
9             myNeigh = COUNTNEIGHBOURS
10            SEND({m, hops+1, myNeigh})
11        end if
12    end if
13 end upon

```

A implementação do *Gossip2* com o protocolo DSR foi desenvolvida neste trabalho e tem como base o algoritmo acima.

Os valores das variáveis utilizados neste trabalho, para uma rede de tamanho médio de 80 nós e consequentemente um alcance médio de mensagens entre 50% e 80%, foram:

- $p1 = 0,5$.
- $k = 3$.
- $p2 = 0,8$.
- $n = 4$.

Quando um nó recebe uma mensagem pela primeira vez, ele guarda a mensagem e a reenvia para um certo número de nós (*fanout*). Estes nós, por sua vez,

selecionam alguns dos seus vizinhos e propagam a mensagem. Se um nó recebe uma mensagem que já conhece, ele a ignora.

A idéia básica do algoritmo *Gossip* é que todos participem da mesma maneira na disseminação da informação. Assim, se um nó deseja enviar uma mensagem *broadcast*, ele seleciona f nós aleatoriamente e envia a mensagem a eles (f é o parâmetro *fanout*).

Figura 2.5: Passos da disseminação da informação no *Gossip*.

A Figura 2.5 ilustra como é feita a disseminação da informação pelos nós, passo a passo. Os nós pretos são os disseminadores e receptores das informações e os nós cinzas são os receptores. Os nós pretos selecionam um número médio de 2 vizinhos (inicialmente só os nós cinzas e posteriormente os nós cinzas e pretos). Esse número médio é determinado pela probabilidade de repasse de informação de 40-50%. A informação enviada é representada pelos traços na figura. Os nós que recebem a informação, por sua vez, também selecionam mais 2 vizinhos para a disseminação da informação. O fato destes vizinhos já terem recebido a

informação (nós pretos) não os impede de receber a mesma informação novamente. Isso é que faz do *Gossip* um algoritmo redundante. Por fim, todos os nós acabam recebendo a informação que são os nós pretos da fase 6 da Figura 2.3.

2.4 Sistema de *Quorum*

Um sistema de *Quorum* é uma coleção de subconjuntos de servidores proposta como uma ferramenta de replicação de dados ao longo dos anos.

Dado um conjunto de elementos U , um sistema de *Quorum* Q é uma coleção de subconjuntos de U .

Um sistema de *Quorum*, basicamente, é constituído por ferramentas para se implementar alta disponibilidade de memória compartilhada distribuída. Possui como princípio que, se uma fonte de dados compartilhada é armazenada em um conjunto de servidores, então operações de leitura e escrita precisam ser implementadas somente em um subconjunto de seus servidores. A propriedade de intersecção de quorums assegura que cada leitor tenha acesso aos dados mais recentes. Qualquer prática de uso de sistema de *Quorum* deve contar com a possibilidade de que algum dos servidores possa falhar e que mesmo assim, eles devem trocar dados entre si e continuar funcionando.

Este trabalho apresenta um sistema composto de um número arbitrário de clientes e um conjunto S de servidores de dados. O número de servidores é fixo e em todos os cenários não são aplicadas falhas e nem adormecimento neste conjunto S de servidores.

Existe um sistema de *Quorum* Q , quando:

$$Q = Q_r + Q_w \quad (2.2)$$

Q_r é um conjunto de quorums usado para operações de leitura (*Quorum* de leitura) e Q_w é um conjunto de quorums usado para operações de escrita (*Quorum* de escrita). Qualquer par de quorums de leitura e escrita tem uma intersecção não nula.

Seu funcionamento se baseia em:

- para escrever dados em um servidor do *Quorum*, Figura 2.6, um cliente consulta os servidores do *Quorum* de leitura para escolher um *timestamp*

que seja maior que os que já existam para qualquer dado, já salvo nos servidores, e envia os dados para os servidores do *Quorum* de escrita associado ao maior *timestamp* escolhido;

- para ler dados, um cliente faz a consulta nos servidores do *Quorum* de leitura, procura pelos dados mais recentes que são os que possuem maior *timestamp* e retorna os dados ao cliente. O sistema de *Quorum* utilizado neste trabalho é baseado no artigo [2].

Figura 2.6: Sistema de leitura e escrita no *Quorum*

Em um sistema de *Quorum*, as operações de leitura são mais frequentes que as operações de escrita. Assim, o trabalho total do sistema de *Quorum* é medido pelo número total de acessos em disco ou pelo número total de mensagens.

Assumindo que um sistema de n nós, na qual a escrita compreende uma fração f_w de operações submetidas e a leitura compreende uma outra fração f_w . Então, o acesso médio de um sistema baseado em *Quorum*, com *Quorum* de leitura de r nós e *Quorum* de escrita de w nós, gera um trabalho total (E) de [32]:

$$E_{Quorum} = (1 - f_w) \times r + f_w \times w \quad (2.3)$$

2.5 Parâmetros de Desempenho

Os parâmetros de desempenho escolhidos, para avaliar um bom sistema de tolerância a falhas e medir as principais características que uma rede de dados deve possuir para o seu bom funcionamento, foram:

- RREQ: mensagens enviadas por um nó a um conjunto de nós da rede com o objetivo de encontrar uma rota. É medido o número total de RREQ transmitidos na rede.
- Vazão (bits/seg.): parâmetro que indica a taxa de transmissão efetiva dos dados em bits, medida em um determinado intervalo de tempo.

- Latência (seg.): representa o tempo necessário para um pacote de dados ir de um dispositivo fonte até um dispositivo destino. É calculado pela soma dos tempos entre o envio e o recebimento dos fluxos *Constant Bit Rate* (CBR).
- Perda de pacotes (%): representa a diferença entre o número de pacotes enviados e o número de pacotes recebidos, dado em valores percentuais.
- Consumo de energia (mWhr): dado pela soma da Energia consumida (E_y) nos estados de Recepção de Dados (Rx), Transmissão de Dados (Tx), *idle* e *sensing* de informações.

O tempo gasto (t) do sensor em certo estado depende do tamanho do pacote ($PacketSize$) e da taxa de transmissão (T_xRate):

$$t = \frac{PacketSize}{T_xRate} \quad (2.4)$$

Portanto, para cada estado, a energia consumida é calculada como:

$$E_y = \alpha_y \times t_y \quad (2.5)$$

α_y representa a potência dissipada pelo sensor no estado y , e t_y representa o tempo gasto no estado y . O estado y pode ser: Tx, Rx, *idle* ou *sensing*. O valor de α_y é específico para cada sensor.

3 Desenvolvimento de Novo Algoritmo para Economia de Energia em Redes *Ad-hoc*

Neste capítulo, serão descritos alguns algoritmos *Power Aware* existentes e o que é implementado neste trabalho, *PWSave*, juntamente com os seus testes de validação.

3.1 Algoritmos *Power Aware* já existentes

Devido à importância da economia de energia em dispositivos de rede, algoritmos que propiciem um menor consumo de bateria e que, ao mesmo tempo, não interfiram negativamente em parâmetros como latência, vazão e perda de pacotes são extremamente úteis e necessários nos dias atuais.

Abaixo serão abordados algoritmos *Power Aware* já implementados.

Em [6] é utilizada a energia restante dos nós como métrica de roteamento. A solução é desenvolvida na camada MAC por meio de um algoritmo que escolhe as rotas dependendo do maior nível de reservas energéticas dos nós. Foram feitas simulações com uma rede composta por 20 nós e foram apresentados resultados de uma redução máxima de custos (calculados após 300 segundos de simulação) de 5-45%. Para cenários considerando baixa e alta carga na rede, o algoritmo não possui bons resultados de redução máxima de custos.

Em [8] são propostas duas novas versões do protocolo *Dynamic Source Routing*, mas há uma diminuição de 17% em comparação com o DSR no cenário sem mobilidade; com o aumento da mobilidade dos nós da rede, o consumo de energia aumenta.

O DSR não se mostra um bom protocolo de roteamento para trabalhar com cenário móveis, como mostrado nesta dissertação.

De acordo com [9] constata-se que a solução abrangendo um mecanismo de *buffer* duplo para economia de energia é válida, em que pacotes de *broadcast* e *multicast* podem ser entregues às estações com baixa carga da bateria. Há uma redução no consumo de energia de cerca de 50% em comparação com o mecanismo *Power Saving* implementado em [33]. Contudo, na avaliação da modalidade de baixa carga de bateria, apenas uma estação está com a bateria com baixa carga e no modo *Power Saving*; as outras estações estão em condições normais de carga de bateria.

Este trabalho distingue-se das soluções acima citadas por propor um algoritmo de economia de energia, *PWSave*, que não interfere no desempenho do conjunto de parâmetros (latência, vazão, perda de pacotes e RREQ), resultando em um menor consumo de energia em um cenário móvel, utilizando as características favoráveis do algoritmo *Gossip* no menor consumo de RREQ e do sistema de *Quorum* na diminuição de perdas de pacotes da rede.

3.2 Algoritmo *PWSave*

Nesta dissertação foi implementado o algoritmo *PWSave* para trabalhar em conjunto com o protocolo de roteamento AODV no simulador *Glomosim*, em associação com o algoritmo *Gossip* e com o sistema de *Quorum*.

Para melhor compreensão do leitor, o algoritmo será representado por diagramas de estado (Figura 3.1, Figura 3.3, Figura 3.4 e Figura 3.5), os quais foram construídos utilizando a ferramenta *freeware* IDES 2.1 [34].

No diagrama de estados serão representados dois lados: o do servidor do *Quorum* e o do nó da rede. O nó da rede pode falhar ou não a qualquer momento e também pode entrar em estado de adormecimento ou permanecer acordado. O servidor do *Quorum* jamais adormece e tem o controle de todos os demais nós que não são servidores do *Quorum*. Portanto, se definindo o nó 8 como um servidor do *Quorum*, o algoritmo *PWSave* faz com que ele se comporte conforme os diagramas de estados das Figuras 3.1 e 3.4, caso contrário - ou seja, se o nó não for um servidor do *Quorum* - ele irá comportar-se conforme os diagramas de estados das Figuras 3.3 e 3.5.

Existem duas fases no algoritmo *PWSave*: a associação do nó ao servidor do *Quorum* e o despertar ou adormecimento do nó se este, respectivamente, estiver ou não recebendo informações, sejam estas provenientes de dados ou de determinações de novas rotas.

3.2.1 Fase de Associação dos Nós ao Sistema Servidor do *Quorum*

O funcionamento da fase de associação dos nós ao sistema servidor do *Quorum* é mostrado nas Figuras 3.1 e 3.3.

A Figura 3.1 mostra o diagrama de estados do algoritmo *PWSave*, referente à fase de associação, no lado do servidor do *Quorum*.

Figura 3.1: Diagrama de estados da fase de associação do algoritmo *PWSave* implementado no lado do servidor do *Quorum*.

No estado 1, o servidor do *Quorum* aguarda pelos pedidos de associação dos nós (evento *espera descobre Qs*). Neste momento, nenhum dos nós está associado e cada um deles precisa descobrir a qual servidor do *Quorum* deverá associar-se. Após o recebimento do pedido de associação, mensagem *descobre Qs* enviada pelo nó, o servidor do *Quorum* envia uma mensagem de resposta ao nó chamada *oferece Qs* que indica que o nó pode se associar a ele. A seguir, o servidor do *Quorum* faz uma transição para o estado 2 onde fica aguardando a mensagem *requisita Qs*, que indica que o nó ainda não está associado e aceita associar-se a este servidor do *Quorum*. Recebendo a aceitação da associação do nó (mensagem *requisita Qs*), o servidor do *Quorum* escreve em uma tabela que esse determinado nó está associado a ele; essa tabela é útil na hora da notificação dos seus nós associados, para informar se estes podem adormecer ou não; também é enviada uma mensagem *Acknowledgement* (ACK) do servidor do *Quorum* para o nó, para informar que ele já está associado e não deve pedir uma nova associação. Ao enviar estas mensagens, chega-se ao estado 3, que após transcorrido um tempo de 51 segundos, retorna ao estado 1, estado de espera dos novos pedidos de associação dos nós.

As novas associações devem ser refeitas, dado que a cada certo tempo os nós se movimentam tornando necessária a associação a um novo servidor do

Quorum. Este tempo foi escolhido conforme o cenário de mobilidade não muito alta, ocorrendo de 51 em 51 segundos.

No caso do *timeout*, tempo de esgotamento para que o estado 2 retorne ao estado 1, considera-se como sendo de 135 ms, Figura 3.2, que é a soma dos tempos de chegada das mensagens, levando em consideração que o tempo máximo de chegada de cada mensagem até o nó seja de 40 ms; foi considerado um possível *timeout*. Portanto, o *timeout* pode ocorrer devido à mensagem *requisita Qs* ter se perdido ou se é momento de se fazer novas associações.

Figura 3.2: Diagrama de tempo de associação do nó com o servidor do *Quorum*.

Mais de um servidor do *Quorum* pode receber o pedido de associação de um mesmo nó, porém a associação ocorrerá de acordo com a menor distância entre o nó e o servidor do *Quorum*. Assim que um nó estiver associado, passará a descartar as respostas de associação dos outros servidores do *Quorum*.

Na Figura 3.3 é mostrado o diagrama de estados do algoritmo *PWSave* referente à fase de associação no lado do nó que não pertence ao conjunto dos servidores do *Quorum*. No estado 1, aguarda-se um determinado tempo (5 ms) para ir ao estado 2, tempo este que é necessário para a verificação das coordena-

nadas x , y e z de cada nó, definidas aleatoriamente. O nó sai do estado 1 e envia uma mensagem *descobre Qs* aos nós servidores do *Quorum*, para descobrir com qual deverá associar-se. No estado 2, aguarda pela resposta/mensagem *oferece Qs* do servidor do *Quorum*, que após ter recebido esta mensagem envia *requisita Qs* ao servidor do *Quorum* mudando para o estado 3. O nó permanecerá no estado 3 até receber uma mensagem ACK do servidor do *Quorum*, mensagem esta que significa que o nó acaba de associar-se ao servidor do *Quorum* mais próximo, indo para o estado 4. Caso receba outras associações seguidas, estas serão ignoradas.

Figura 3.3: Diagrama de estados da fase de associação do algoritmo *PWSave* implementado no lado do nó não pertencente ao conjunto do servidor do *Quorum*.

Após, um determinado tempo (51 segundos) a máquina retorna para o estado 1, em que é feito um novo pedido de associação.

Os *timeout* para que os estados 2 e 3 retornem ao estado 1 são, respectivamente, de 95 e 180 ms, definidos na Figura 3.2.

Após a Fase de Associação, a máquina segue para a Fase de Adormecimentos dos nós.

3.2.2 Fase de Adormecimento dos Nós que não pertencem ao conjunto do servidor do *Quorum*

O funcionamento desta fase é mostrado nas Figuras 3.4 e 3.5.

A Figura 3.4 mostra o diagrama de estados do algoritmo *PWSave* referente à fase de adormecimento dos nós, no lado do servidor do *Quorum*. O estado 1 é quando o servidor do *Quorum* aguarda pelos pedidos de RREQ ou RREP, que também são enviados ao *Quorum*, indicando que um determinado nó vai receber

informações ou fará parte da determinação de uma nova rota e, portanto, o nó não deve adormecer. Ao receber as mensagens RREQ ou RREP a máquina passa ao estado 2, atualizando a tabela de nós ativos, significando que os nós envolvidos com as mensagens RREQ ou RREP devem ficar acordados. Após a atualização da tabela, os nós que devem permanecer acordados são notificados pelo servidor do *Quorum*, passando para o estado 3 (nó deve permanecer acordado), que após um determinado *timeout*, 105 ms, retorna ao estado 1. O *timeout* do estado 1 para o estado 3 é de 95 ms. Estes valores, 105 e 95 ms, foram escolhidos pelos testes de simulação, conforme Figuras 4.3 e 4.4, considerando um tempo máximo para que um nó permaneça acordado ou adormecido, respectivamente, sem prejudicar parâmetros como latência, perda de pacotes e vazão.

Caso um determinado nó decida receber ou enviar dados na rede, este nó deve aguardar 500 ms até que esta requisição chegue ao fim. Este tempo foi escolhido segundo o tamanho do pacote enviado na rede definido como sendo de 546 Bytes (512 de dados + 34 de *header*), utilizando uma taxa de 2 MB/s. Assim, como um pacote de 546 Bytes deve chegar ao seu destino em um tempo de 273 ms, o tempo escolhido de 500 ms é suficiente para que o pacote enviado seja entregue ao seu nó destino.

Figura 3.4: Diagrama de estados da fase de adormecimento do algoritmo *PWSave* implementado no lado do servidor do *Quorum*.

Na Figura 3.5, mostra-se o diagrama de estados do algoritmo *PWSave* referente à fase de adormecimento no lado do nó que não pertence ao conjunto dos servidores do *Quorum*. O estado 1 representa o nó da rede acordado, aguardando por requisições de RREQ, RREP e por dados. Caso estes não cheguem, após um determinado *timeout*, 105 ms, o nó pode ir para o estado 3 de adormecimento, mas se o estado 1 recebe alguma requisição, o nó deve aguardar 500 ms até que

esta requisição chegue ao fim, dando tempo para que a informação se dissemine ou para a recepção dos dados. No estado 3, caso o servidor do *Quorum* ao qual o nó está associado receba informação de que este determinado nó fará parte de alguma próxima requisição, o servidor do *Quorum* envia para o nó a informação de que ele deve se manter acordado, retornando ao estado 1. No estado 2, depois que o nó recebe uma RREQ deverá gerar, duplicar (RREP1) e enviar para o servidor do *Quorum* um RREP2, para que este saiba se os nós associados a ele farão parte de novas rotas e/ou receberão dados, caso em que este(s) nó(s) deverá(ão) permanecer acordado(s). No estado 4, caso a RREQ seja perdida, um RREQ, após 330 ms, será gerada. Neste estado, a duplicação da RREQ já vêm implementada pelo protocolo padrão do AODV.

Figura 3.5: Diagrama de estados da fase de adormecimento do algoritmo *PWSave* implementado no lado do nó não pertencente ao conjunto do servidor do *Quorum*.

3.2.3 Validação do Algoritmo *PWSave*

Para validação do algoritmo *PWSave* foram feitos testes com um número inicial de 6 nós, sendo que dois destes nós (nó 0 e nó 5) são definidos como servidores do *Quorum*. No cenário de teste, o nó 1 envia um tráfego CBR ao nó 3, sendo que o nó 1 está associado ao nó 0 (servidor do *Quorum*) e o nó 3 está associado ao nó 5 (servidor do *Quorum*). Este cenário é representado pela Figura 3.6.

Inicialmente, tem-se um cenário com mobilidade pré-definida que ocorre após

Figura 3.6: Cenário inicial de testes de 6 nós

0, 50 e 200 segundos. A associação deve, portanto, ocorrer após esses valores.

Posteriormente, neste trabalho, foi modificado o tempo de reassociação para que ocorresse a cada 51 segundos.

O gráfico da Figura 3.7 valida o momento de associação do nó 1 ao nó 0, servidor do *Quorum*, que ocorre um pouco depois de 0, 50 e 200 segundos. O mesmo ocorre com o nó 3, que se associa com o nó 5, servidor do *Quorum*.

A reassociação é necessária, uma vez que se trata de um cenário de mobilidade e os nós podem deslocar-se e sempre devem associar-se aos *Quorums* mais próximos.

Figura 3.7: Momento de associação do nó 1 ao nó 0

O gráfico da Figura 3.8 mostra os testes de associação dos nós com os servidores do *Quorum*, nó 0 definido como QS0 (*Quorum* 0) e nó 5 como QS5 (*Quorum* 5), utilizando a mobilidade que é representada pelas setas, indicando a posição anterior e posterior do nó ao ocorrer a mobilidade. Os nós 1 e nó 2 estão mais próximos a QS0 e, portanto, associam-se a este servidor do *Quorum*. Quando se executa o simulador, uma lista que mostra a associação é impressa e é verificada a associação dos nós 1 e 2 ao QS0. O mesmo ocorre com os nós 3 e 4, que por estarem mais próximos de QS5 associam-se a ele.

Figura 3.8: Mobilidade dos nós

A Figura 3.9 mostra os pacotes CBR enviados do nó 1 para o nó 3. Quando a coordenada y é igual a 0 significa que não há tráfego de dados na rede, porém se há tráfego na rede a coordenada y é igual a 1. Como o tráfego de dados, neste cenário, foi enviado de 10 em 10 segundos, com início a partir de 11 segundos, o nó 3 recebe os dados após 11 e 21 segundos. Na Figura 3.9 comprova-se que apesar dos nós entrarem em estado de adormecimento, os pacotes são recebidos pelo nó 3, o que indica que os nós estão acordados nos momentos de envio e recepção dos pacotes.

O tempo de simulação mostrado nas Figuras 3.9, 3.10, 3.11 e 3.12 vai até 22 segundos, uma vez que após este tempo o processo de dorme/acorda e recepção de pacotes se repete com um comportamento similar ao tempo anterior aos 22 segundos.

Figura 3.9: Nó 3 recebendo pacotes no nó 1

Figura 3.10: Estado de dorme/acorda do nó 2 e envio de pacotes do nó 1 para o nó 3

Na Figura 3.10 é mostrado o estado de dorme e acorda do nó 2, como ele está entre o nó 1 e o nó 3 no momento em que o pacote é enviado ao nó 3, o nó 2 deve estar no estado acordado, dado que ele faz parte da rota para se chegar até o nó 3. As linhas azuis da Figura 3.10 indicam que o nó 2 dorme ($y = -1$) durante 95 ms e mantém-se acordado ($y = 1$) durante 105 ms, periodicamente, caso nenhuma mensagem de RREQ, RREP ou nenhum dado seja enviado. No momento em que o nó 1 envia o pacote ($y = 1$) para o nó 3, o nó 2 está no estado acordado e permanece até um determinado tempo, 500 ms, para garantir que a mensagem tenha sido realmente enviada.

A Figura 3.11 mostra que durante a recepção dos dados pelo nó 3, este mantém-se acordado, garantindo a entrega de pacotes.

Figura 3.11: Estado de dorme/acorda do nó 3 e envio de pacotes do nó 1 para o nó 3

A Figura 3.12 mostra que o nó 4 não se mantém acordado durante o envio de pacotes para o nó 3 porque o nó 4 não faz parte da rota escolhida para chegar até o nó 3. Portanto, ele pode continuar em seu estado de dorme/acorda mesmo durante o envio de pacotes na rede.

Figura 3.12: Estado de dorme/acorda do nó 4 e envio de pacotes do nó 1 ao nó 3

Após a validação do algoritmo *PWSave* com o cenário teste de 6 nós, fez-se a simulação com o cenário final de 80 nós e os resultados obtidos seguem o mesmo comportamento do cenário de 6 nós. Portanto, o algoritmo *PWSave* é válido, de acordo com os testes feitos de associação ao servidor do *Quorum*, adormecimento dos nós, envio e recepção de pacotes.

4 Resultados Experimentais

Este capítulo descreve os cenários de simulação abordados neste trabalho com o algoritmo *Gossip*, Sistema de *Quorum* e o algoritmo *PWSave*, juntamente com os testes realizados com os parâmetros RREQ, perda de pacote, vazão, latência e consumo de energia.

4.1 Simulador

Foram analisados dois simuladores: NS-2 [35] e Glomosim 2.03 [36] versão educacional. Ambos são *softwares* livres e têm sido amplamente utilizados em pesquisas, servindo como referências para comparações.

Testes com o NS-2 mostraram que ele é mais lento ao executar as simulações e gera arquivos com os resultados das simulações bem maiores quando comparados ao Glomosim, enquanto o NS-2 gera um arquivo de 4 MB, o Glomosim gera um arquivo de 12 KB. Como várias simulações foram efetuadas neste trabalho, optou-se pelo simulador que gerasse arquivos menores e que efetuasse as simulações com maior rapidez.

A plataforma de simulação Glomosim é uma biblioteca que quando compilada e utilizada permite fazer simulações de forma muito escalável - ou seja, com muitos nós de rede - para arquiteturas de redes fixas e, principalmente, para redes móveis *wireless*. Assim, a biblioteca *GlobalMobile Information System Simulation Library* (Glomosim) foi projetada aproveitando a capacidade de simulação de eventos paralelos, fornecida pelo *PARSEC*, da Universidade da UCLA, permitindo o processamento paralelo. Com isso, para executar a biblioteca de funções do Glomosim é necessário um compilador C como o *GNU C Compiler* (GCC), e uma versão do compilador *PARSEC* ou PCC, que atualmente já vem incluído no pacote de distribuição do Glomosim.

O Glomosim, pelas características já citadas acima e por ser utilizado em [1] e [37], que servem como importantes referências para este trabalho, foi o simulador

escolhido para a construção do cenário de simulação.

4.2 Cenário de Simulação

A seguir serão abordados todos os cenários de simulação implementados no simulador Glomosim. Todos os cenários trabalham com uma rede de tamanho médio de 80 nós e um tráfego de 30 fluxos CBR entre os nós determinados para fins de comparação com o trabalho [1].

4.2.1 Cenário de Implementação do algoritmo *Gossip* e Sistema de *Quorum*, sem falhas

O cenário de simulação foi definido como:

- área de 1000 m x 1000 m;
- tempo de simulação: 2, 5 e 10 minutos;
- número de nós: 80, uniformemente distribuídos em uma grade de grau = 11,7 (número médio de vizinhos imediatos);
- tráfego: conjunto de 30 fluxos CBR entre pares aleatoriamente selecionados; a uma taxa de 2 pacotes/segundo; cada pacote com 512 bytes;
- mobilidade: cinco tipos de mobilidade foram selecionados segundo o tempo de pausa: 50, 100, 150, 200 e 250 segundos e um cenário sem mobilidade (considerado como 300 segundos).
- protocolos: as combinações dos seguintes protocolos e algoritmos foram simuladas:
 - AODV;
 - DSR;
 - AODV + *Gossip*;
 - DSR + *Gossip*;
 - AODV + *Gossip* + *Quorum*;
 - DSR + *Gossip* + *Quorum*.

Os tempos de simulação de 2, 5 e 10 minutos foram testados e observou-se que o tempo de 5 minutos foi suficiente para que a rede alcançasse um regime de

estado estacionário em todos os cenários definidos. Portanto, utilizou-se o tempo de simulação de 5 minutos nas demais simulações.

Para cada situação de interesse, 100 simulações para o protocolo AODV e 150 simulações para o protocolo DSR foram feitas com diferentes valores de semente (*seed*) para cada gerador de número aleatório. Em todos os casos, foram avaliados o desempenho da média e do desvio padrão. O histograma, Figura 4.1, que mostra as simulações para o parâmetro RREQ do protocolo DSR, com e sem *Gossip*, com um tempo de pausa entre os deslocamentos de 50 segundos; a função *qq-plot* de cada simulação foi feita para verificar se os resultados seguiam uma distribuição Normal. A normalidade dos resultados foi constatada.

Todos os resultados foram tratados pelo software estatístico R [16].

Figura 4.1: Histograma das simulações para o parâmetro RREQ do DSR, com e sem *Gossip*, com um tempo de pausa entre os deslocamentos de 50 segundos.

O protocolo de roteamento DSR foi utilizado somente nas soluções com *Gossip* e sistema de *Quorum* sem falhas. Os demais cenários com falhas e *PWSave* foram simulados somente com o protocolo de roteamento AODV, pois o DSR apresentou resultados insatisfatórios, como será abordado em detalhe posteriormente, na seção dos resultados.

4.2.2 Cenário de Implementação de Falhas

A simulação considerou os seguintes parâmetros:

- área de 1000 m x 1000 m;
- tempo de simulação: 5 minutos;
- número de nós: 80, uniformemente distribuídos ao longo de uma grade de grau = 11,7 (número médio de vizinhos imediatos);

- tráfego: conjunto de 30 fluxos CBR entre pares aleatoriamente selecionados. A uma taxa de 2 pacotes/segundo; cada pacote com 512 bytes;
- mobilidade: cinco tipos de mobilidade foram selecionados segundo o tempo de pausa: 50, 100, 150, 200 e 250 segundos e um cenário sem mobilidade (considerado como 300 segundos).
- protocolos: as combinações dos seguintes protocolos e algoritmos foram simuladas:
 - AODV;
 - AODV + *Gossip*;
 - AODV + *Gossip* + *Quorum*.

Dois cenários de simulação de falhas, designados como A e B, são definidos e descritos a seguir.

- Cenário A:
 - Depois de 2,30 minutos de simulação, um grupo de nós é forçado a falhar por um tempo constante de 10 segundos. A falha é simulada apagando os dados do nó e deixando-o indisponível por 10 segundos.
 - Probabilidade de falha: as falhas aplicadas são de 7,5, 15, 22,5 e 30% sobre os nós pré-definidos. Por razões de simplicidade, a origem e destino CBR dos nós nunca falham.

A Tabela 4.1 apresenta os nós pré-definidos, que são forçados a falhar no cenário A.

- Cenário B:
 - A simulação inicia e depois de 50 segundos um certo número de nós falham. A duração F1 da falha é aleatoriamente selecionada de uma distribuição exponencial, calculada pelo *software* R. Depois de F1, outro grupo de nós falham por F2 segundos. O tempo de simulação nunca excede os 5 minutos.
 - Probabilidade de falhas: os nós são aleatoriamente selecionados de uma distribuição uniforme com uma média de probabilidade de 7,5, 15, 22,5 e 30%. Por razões de simplicidade, a origem e destino CBR dos nós nunca falham.

Tabela 4.1: Falhas do Cenário A

Falhas (%)	Nós fixados com ID de falhas
7,5	1, 14, 22, 47, 63, 79
15	1, 7, 14, 17, 22, 31, 39, 47, 54, 63, 74, 79
22,5	1, 4, 7, 11, 14, 17, 22, 26, 31, 34, 39, 44, 47, 54, 59, 63, 74, 79
30	1, 4, 7, 9, 11, 14, 17, 19, 22, 26, 29, 31, 34, 39, 41, 44, 47, 51, 54, 59, 63, 69, 74, 79

4.2.3 Cenário de Implementação do algoritmo *PWSave*

O cenário de simulação final do *PWSave* é semelhante ao cenário de implementação do *Gossip* e Sistema de *Quorum*, com exceção da taxa dos dados injetados periodicamente na rede, que passa de 2 pacotes/segundo para 1 pacote/segundo, pois os testes referentes à escolha do tempo de adormecimento e despertar foram efetuados a 1 pacote/segundo.

Os servidores do *Quorum* são dispostos de maneira fixa na área de 1000 m x 1000 m conforme a Figura 4.2.

Figura 4.2: Posição dos nós servidores do *Quorum*

Os servidores do *Quorum* nunca falham e o tempo de adormecimento dos nós utilizado nas simulações foi de 90 ms. Antes de escolher este tempo foram feitos testes com os tempos de adormecimento: 0, 30, 60, 70, 80, 85, 90, 95, 100, 110, 120, 130 e 140 ms nos diferentes tempos de mobilidade no cenário sem falha.

Figura 4.3: Perda de pacotes nos diferentes tempos de adormecimento dos nós

Figura 4.4: Consumo de energia nos diferentes tempos de adormecimento dos nós

As Figuras 4.3 e 4.4 mostram uma economia de energia em torno dos 10% com uma perda de pacotes em torno dos 5% em um tempo de 90 ms sem mobilidade, portanto, foi escolhido o tempo de adormecimento total dos nós de 90 ms, por ser o melhor resultado do maior número de economia de energia em relação à menor

perda de pacotes.

Primeiramente, foi feita a simulação sem aplicação de falhas e, posteriormente, as falhas foram introduzidas segundo o cenário já explicado anteriormente, na seção do Cenário de Implementação de Falhas.

A equação 4.1 define um índice de mérito cujo objetivo é o de avaliar o desempenho do algoritmo *PWSave* em termos de uma média ponderada entre o consumo de energia e um dos parâmetros monitorados nesta dissertação, isto é, latência, vazão, perda de pacotes e RREQ. O parâmetro de ponderação é expresso pela variável α .

$$Indice_x = \alpha \times \frac{ParamRef}{Param} + (1 - \alpha) \times \frac{ConsumoEnergiaRef}{ConsumoEnergia} \quad (4.1)$$

Onde:

- $0 \leq \alpha \leq 1$ ou equivalentemente $0\% \leq \alpha \leq 100\%$;
- *ParamRef*: parâmetro (latência, vazão ou RREQ) medido na simulação sem a implementação do *PWSave*, ou seja, resultados do parâmetro com a associação de: AODV + *Gossip* + *Quorum*;
- *Param*: parâmetro (latência, vazão ou RREQ) medido na simulação com a implementação do *PWSave*;
- *ConsumoEnergiaRef*: consumo de energia medido na simulação sem a implementação do *PWSave*;
- *ConsumoEnergia*: consumo de energia medido na simulação com a implementação do *PWSave*.

4.3 Resultados de Simulação

Nesta seção serão apresentados os resultados dos cenários simulados neste trabalho.

4.3.1 Resultados da Implementação do algoritmo *Gossip* nos protocolos de roteamento DSR e AODV

Neste trabalho foram medidos para os diferentes cenários de simulações: o número de RREQ na rede, a vazão total em bits/seg, latência total da rede em segundos, consumo total de energia em mWhr e a porcentagem de perda de pacotes.

Inicialmente foram feitas as simulações com os protocolos de roteamento DSR e AODV sem o algoritmo *Gossip* e, posteriormente, com a adição deste, para comparar se houve melhora da performance dos parâmetros (RREQ, vazão, latência, perda de pacotes e consumo de energia) com o uso do *Gossip*. Foram feitas 150 simulações com o DSR para obter uma distribuição Normal das medidas, Figura 4.5, em comparação com as 100 simulações necessárias para o AODV que apresentaram um resultado que seguiam uma distribuição Normal.

Figura 4.5: Distribuição Normal do DSR com *Gossip* com tempo de pausa de mobilidade de 50 segundos.

A Figura 4.6 mostra os números de RREQ na rede segundo os diferentes tempos de pausa (50, 100, 150, 200, 250 segundos, e o cenário sem mobilidade representado na Figura 4.6 como 300 segundos) para, posteriormente, iniciar a mobilidade. O número de RREQ gerado pelo protocolo AODV é superior ao gerado pelo DSR, pelo fato do AODV possuir um sistema de sinalização periódica na rede por meio de suas mensagens *HELLO*. Mensagens *HELLO* garantem ao protocolo AODV a característica de possuir suas rotas sempre atualizadas.

Associando o AODV com o *Gossip*, o número de RREQ decresce como uma consequência direta do número reduzido das mensagens geradas pelo *Gossip*,

Figura 4.6: Mensagens RREQs para AODV e DSR com e sem a aplicação do algoritmo *Gossip* em diferentes tempos de pausa.

devido ao seu fator probabilístico usado para decidir para quem devem ser repassadas as informações, evitando o comportamento de *flooding*. Por outro lado, o DSR apresenta um valor bem baixo de RREQ, devido à sua característica de baixa sinalização, uma vez que o DSR possui um sistema de *cache* utilizado para conhecer as rotas até um determinado nó, em vez de procurar por rotas mais atuais como é feito no AODV.

Associando o DSR com *Gossip* nota-se um pequeno aumento do número de RREQ pelo fato de que o *Gossip* possui um certo grau de redundância no envio de informações.

De acordo com a Figura 4.7, nota-se que o AODV possui uma maior vazão de informações do que o DSR no cenário de mobilidade. Isto ocorre porque o AODV apresenta um esquema de rotas mais atuais e, conseqüentemente, rotas existentes entre os nós. Sem mobilidade, o DSR apresenta uma performance melhor que o AODV devido à sua baixa sobrecarga de atualização de rotas. No cenário de mobilidade, a probabilidade de que a informação armazenada no *cache* do DSR se torne inválida aumenta, diminuindo a vazão total. A associação do *Gossip* com ambos os protocolos tem pouca influência em suas performances. Contudo, a suave diminuição da vazão pode ser explicada pelo fato de que o *Gossip* sacrifica a perda de pacotes para manter uma sobrecarga baixa na rede.

Figura 4.7: Vazão para AODV e DSR com e sem a aplicação do algoritmo *Gossip* em diferentes tempos de pausa

Figura 4.8: Latência para AODV e DSR com e sem a aplicação do algoritmo *Gossip* em diferentes tempos de pausa

Na Figura 4.8, a performance do DSR, em termos de latência, é melhor que a do AODV. Isto pode ser facilmente explicado porque o DSR utiliza um sistema de *cache* e o AODV é um protocolo mais reativo, dado que precisa encontrar novas

rotas enviando RREQ pela rede. Assim, o DSR não tem que validar novas rotas em todo momento e o protocolo AODV gera um atraso causado pela atualização das suas tabelas de roteamento. Associando o *Gossip* a ambos os protocolos a latência aumenta, porque há um atraso para calcular os vizinhos para os quais ele deve repassar as informações por meio do fator probabilístico, uma vez que não há repasse imediato da informação.

Figura 4.9: Perda de pacotes para AODV e DSR com e sem a aplicação do algoritmo *Gossip* em diferentes tempos de pausa

A Figura 4.9 mostra a perda de pacotes em valores percentuais: o DSR possui uma perda de pacotes maior que o AODV no cenário de mobilidade devido ao sistema de *cache*, que pode trabalhar com rotas desatualizadas e, assim, os dados podem não ser entregues se as rotas foram modificadas pelo deslocamento dos nós. O *Gossip* piora a performance do DSR por adicionar um pequeno atraso na disseminação de informação, o que é prejudicial ao DSR. Quando a mobilidade diminui, a perda de pacotes também diminui, pois o DSR é um protocolo de roteamento que possui boa performance nos cenários estáticos.

Assim, embora o algoritmo *Gossip* sacrifique algumas características de performance de atraso e vazão, ele diminui o número de mensagens RREQ, que representa um fator de consumo de energia e sobrecarga. De acordo com a Figura 4.10, vê-se que o algoritmo *Gossip* produz uma redução do consumo de energia. Essa redução observada, embora não seja muito significativa, mostra que tornar o *Gossip power-aware* pode ser interessante, uma vez que parte dos dispositivos,

Figura 4.10: Consumo de energia para AODV e DSR com e sem a aplicação do algoritmo *Gossip* em diferentes tempos de pausa

após aplicar o *Gossip*, pode passar ao estado *idle* e aqueles que se encontram neste estado poderiam entrar em um estado *sleeping*, ocorrendo a economia de energia.

4.3.2 Resultados da Implementação do algoritmo *Gossip* e Sistema de *Quorum*

As Figuras 4.11 e 4.12 mostram, respectivamente, a perda de pacotes para o AODV e o DSR, com e sem algoritmo *Gossip* e sistema de *Quorum*. Verifica-se que não há modificações relevantes com a adição do sistema de *Quorum*; os demais parâmetros (RREQ, vazão, latência e consumo de energia) também não apresentam modificações relevantes, se forem comparados com os resultados sem o sistema de *Quorum*.

O sistema de *Quorum* causa uma redundância das informações e, em algumas ocasiões, mostra-se útil, como no caso do cenário de falhas, explicado na próxima seção.

Este trabalho verificou que o sistema de *Quorum*, sem ser somado com um modelo de falhas, em nada altera os resultados dos parâmetros medidos nos vários protocolos estudados. Portanto, como o protocolo DSR no cenário de mobilidade, continua a apresentar 70% de perda de pacotes e este trabalho abrange os cenários

Figura 4.11: Perda de pacotes para AODV com algoritmo *Gossip* e sistema de *Quorum* em diferentes tempos de pausa

Figura 4.12: Perda de pacotes para DSR com algoritmo *Gossip* e sistema de *Quorum* em diferentes tempos de pausa

dinâmicos, a partir dos demais cenários não será feita a simulação do protocolo DSR, senão que será utilizado apenas o protocolo AODV, por ser mais indicado e possuir uma boa performance em um cenário de alta mobilidade.

4.3.3 Resultados da Implementação de Falhas

Foi verificado que o conjunto de simulações apresenta uma regularidade de resultados, conforme visto na Figura 4.13, que se refere à medida do algoritmo *Gossip* associado ao sistema de *Quorum* com um tempo de pausa de 150 segundos e uma falha de 30% do cenário A, para o parâmetro de perda de pacotes. Os demais gráficos não serão apresentados, dado que foi obtido um resultado de normalidade semelhante ao da Figura 4.13.

Figura 4.13: Distribuição normal - AODV + *Gossip* + *Quorum* com tempo de pausa de 150 seg e falha de 30%.

Figura 4.14: Histograma - AODV + *Gossip* + *Quorum* com tempo de pausa de 150 segundos e falha de 30%

A Figura 4.14 apresenta o histograma referente à Figura 4.13, que leva a afirmar que os resultados obtidos fazem parte de uma distribuição normal, comprovando sua validade. Os demais histogramas referentes às simulações de falhas,

tempos de pausa e parâmetros medidos nos cenários A e B apresentam resultados bem semelhantes e, por este motivo, não serão apresentados.

As Figuras de 4.15 a 4.24 apresentam os valores médios, referentes às 100 simulações, dos parâmetros medidos nos cenários A e B. No eixo x são apresentadas as porcentagens de falha (7,5, 15, 22,5 e 30%) e no eixo y os tempos de pausa de 50, 100, 150, 200, 250 segundos e o cenário sem mobilidade, que é chamado de 300 seg; o eixo z, por sua vez, mostra a performance do parâmetro de interesse.

Foram calculados os desvios padrões para se obter a dispersão dos resultados nas simulações efetuadas e comprovar o desempenho dos algoritmos. Os resultados obtidos foram satisfatórios.

Nota-se que os valores dos parâmetros de latência, Figuras 4.15 e 4.16, não sofreram degradação significativa com a aplicação do *Gossip* e do *Quorum* no protocolo de roteamento AODV. O pequeno aumento da latência é explicado pelo fato do algoritmo *Gossip* causar uma latência ao calcular os nós, aos quais se deve passar as informações, e devido a que o sistema de *Quorum* causa uma latência ao depositá-las nos servidores do *Quorum*. E este aumento de latência entre a associação do *Gossip* e *Quorum* se torna mais acentuado conforme aumenta a probabilidade de falha dos nós, visto que conforme se reduz o número de nós ativos na rede há um aumento cada vez maior do tempo para levar a informação aos servidores do *Quorum*.

Figura 4.15: Latência - Cenário A

Figura 4.16: Latência - Cenário B

A Tabela 4.2 mostra os valores médios e desvios padrões da latência do cenário A. Na sequência serão mostrados somente os gráficos. As tabelas referentes aos resultados obtidos são apresentados no Anexo B.

Por simplificação, nas tabelas foi utilizada a sigla AODV+G, significando AODV+Gossip e AODV+G+Q, significando AODV+Gossip+Quorum.

Nas Figuras 4.17 e 4.18 nota-se que há um aumento da vazão com a aplicação do sistema de *Quorum*; contudo, a associação do algoritmo *Gossip*, sem o uso do sistema de *Quorum*, não causa nenhum benefício aos resultados da vazão. Isso pode ser explicado pelo fato do sistema de *Quorum* guardar uma parte dos dados em seus servidores de dados, permitindo que os nós que queiram ter acesso a estas informações recorram a seus servidores, tornando a entrega de dados mais eficiente.

Os valores de RREQ mostrados nas Figuras 4.19 e 4.20 indicam que com a aplicação do algoritmo *Gossip* houve uma diminuição significativa em seus valores. Isso deve-se ao fato de que a inundação (*flooding*) na rede não está mais ocorrendo, uma vez que o algoritmo *Gossip* envia RREQ somente a alguns nós da rede. Com a aplicação do *Quorum* há um pequeno aumento de RREQ devido ao repasse das informações para os servidores do *Quorum* às requisições de informações dos nós clientes; contudo, o aumento de RREQ não é significativo, como pode ser visto nas Figuras 4.19 e 4.20.

Tabela 4.2: Valores médios e desvios padrões para latência do Cenário A em segundos

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV	AODV+G	AODV+G+Q
7,5	0	2,45 $\pm$ 0,05	2,46 $\pm$ 0,04	2,47 $\pm$ 0,04
7,5	50	2,46 $\pm$ 0,06	2,49 $\pm$ 0,07	2,49 $\pm$ 0,04
7,5	100	2,46 $\pm$ 0,04	2,49 $\pm$ 0,04	2,49 $\pm$ 0,05
7,5	150	2,47 $\pm$ 0,05	2,49 $\pm$ 0,04	2,47 $\pm$ 0,05
7,5	200	2,47 $\pm$ 0,06	2,49 $\pm$ 0,04	2,47 $\pm$ 0,06
7,5	250	2,47 $\pm$ 0,04	2,49 $\pm$ 0,05	2,47 $\pm$ 0,07
15	0	2,87 $\pm$ 0,06	2,88 $\pm$ 0,05	2,88 $\pm$ 0,04
15	50	2,92 $\pm$ 0,04	2,93 $\pm$ 0,05	2,95 $\pm$ 0,04
15	100	2,89 $\pm$ 0,05	2,90 $\pm$ 0,06	2,93 $\pm$ 0,06
15	150	2,91 $\pm$ 0,07	2,90 $\pm$ 0,06	2,98 $\pm$ 0,04
15	200	2,89 $\pm$ 0,05	2,88 $\pm$ 0,05	2,96 $\pm$ 0,07
15	250	2,86 $\pm$ 0,06	2,86 $\pm$ 0,07	2,89 $\pm$ 0,06
22,5	0	3,28 $\pm$ 0,04	3,28 $\pm$ 0,04	3,38 $\pm$ 0,05
22,5	50	3,31 $\pm$ 0,05	3,38 $\pm$ 0,05	3,39 $\pm$ 0,05
22,5	100	3,31 $\pm$ 0,06	3,37 $\pm$ 0,07	3,39 $\pm$ 0,06
22,5	150	3,29 $\pm$ 0,07	3,32 $\pm$ 0,05	3,47 $\pm$ 0,04
22,5	200	3,20 $\pm$ 0,06	3,27 $\pm$ 0,05	3,30 $\pm$ 0,06
22,5	250	3,24 $\pm$ 0,06	3,27 $\pm$ 0,04	3,36 $\pm$ 0,07
30	0	3,74 $\pm$ 0,04	3,80 $\pm$ 0,04	3,95 $\pm$ 0,04
30	50	3,81 $\pm$ 0,05	3,81 $\pm$ 0,04	3,95 $\pm$ 0,04
30	100	3,81 $\pm$ 0,04	3,81 $\pm$ 0,04	3,95 $\pm$ 0,07
30	150	3,70 $\pm$ 0,04	3,70 $\pm$ 0,04	3,94 $\pm$ 0,04
30	200	3,64 $\pm$ 0,05	3,93 $\pm$ 0,04	3,92 $\pm$ 0,06
30	250	3,69 $\pm$ 0,05	3,70 $\pm$ 0,04	3,97 $\pm$ 0,06

Figura 4.17: Vazão - Cenário A

Figura 4.18: Vazão - Cenário B

Figura 4.19: RREQ - Cenário A

A variação dos valores de consumo de energia não é significativa, como pode ser visto nas Figuras 4.21 e 4.22, mas deve ser destacado que embora a diferença com e sem a aplicação do algoritmo *Gossip* não seja significativa, a pequena redução do consumo de energia causada pelo sistema *Gossip* no protocolo AODV

Figura 4.20: RREQ - Cenário B

mostra que se o algoritmo *Gossip* for melhor trabalhado ele pode apresentar características mais importantes de redução de consumo de energia.

Figura 4.21: Consumo de Energia - Cenário A

O parâmetro de perda de pacotes, Figuras 4.23 e 4.24, não apresenta nenhum benefício apenas com a associação do algoritmo *Gossip*, mas aplicando o sistema

Figura 4.22: Consumo de Energia - Cenário B

Figura 4.23: Perda de pacotes - Cenário A

de *Quorum* associado à aplicação de falhas há um decréscimo significativo, que é explicado pelo sistema de distribuição e pela duplicação dos dados em que, caso algum pacote seja perdido, pode haver uma cópia deste dado no servidor do *Quorum* e este repassa a informação aos clientes solicitantes do pacote requerido.

Figura 4.24: Perda de pacotes - Cenário B

Este benefício só é obtido após a aplicação de falhas, dado que após as falhas, os nós fontes já disseminaram as informações aos servidores do *Quorum* e esta informação pode ser repassada aos seus destinos. Caso haja perda de pacotes e as informações não tenham conseguido chegar até os servidores do *Quorum*, as perdas de pacotes continuarão a ocorrer.

Os valores obtidos de ambos os cenários apresentam um comportamento similar, o que serve para a validação da associação do algoritmo *Gossip* com o sistema de *Quorum*.

Foi verificado nos resultados um decréscimo de 10% na perda de pacotes em relação à não aplicação do *Quorum*.

4.3.4 Resultados da Implementação do algoritmo *PWSave*

Nesta seção serão apresentados somente os gráficos referentes ao cenário B, pois conforme pode ser visto nos resultados das tabelas do Anexo B, ambos os cenários, A e B possuem resultados similares.

A Figura 4.25 compara os resultados da perda de pacotes do cenário de simulação com *Gossip* e *Quorum*, por simplificação nomeado de AODV+G+Q, com e sem o algoritmo *PWSave* no cenário B de falha. Nota-se que há um aumento da taxa de perda de pacotes com a adição do *PWSave*, pois com o adormecimento

dos nós a perda de pacotes tende a aumentar, mas a Figura 4.26 mostra que o índice de mérito que calcula o desempenho do parâmetro de perda de pacotes em relação ao consumo de energia, representado em valores percentuais, de 50%, 75% e 25% com falhas a 7,5% é superior a 1, ou seja, a economia de energia ainda é vantajosa.

Figura 4.25: Perda de pacotes

A Figura 4.27 compara os resultados da latência dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave*. Há um aumento da latência com a adição do *PWSave*, pois para despertar os nós, quando estes necessitem receber dados ou descobrir novas rotas, é adicionado um atraso na rede.

A Figura 4.28 compara os resultados da vazão dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave*. Há uma diminuição da vazão com a adição do *PWSave*, pois com o aumento da perda de pacotes a vazão tende a diminuir.

A Figura 4.29 compara os resultados de RREQ dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave*. Há um aumento no número de mensagens RREQ com a adição do *PWSave*, devido à necessidade de gerar novas rotas com o adormecimento de determinados nós, mas a Figura 4.26 mostra que o índice de mérito do RREQ calculado em relação ao consumo de energia é superior a 1 em torno dos 3%, ou seja, o número de RREQ não é sacrificado com a adição do *PWSave*.

Figura 4.26: Índices de mérito de perda de pacotes a 7,5% de falha com percentagens de 50, 75 e 25% no índice de mérito - Cenário B

Figura 4.27: Latência

As Figuras 4.30, 4.31, 4.32 e 4.33 mostram os índices de mérito considerando 50% do parâmetro em específico (perda de pacotes, vazão, latência e RREQ) com o parâmetro de consumo de energia de 50% no cenário B. O cenário A não será mostrado, pois apresenta índices de mérito similares aos calculados no cenário B.

Figura 4.28: Vazão

Figura 4.29: RREQ

Cada figura mostra as diferentes porcentagens de falha (7,5, 15, 22,5 e 30%).

A Figura 4.34 compara os resultados do consumo de energia dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave*. Há uma diminuição de 10% de consumo de energia com a adição do *PWSave*, que é explicado pelo

Figura 4.30: Índices de mérito para os parâmetros a 7,5% de falha - Cenário B

adormecimento dos nós. Constatase que, caso seja necessário acordar os nós para troca de informações e/ou rotas, não há um aumento de energia superior à diminuição do consumo de energia causada pelo adormecimento dos nós.

Figura 4.31: Índices de mérito de perda de pacotes a 15% de falha - Cenário B

Figura 4.32: Índices de mérito de perda de pacotes a 22,5% de falha - Cenário B

Figura 4.33: Índices de mérito de perda de pacotes a 30% de falha - Cenário B

5 Conclusão

Neste capítulo são abordadas as principais contribuições deste trabalho, assim como as sugestões para trabalho futuro.

5.1 Sumário e Contribuições

Conforme o enunciado da seção 1.3, o objetivo principal deste trabalho é analisar, em um ambiente com e sem falhas, a associação do algoritmo probabilístico de disseminação de informação chamado *Gossip* e um sistema de *Quorum* com os protocolos de roteamento AODV e DSR, além de trabalhar características de economia de energia com a implementação do algoritmo *PWSave* associado ao *Gossip* e ao sistema de *Quorum* no protocolo AODV.

O desempenho da rede é avaliado pela medida de entrega de pacotes (%), RREQ, vazão (bps), atraso (seg) e consumo de energia (mWhr).

Primeiramente, foram feitas simulações com o *Gossip* e com a análise dos resultados nota-se uma diminuição de 14% no número de RREQ, no ambiente com tempo de pausa de 100 segundos com o protocolo AODV. Posteriormente, foi adicionado ao *Gossip* o sistema de *Quorum* que proporcionou menor perda de pacotes com uma diminuição de 20,19% no cenário B, com aplicação de 15% de falhas em um ambiente com tempo de pausa de 100 segundos com o protocolo AODV. Também foi implementado, em paralelo com as soluções do algoritmo *Gossip* e do sistema de *Quorum*, o algoritmo *PWSave*, para proporcionar uma diminuição no consumo de energia nos nós da rede. Comparando-se a solução da associação do AODV + *Gossip* + *Quorum* com a solução da associação do AODV + *Gossip* + *Quorum* + *PWSave* obteve-se uma economia de energia de 10,39% no cenário B, com aplicação de 15% de falhas em um ambiente com tempo de pausa de 100 segundos com o protocolo AODV.

Alguns trabalhos de economia de energia [38] demonstram uma perda de pacotes de 10% em cenários com 10% de probabilidade de falhas, mas não mostram

outros parâmetros, como latência, e não explicitam a quantidade de energia total que foi economizada. Em [39] trabalha-se com uma taxa de consumo médio de energia de aproximadamente 32%-33% em um cenário sem falhas e em torno dos 12% em um cenário de falhas, que varia de 5% a 25%. Em [39] são mostrados bons resultados na economia de energia e uma latência apenas um pouco sacrificada, como no caso da implementação do *PWSave*. Contudo, o esquema de adormecimento dos nós proposto em [39] é baseado em um agendamento em que os nós agendados para permanecer acordados não devem falhar, e isso, do ponto de vista real, pode ser um ponto negativo para uma rede.

Portanto, a solução de associação do *Gossip* + *Quorum* + *PWSave* no protocolo de roteamento AODV neste trabalho, mostra que há uma diminuição do consumo de energia sem afetar demais os outros parâmetros.

5.2 Sugestões para Trabalhos Futuros

Algumas extensões podem ser indicadas para esta dissertação. A seguir, são enumeradas algumas sugestões de trabalhos futuros:

1. Estudar e fazer uma análise mais detalhada em cenário de 100 segundos de tempo de pausa que possui características discrepantes em relação aos outros cenários de tempo de pausa;
2. Otimizar os parâmetros de adormecimento e despertar dos nós no algoritmo *PWSave*.
3. Trabalhar na implementação de características *power saving* do DSR;
4. Estudar outros protocolos de roteamento para comparação com o AODV e DSR.

Referências

- [1] LING, H.; MOSSE, D.; ZNATI, T. Coverage-based probabilistic forwarding in ad hoc routing. *IEEE International Conference on Computer Communications and Networks*, v. 4, n. 18, October 2005.
- [2] LUO, J.; EUGSTER, P. T.; HUBAUX, J.-P. Pilot: Probabilistic lightweight group communication system for ad hoc networks. *IEEE Symposium on Mobile Computing*, v. 3, n. 2, April 2004.
- [3] MURTHY, C. S. R.; GHOSAL, B. S. *Ad Hoc Wireless Networks*. [S.l.]: Prentice Hall, 2005.
- [4] LENDERS, V.; WAGNER, J.; MAY, M. Measurements from 802.11b mobile ad hoc networks. *IEEE International Symposium on a Mobile and Multimedia Networks*, v. 4, n. 18, June 2006.
- [5] SZU-CHI; KUO, S.-Y. Communication strategies for heartbeat-style failure detectors in wireless ad hoc networks. *IEEE International Conference on Dependable Systems and Networks*, v. 4, n. 18, June 2003.
- [6] SINGH, S.; WOO, M.; RAGHAVENDRA, C. S. Power-aware routing in mobile ad hoc networks. *Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*, v. 4, n. 18, October 1998.
- [7] CHANG, J.; TASSIULAS, L. Energy conserving routing in wireless ad-hoc network. *Proceedings of the IEEE International Conference on Computer Communications*, v. 9, n. 10, March 2000.
- [8] LI, X.; ZI-WEN, W.; BAO-YU, Z. Tpbdsr: a new dsr-based energy saving routing in manet. *International Conference on Computer Networks and Mobile Computing*, v. 20, n. 13, October 2003.
- [9] KIM; CHO. Enhanced power-saving mechanism for broadcast and multicast service in wlan. *IEEE Communications Letters*, v. 9, n. 6, June 2005.
- [10] HUANG, W.-J.; CHIU, F.-H.; KUO, C. C. J. Comparison of power control schemes for relay sensor networks. *Global Telecommunications Conference*, v. 26, n. 30, November 2007.
- [11] SPOHN, M. A.; GARCIA-LUNA-ACEVES, J. Multicasting in ad hoc networks in the context of multiple channels and multiple interfaces. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, v. 06, n. 3, May 2005.
- [12] SU, W. W.; LEE, S.-J. An adaptive and fault-tolerant gateway assignment in sensor networks. *IEEE International Conference on Mobile Ad-Hoc and Sensor Systems*, v. 06, n. 5, April 2004.

- [13] COSTA, P.; PICCO, G. P. Semi-probabilistic content-based publish-subscribe. *IEEE International Conference on Mobile Ad-Hoc and Sensor Systems*, v. 07, n. 10, May 2005.
- [14] SHI, Z.; SRIMANI, P. K. An efficient distributed protocol for online gossiping problem. *IEEE International Conference on Intelligent Agent Technology*, v. 03, n. 8, May 2005.
- [15] JIANG, T.; LI, Q. A self-stabilizing distributed multicast algorithm for mobile ad-hoc networks. *IEEE International Conference on Computer and Information Technology*, v. 30, n. 13, April 2004.
- [16] CHOU, C.-H.; SSSU, K.-F.; JIAU, H. C. A distributed location service for reducing query failures in geographic ad hoc routing. *IEEE International Conference on Computer and Information Technology*, v. 15, n. 1, April 2005.
- [17] MELAMED, R.; KEIDAR, I.; BAREL, Y. Octopus: A fault-tolerant and efficient ad-hoc routing protocol. *IEEE Symposium on Reliable Distributed Systems*, v. 20, n. 9, May 2005.
- [18] WU, W.; CAO, J.; YANG, J. A scalable mutual exclusion algorithm for mobile ad hoc networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, v. 3, n. 9, May 2005.
- [19] MASUM, S. M.; ALI, A. A. Asynchronous l-exclusion in mobile ad hoc networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, v. 8, n. 4, June 2006.
- [20] MUELLER, S.; GHOSAL, D. Analysis of a distributed algorithm to determine multiple routes with path diversity in ad hoc networks. *IEEE Symposium on Mobile Computing*, v. 4, n. 7, May 2005.
- [21] MUELLER, S.; GHOSAL, D. Routing protocol based on fuzzy regression for manet. *Proceedings of the Third International Conference on Machine Learning and Cybernetics*, v. 4, n. 10, August 2004.
- [22] AGARWAL, A.; JAIN, B. Routing reliability analysis of segmented backup paths in mobile ad hoc networks. *IEEE International Conference on Mobile Ad-Hoc and Sensor Systems*, v. 4, n. 10, April 2005.
- [23] WANG, G. et al. A novel qos multicast model in mobile ad hoc networks. *IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium*, v. 3, n. 7, May 2005.
- [24] LIU, B. H. et al. A self-organizing, location-aware media access control protocol for ds-cdma sensor networks. *IEEE International Conference on Mobile Ad-Hoc and Sensor Systems*, v. 4, n. 10, April 2004.
- [25] IEEE/2001. *IEEE 802.3 CSMA/CD (ETHERNET)*. Disponível em: <<http://www.ieee802.org/3/>>.
- [26] JUNK, S.; HUNDEWALE, N.; ZELIKOVSKY, A. Node caching enhancement of reactive ad hoc routing protocols [manet]. *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, v. 4, n. 13-17, March 2005.

- [27] MOGHIM, N.; HENDESSI, F.; MOVEHHEDINIA, N. An improvement on adhoc wireless network routing based on aodv. *The 8th International Conference on Computer Communication Systems*, v. 2, n. 11, October 2002.
- [28] XIAOFENG, Z. et al. Stable enhancement for aodv routing protocol. *14th IEEE Proceedings on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, v. 1, n. 14, May 2003.
- [29] JAIHYUNG, C.; BREEN, J. A flood routing method for data networks information, v. 3, n. 10, June 1997.
- [30] JENKINS, K.; HOPKINSON, K.; BIRMAN, K. A gossip protocol for subgroup multicast. *IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium*, v. 3, n. 7, May 2005.
- [31] ATANASIO, A.; LI, L. T. *Algoritmos epidêmicos em computação distribuída*. Disponível em: <<http://www.ic.unicamp.br/atanasio/PUB/disciplinas/compDistrib/2007UnicampAlgoritmosEpidemicos.pdf>>.
- [32] WOOL, A. Quorum systems in replicated databases. *IEEE International Conference on Computer Communications and Networks*, v. 7, n. 10, October 1998.
- [33] WOESNER, H. Power-saving mechanisms in emerging standards for wireless lans: the mac level perspective. *IEEE Personal Commun.*, v. 5, n. 5, June 1998.
- [34] LAB, D.-E. S. *IDES 2.1 - Integrated Discrete-Event Systems Softwares Version 2.1*. Disponível em: <<http://www.ece.queensu.ca/directory/faculty/Rudie.html>>.
- [35] NS-2. *NS-2 Network Simulator*. Disponível em: <<http://www.isi.edu/nsnam/ns/>>.
- [36] UCLA. *GLOMOSIM - Global Mobile Information System Simulation Library*. Disponível em: <<http://pcl.cs.ucla.edu/projects/glomosim/>>.
- [37] MARGI, C. B.; OBRACZKA, K. Instrumenting networks simulators for evaluating energy consumption in power-aware ad-hoc network protocols. *IEEE International Conference on Mobile Ad-Hoc and Sensor Systems*, v. 4, n. 10, April 2006.
- [38] GE, Y. et al. Green: A grid-based energy efficient probabilistic routing in wireless sensor networks. *IEEE International Computation Symposium*, v. 3, n. 7, May 2005.
- [39] ZHOU, Z. et al. An energy-efficient data-dissemination protocol in wireless sensor networks. *Proceedings of the 2006 International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks*, v. 4, n. 3, June 2006.

Anexo A

Mapa Conceitual

O mapa conceitual utilizado neste trabalho é ilustrado na página seguinte.

Anexo B - Tabelas referentes aos resultados de simulação

As Tabelas 5.1 a 5.9 mostram os resultados referente à implementação de falhas nos cenários de simulação.

A Tabela 5.1 mostra os valores médios e desvios padrões da latência do cenário B.

A Tabela 5.2 mostra os valores médios e desvios padrões da vazão do cenário A e a Tabela 5.3 mostra os valores médios e desvios padrões da vazão do cenário B.

A Tabela 5.4 mostra os valores médios e desvios padrões para mensagens RREQ do cenário A e a Tabela 5.5 mostra os valores médios e desvios padrões para mensagens RREQ do cenário B.

A Tabela 5.6 mostra os valores médios e desvios padrões para o consumo de energia do cenário A e a Tabela 5.7 mostra os valores médios e desvios padrões para o consumo de energia do cenário B.

A Tabela 5.8 apresenta os valores médios e desvios padrões em relação à perda de pacotes nas falhas do cenário A e a Tabela 5.9 apresenta os valores médios e desvios padrões em relação à perda de pacotes nas falhas do cenário B.

As Tabelas 5.10 a 5.19 mostram os resultados referente à implementação do algoritmo *PWSave*.

A Tabela 5.10 compara os resultados da perda de pacotes do cenário de simulação com *Gossip* e *Quorum*, por simplificação nomeado de AODV+G+Q, com e sem o algoritmo *PWSave* no cenário A de falha. A Tabela 5.11 faz a mesma comparação anterior, porém no cenário B.

A Tabela 5.12 compara os resultados da latência dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave* no cenário A e a Tabela 5.13 compara os resultados da latência dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave* no cenário B.

A Tabela 5.14 compara os resultados da vazão dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave* no cenário A e a Tabela 5.15 compara os resultados da vazão dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave* no cenário B.

A Tabela 5.16 compara os resultados de RREQ dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave* no cenário A e a Tabela 5.17 compara os resultados de RREQ dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave* no cenário B.

A Tabela 5.18 compara os resultados do consumo de energia dos cenários com *Gossip* e *Quorum* com e sem o algoritmo *PWSave* no cenário A e a Tabela 5.19 no cenário B.

Tabela 5.1: Valores médios e desvios padrões para latência do Cenário B em segundos

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV	AODV+G	AODV+G+Q
7,5	0	2,47 $\pm$ 0,04	2,47 $\pm$ 0,05	2,48 $\pm$ 0,04
7,5	50	2,47 $\pm$ 0,04	2,49 $\pm$ 0,05	2,49 $\pm$ 0,04
7,5	100	2,46 $\pm$ 0,05	2,49 $\pm$ 0,04	2,49 $\pm$ 0,04
7,5	150	2,47 $\pm$ 0,06	2,49 $\pm$ 0,05	2,47 $\pm$ 0,05
7,5	200	2,47 $\pm$ 0,04	2,49 $\pm$ 0,06	2,47 $\pm$ 0,05
7,5	250	2,45 $\pm$ 0,04	2,43 $\pm$ 0,04	2,45 $\pm$ 0,05
15	0	2,84 $\pm$ 0,05	2,88 $\pm$ 0,04	2,88 $\pm$ 0,04
15	50	2,92 $\pm$ 0,04	2,94 $\pm$ 0,04	2,95 $\pm$ 0,05
15	100	2,89 $\pm$ 0,05	2,90 $\pm$ 0,04	2,93 $\pm$ 0,06
15	150	2,91 $\pm$ 0,04	2,91 $\pm$ 0,05	2,97 $\pm$ 0,04
15	200	2,89 $\pm$ 0,04	2,88 $\pm$ 0,04	2,94 $\pm$ 0,05
15	250	2,86 $\pm$ 0,05	2,86 $\pm$ 0,05	2,87 $\pm$ 0,06
22,5	0	3,22 $\pm$ 0,04	3,29 $\pm$ 0,04	3,33 $\pm$ 0,05
22,5	50	3,31 $\pm$ 0,06	3,38 $\pm$ 0,05	3,39 $\pm$ 0,05
22,5	100	3,31 $\pm$ 0,05	3,37 $\pm$ 0,04	3,39 $\pm$ 0,05
22,5	150	3,29 $\pm$ 0,04	3,32 $\pm$ 0,04	3,42 $\pm$ 0,04
22,5	200	3,20 $\pm$ 0,05	3,27 $\pm$ 0,06	3,30 $\pm$ 0,04
22,5	250	3,24 $\pm$ 0,04	3,27 $\pm$ 0,05	3,36 $\pm$ 0,05
30	0	3,76 $\pm$ 0,06	3,84 $\pm$ 0,05	3,95 $\pm$ 0,04
30	50	3,78 $\pm$ 0,05	3,86 $\pm$ 0,05	3,95 $\pm$ 0,05
30	100	3,79 $\pm$ 0,04	3,84 $\pm$ 0,04	3,94 $\pm$ 0,07
30	150	3,77 $\pm$ 0,04	3,84 $\pm$ 0,04	3,94 $\pm$ 0,04
30	200	3,79 $\pm$ 0,05	3,83 $\pm$ 0,05	3,94 $\pm$ 0,05
30	250	3,78 $\pm$ 0,04	3,83 $\pm$ 0,04	3,96 $\pm$ 0,06

Tabela 5.2: Valores médios e desvios padrões para vazão do Cenário A em bits/seg.

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV	AODV+G	AODV+G+Q
7,5	0	197166,50 $\pm$ 527,19	193370,50 $\pm$ 533,12	197812,80 $\pm$ 499,51
7,5	50	118560,10 $\pm$ 613,01	118047,90 $\pm$ 498,34	130128,40 $\pm$ 501,38
7,5	100	118293,67 $\pm$ 432,07	117633,83 $\pm$ 478,05	130895,07 $\pm$ 500,78
7,5	150	118293,67 $\pm$ 499,18	117778,90 $\pm$ 501,23	136998,60 $\pm$ 598,16
7,5	200	128623,78 $\pm$ 423,13	122109,21 $\pm$ 500,08	193782,83 $\pm$ 498,56
7,5	250	129624,55 $\pm$ 409,17	128335,62 $\pm$ 456,70	197903,41 $\pm$ 500,45
15	0	207745,60 $\pm$ 461,01	207496,70 $\pm$ 433,07	218766,10 $\pm$ 570,58
15	50	117553,30 $\pm$ 415,60	117079,80 $\pm$ 409,88	129364,60 $\pm$ 545,33
15	100	128267,56 $\pm$ 455,70	137998,04 $\pm$ 409,76	149833,23 $\pm$ 503,67
15	150	138168,70 $\pm$ 501,67	137883,00 $\pm$ 514,39	145348,10 $\pm$ 564,37
15	200	152699,09 $\pm$ 453,01	151562,14 $\pm$ 498,76	162974,29 $\pm$ 550,34
15	250	159547,56 $\pm$ 502,32	159047,39 $\pm$ 498,22	176587,79 $\pm$ 498,06
22,5	0	109019,40 $\pm$ 512,45	108507,20 $\pm$ 499,08	178438,40 $\pm$ 491,33
22,5	50	92313,20 $\pm$ 500,78	91774,94 $\pm$ 497,05	125201,15 $\pm$ 525,85
22,5	100	93030,89 $\pm$ 493,02	97845,09 $\pm$ 476,55	130544,91 $\pm$ 502,09
22,5	150	115427,60 $\pm$ 402,65	115061,14 $\pm$ 517,12	127861,37 $\pm$ 559,75
22,5	200	139209,09 $\pm$ 491,02	138759,52 $\pm$ 486,45	146988,34 $\pm$ 499,06
22,5	250	147137,33 $\pm$ 511,24	147014,03 $\pm$ 503,77	160982,18 $\pm$ 510,56
30	0	119703,70 $\pm$ 497,40	119480,20 $\pm$ 490,76	132825,90 $\pm$ 526,80
30	50	110096,90 $\pm$ 502,98	109262,56 $\pm$ 469,50	125972,51 $\pm$ 508,07
30	100	110481,89 $\pm$ 520,88	116954,06 $\pm$ 517,84	128031,14 $\pm$ 511,34
30	150	114435,40 $\pm$ 493,34	114117,20 $\pm$ 480,67	129395,40 $\pm$ 526,67
30	200	112508,78 $\pm$ 522,98	112034,52 $\pm$ 502,23	127983,26 $\pm$ 478,90
30	250	116324,89 $\pm$ 499,70	115928,02 $\pm$ 487,56	133049,37 $\pm$ 498,67

Tabela 5.3: Valores médios e desvios padrões para vazão do Cenário B em bits/seg.

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV	AODV+G	AODV+G+Q
7,5	0	197134,12 $\pm$ 491,23	193367,31 $\pm$ 423,78	198823,43 $\pm$ 456,34
7,5	50	117512,33 $\pm$ 501,23	117022,08 $\pm$ 512,89	130117,36 $\pm$ 544,12
7,5	100	117982,67 $\pm$ 493,24	117645,83 $\pm$ 500,01	136876,34 $\pm$ 531,74
7,5	150	117287,32 $\pm$ 511,24	116767,94 $\pm$ 502,34	136976,12 $\pm$ 543,16
7,5	200	128621,14 $\pm$ 511,98	122113,14 $\pm$ 504,57	164778,11 $\pm$ 465,35
7,5	250	130645,50 $\pm$ 470,98	130325,30 $\pm$ 492,56	167941,98 $\pm$ 512,45
15	0	207737,13 $\pm$ 473,21	207488,75 $\pm$ 497,39	218776,45 $\pm$ 512,08
15	50	117567,24 $\pm$ 491,23	117075,28 $\pm$ 507,88	130359,13 $\pm$ 516,96
15	100	128243,16 $\pm$ 499,80	129984,24 $\pm$ 514,56	149825,75 $\pm$ 534,56
15	150	138159,14 $\pm$ 486,45	137876,24 $\pm$ 503,22	143352,45 $\pm$ 535,11
15	200	152676,23 $\pm$ 469,41	151513,45 $\pm$ 481,24	162967,46 $\pm$ 578,14
15	250	159546,12 $\pm$ 492,03	151034,34 $\pm$ 507,53	176576,87 $\pm$ 512,87
22,5	0	129026,13 $\pm$ 503,98	118522,16 $\pm$ 472,09	178429,22 $\pm$ 502,31
22,5	50	92346,11 $\pm$ 511,24	91769,90 $\pm$ 508,67	127215,35 $\pm$ 566,09
22,5	100	93041,86 $\pm$ 521,56	99849,29 $\pm$ 493,99	131526,64 $\pm$ 523,33
22,5	150	115437,12 $\pm$ 482,44	115058,31 $\pm$ 501,55	129858,25 $\pm$ 522,65
22,5	200	139212,87 $\pm$ 493,60	138764,44 $\pm$ 459,63	146965,17 $\pm$ 433,12
22,5	250	147143,35 $\pm$ 491,93	147021,35 $\pm$ 510,98	163976,65 $\pm$ 521,57
30	0	119712,34 $\pm$ 499,73	119498,12 $\pm$ 528,54	128844,15 $\pm$ 567,22
30	50	110081,77 $\pm$ 524,04	109264,09 $\pm$ 507,55	125969,01 $\pm$ 512,37
30	100	115475,09 $\pm$ 491,02	116945,23 $\pm$ 519,62	128014,16 $\pm$ 524,14
30	150	114421,19 $\pm$ 506,01	114109,33 $\pm$ 503,88	129387,66 $\pm$ 536,97
30	200	112524,18 $\pm$ 492,33	112045,13 $\pm$ 493,87	127936,64 $\pm$ 498,20
30	250	116374,29 $\pm$ 507,55	115914,55 $\pm$ 483,21	130087,07 $\pm$ 476,90

Tabela 5.4: Valores médios e desvios padrões para RREQ do Cenário A

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV	AODV+G	AODV+G+Q
7,5	0	88903,63 $\pm$ 4017,23	85383,91 $\pm$ 4412,87	85994,80 $\pm$ 4341,84
7,5	50	152672,33 $\pm$ 4512,76	102847,11 $\pm$ 4019,67	104356,45 $\pm$ 4754,46
7,5	100	110892,36 $\pm$ 4164,67	102042,17 $\pm$ 4412,94	102357,34 $\pm$ 4951,69
7,5	150	117684,20 $\pm$ 5123,86	88262,82 $\pm$ 5012,34	88799,36 $\pm$ 5569,33
7,5	200	100023,77 $\pm$ 4097,55	98231,54 $\pm$ 4705,76	98991,55 $\pm$ 4908,64
7,5	250	101903,63 $\pm$ 4233,18	99383,91 $\pm$ 4522,99	99994,80 $\pm$ 4548,83
15	0	67051,52 $\pm$ 5109,51	48558,03 $\pm$ 5044,49	49834,92 $\pm$ 5206,41
15	50	231298,30 $\pm$ 4286,59	176865,70 $\pm$ 4105,61	178864,20 $\pm$ 4520,05
15	100	157915,12 $\pm$ 4098,43	149587,51 $\pm$ 4203,85	149943,34 $\pm$ 4373,37
15	150	162838,30 $\pm$ 5011,95	113075,10 $\pm$ 4709,45	114351,00 $\pm$ 4998,68
15	200	136993,15 $\pm$ 5005,34	120773,90 $\pm$ 4080,74	121178,56 $\pm$ 4164,55
15	250	124654,39 $\pm$ 4329,30	113139,47 $\pm$ 4490,19	113403,18 $\pm$ 4733,03
22,5	0	71077,56 $\pm$ 4990,30	59405,96 $\pm$ 5004,29	60364,98 $\pm$ 5198,81
22,5	50	284458,80 $\pm$ 5003,13	205925,10 $\pm$ 5011,49	209723,80 $\pm$ 5295,13
22,5	100	198113,12 $\pm$ 41195,32	179335,57 $\pm$ 4034,29	180005,57 $\pm$ 4295,86
22,5	150	207330,00 $\pm$ 4034,81	135552,00 $\pm$ 4658,40	136405,60 $\pm$ 4741,64
22,5	200	163812,31 $\pm$ 4033,92	145563,18 $\pm$ 4540,70	146053,55 $\pm$ 4147,53
22,5	250	145300,11 $\pm$ 4008,48	134877,43 $\pm$ 4041,39	135382,76 $\pm$ 4440,47
30	0	95218,35 $\pm$ 5000,12	72647,43 $\pm$ 5003,41	72647,43 $\pm$ 4851,00
30	50	368787,80 $\pm$ 4079,37	274399,90 $\pm$ 4091,53	275650,50 $\pm$ 4583,34
30	100	229667,90 $\pm$ 5011,25	215887,21 $\pm$ 5073,23	216286,67 $\pm$ 5948,16
30	150	235946,60 $\pm$ 5005,38	181079,90 $\pm$ 5067,32	184230,50 $\pm$ 5122,19
30	200	190031,78 $\pm$ 6002,43	189379,33 $\pm$ 6033,93	171575,69 $\pm$ 7664,08
30	250	180021,54 $\pm$ 7990,38	161970,56 $\pm$ 7022,34	162484,33 $\pm$ 8564,10

Tabela 5.5: Valores médios e desvios padrões para RREQ do Cenário B

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV	AODV+G	AODV+G+Q
7,5	0	93912,31 $\pm$ 4129,70	85376,34 $\pm$ 4023,56	85994,61 $\pm$ 4323,08
7,5	50	152578,33 $\pm$ 4289,60	102723,18 $\pm$ 4350,50	104367,23 $\pm$ 4754,12
7,5	100	110865,17 $\pm$ 4663,29	102011,16 $\pm$ 4778,90	102362,33 $\pm$ 4951,01
7,5	150	95675,87 $\pm$ 5015,45	88823,98 $\pm$ 5123,95	98978,44 $\pm$ 5503,12
7,5	200	100018,23 $\pm$ 4349,40	98222,67 $\pm$ 4590,43	99981,67 $\pm$ 4911,01
7,5	250	111912,13 $\pm$ 4870,67	99378,74 $\pm$ 4070,56	99994,80 $\pm$ 4550,12
15	0	67065,28 $\pm$ 5004,67	48549,11 $\pm$ 5011,23	49827,75 $\pm$ 5212,15
15	50	231293,11 $\pm$ 4773,86	176856,37 $\pm$ 4990,65	178855,03 $\pm$ 4529,13
15	100	157900,49 $\pm$ 4288,40	149593,61 $\pm$ 4743,98	149938,12 $\pm$ 4387,11
15	150	162826,30 $\pm$ 4756,98	113055,87 $\pm$ 4802,36	114322,09 $\pm$ 4970,04
15	200	136981,39 $\pm$ 4176,80	120788,22 $\pm$ 4033,67	119186,73 $\pm$ 4171,62
15	250	132699,12 $\pm$ 4587,65	113141,17 $\pm$ 4312,98	113431,86 $\pm$ 4711,54
22,5	0	78099,03 $\pm$ 5002,56	59415,76 $\pm$ 5054,87	60358,13 $\pm$ 5156,34
22,5	50	284461,77 $\pm$ 5011,76	205933,19 $\pm$ 5007,34	209734,78 $\pm$ 5256,65
22,5	100	198122,34 $\pm$ 4589,90	179347,66 $\pm$ 4311,98	180033,91 $\pm$ 4265,23
22,5	150	207344,35 $\pm$ 5015,87	135569,37 $\pm$ 4655,86	136489,33 $\pm$ 4734,12
22,5	200	163827,87 $\pm$ 4886,67	145577,99 $\pm$ 5000,87	146044,66 $\pm$ 4133,09
22,5	250	155333,54 $\pm$ 4711,75	134865,68 $\pm$ 4529,87	135397,02 $\pm$ 4426,74
30	0	95223,07 $\pm$ 4387,57	72688,26 $\pm$ 4550,67	72634,99 $\pm$ 4843,12
30	50	368771,22 $\pm$ 4765,78	274387,87 $\pm$ 5003,67	275634,05 $\pm$ 4555,02
30	100	229658,33 $\pm$ 4663,41	215869,05 $\pm$ 4707,56	216286,67 $\pm$ 5933,16
30	150	215933,60 $\pm$ 5000,56	181022,86 $\pm$ 5002,65	184269,99 $\pm$ 5112,08
30	200	190036,44 $\pm$ 4688,90	169386,88 $\pm$ 4712,65	170556,04 $\pm$ 7644,12
30	250	162714,05 $\pm$ 7021,81	161966,88 $\pm$ 7656,90	162464,04 $\pm$ 8509,44

Tabela 5.6: Valores médios e desvios padrões para o consumo de energia do Cenário A em mWhr

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV	AODV+G	AODV+G+Q
7,5	0	6004,69 $\pm$ 0,40	6003,82 $\pm$ 0,49	6003,99 $\pm$ 0,49
7,5	50	6006,00 $\pm$ 0,40	6004,31 $\pm$ 0,50	6004,52 $\pm$ 0,50
7,5	100	6005,33 $\pm$ 0,47	6003,15 $\pm$ 0,47	6003,26 $\pm$ 0,47
7,5	150	6003,74 $\pm$ 0,40	6002,15 $\pm$ 0,49	6003,12 $\pm$ 0,49
7,5	200	6003,92 $\pm$ 0,45	6002,32 $\pm$ 0,49	6002,54 $\pm$ 0,49
7,5	250	6003,31 $\pm$ 0,49	6002,23 $\pm$ 0,43	6003,77 $\pm$ 0,43
15	0	6004,91 $\pm$ 0,40	6004,33 $\pm$ 0,47	6004,40 $\pm$ 0,47
15	50	6006,33 $\pm$ 0,40	6004,83 $\pm$ 0,40	6004,63 $\pm$ 0,49
15	100	6004,59 $\pm$ 0,50	6002,76 $\pm$ 0,40	6003,25 $\pm$ 0,44
15	150	6003,86 $\pm$ 0,40	6002,89 $\pm$ 0,45	6003,14 $\pm$ 0,53
15	200	6004,12 $\pm$ 0,40	6002,42 $\pm$ 0,40	6003,67 $\pm$ 0,44
15	250	6003,13 $\pm$ 0,47	6002,43 $\pm$ 0,45	6003,98 $\pm$ 0,45
22,5	0	6001,59 $\pm$ 0,45	6000,46 $\pm$ 0,40	6000,87 $\pm$ 0,51
22,5	50	6001,30 $\pm$ 0,40	5999,61 $\pm$ 0,46	6000,51 $\pm$ 0,50
22,5	100	6000,87 $\pm$ 0,49	5998,32 $\pm$ 0,48	5999,67 $\pm$ 0,47
22,5	150	6000,59 $\pm$ 0,47	6000,59 $\pm$ 0,40	6000,00 $\pm$ 0,43
22,5	200	6000,76 $\pm$ 0,40	5999,98 $\pm$ 0,40	5999,66 $\pm$ 0,50
22,5	250	6003,18 $\pm$ 0,40	6000,46 $\pm$ 0,40	6001,04 $\pm$ 0,42
30	0	6000,63 $\pm$ 0,50	5999,63 $\pm$ 0,50	5998,70 $\pm$ 0,40
30	50	5999,57 $\pm$ 0,40	5998,72 $\pm$ 0,50	5998,54 $\pm$ 0,41
30	100	6000,84 $\pm$ 0,46	5999,12 $\pm$ 0,46	5998,59 $\pm$ 0,48
30	150	5999,49 $\pm$ 0,45	5998,79 $\pm$ 0,45	5998,62 $\pm$ 0,47
30	200	6000,94 $\pm$ 0,43	5999,14 $\pm$ 0,45	5998,80 $\pm$ 0,48
30	250	6001,41 $\pm$ 0,45	5999,92 $\pm$ 0,43	5999,56 $\pm$ 0,40

Tabela 5.7: Valores médios e desvios padrões para o consumo de energia do Cenário B em mWhr

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV	AODV+G	AODV+G+Q
7,5	0	6003,69 $\pm$ 0,47	6000,82 $\pm$ 0,47	6001,99 $\pm$ 0,50
7,5	50	6002,00 $\pm$ 0,50	6001,31 $\pm$ 0,50	6002,72 $\pm$ 0,50
7,5	100	6001,46 $\pm$ 0,50	6000,33 $\pm$ 0,50	6002,16 $\pm$ 0,47
7,5	150	6001,74 $\pm$ 0,47	5999,76 $\pm$ 0,46	6001,52 $\pm$ 0,49
7,5	200	6002,92 $\pm$ 0,46	5999,41 $\pm$ 0,46	6001,54 $\pm$ 0,47
7,5	250	6003,31 $\pm$ 0,45	5999,78 $\pm$ 0,45	6002,77 $\pm$ 0,43
15	0	6002,91 $\pm$ 0,46	6002,33 $\pm$ 0,47	6002,60 $\pm$ 0,47
15	50	6003,33 $\pm$ 0,45	6002,43 $\pm$ 0,46	6002,83 $\pm$ 0,49
15	100	6003,12 $\pm$ 0,45	6002,76 $\pm$ 0,45	6002,25 $\pm$ 0,46
15	150	6002,94 $\pm$ 0,46	6002,86 $\pm$ 0,47	6002,14 $\pm$ 0,50
15	200	6002,87 $\pm$ 0,47	6002,42 $\pm$ 0,45	6002,47 $\pm$ 0,45
15	250	6002,43 $\pm$ 0,45	6002,13 $\pm$ 0,47	6002,93 $\pm$ 0,46
22,5	0	6001,59 $\pm$ 0,45	6000,46 $\pm$ 0,45	6000,87 $\pm$ 0,51
22,5	50	6001,32 $\pm$ 0,47	5999,63 $\pm$ 0,45	5999,56 $\pm$ 0,50
22,5	100	6000,86 $\pm$ 0,50	5998,98 $\pm$ 0,45	5998,67 $\pm$ 0,47
22,5	150	6000,54 $\pm$ 0,47	6000,29 $\pm$ 0,46	6000,97 $\pm$ 0,44
22,5	200	6000,74 $\pm$ 0,50	5999,95 $\pm$ 0,47	5999,66 $\pm$ 0,50
22,5	250	6001,16 $\pm$ 0,45	6000,46 $\pm$ 0,45	6001,04 $\pm$ 0,44
30	0	6000,67 $\pm$ 0,47	5999,63 $\pm$ 0,47	5998,87 $\pm$ 0,43
30	50	5999,54 $\pm$ 0,46	5998,72 $\pm$ 0,46	5998,44 $\pm$ 0,43
30	100	5999,84 $\pm$ 0,46	5999,12 $\pm$ 0,46	5998,59 $\pm$ 0,45
30	150	5999,49 $\pm$ 0,50	5998,79 $\pm$ 0,46	5998,62 $\pm$ 0,45
30	200	5999,94 $\pm$ 0,46	5999,14 $\pm$ 0,46	5998,80 $\pm$ 0,45
30	250	6001,41 $\pm$ 0,47	6000,92 $\pm$ 0,47	6000,56 $\pm$ 0,42

Tabela 5.8: Valores médios e desvios padrões para a taxa de perda de pacotes do Cenário A em %

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV	AODV+G	AODV+G+Q
7,5	0	6,85 $\pm$ 2,01	13,40 $\pm$ 2,11	6,27 $\pm$ 2,79
7,5	50	39,94 $\pm$ 1,13	41,56 $\pm$ 1,01	30,79 $\pm$ 1,07
7,5	100	43,67 $\pm$ 1,09	41,17 $\pm$ 1,23	29,03 $\pm$ 1,25
7,5	150	38,63 $\pm$ 1,07	41,45 $\pm$ 1,02	27,05 $\pm$ 1,16
7,5	200	40,31 $\pm$ 1,19	41,15 $\pm$ 1,32	21,09 $\pm$ 1,67
7,5	250	14,82 $\pm$ 2,01	15,41 $\pm$ 2,13	8,67 $\pm$ 2,34
15	0	9,10 $\pm$ 1,03	17,05 $\pm$ 1,09	6,71 $\pm$ 1,03
15	50	46,85 $\pm$ 3,06	47,13 $\pm$ 3,11	36,36 $\pm$ 4,31
15	100	44,68 $\pm$ 1,02	42,54 $\pm$ 1,06	26,86 $\pm$ 1,20
15	150	41,38 $\pm$ 1,23	43,07 $\pm$ 1,34	34,73 $\pm$ 1,80
15	200	39,17 $\pm$ 0,97	41,04 $\pm$ 0,99	24,77 $\pm$ 0,95
15	250	11,03 $\pm$ 2,31	15,38 $\pm$ 2,11	10,78 $\pm$ 2,43
22,5	0	11,18 $\pm$ 0,90	16,36 $\pm$ 0,87	9,21 $\pm$ 0,91
22,5	50	45,32 $\pm$ 1,11	47,93 $\pm$ 1,03	34,74 $\pm$ 1,12
22,5	100	49,63 $\pm$ 1,09	47,39 $\pm$ 1,13	36,02 $\pm$ 1,29
22,5	150	37,59 $\pm$ 0,88	40,65 $\pm$ 0,87	31,78 $\pm$ 0,86
22,5	200	36,09 $\pm$ 0,90	39,42 $\pm$ 0,91	26,09 $\pm$ 0,93
22,5	250	15,63 $\pm$ 1,02	16,12 $\pm$ 1,12	14,57 $\pm$ 1,22
30	0	11,78 $\pm$ 0,99	16,58 $\pm$ 0,89	9,29 $\pm$ 0,94
30	50	45,45 $\pm$ 1,13	48,10 $\pm$ 1,01	34,96 $\pm$ 1,11
30	100	52,39 $\pm$ 0,72	49,83 $\pm$ 0,78	38,18 $\pm$ 0,68
30	150	37,78 $\pm$ 0,93	41,84 $\pm$ 0,97	28,87 $\pm$ 0,95
30	200	35,29 $\pm$ 0,65	39,68 $\pm$ 0,71	26,97 $\pm$ 0,58
30	250	15,39 $\pm$ 0,97	18,87 $\pm$ 0,93	14,34 $\pm$ 0,98

Tabela 5.9: Valores médios e desvios padrões para a taxa de perda de pacotes do Cenário B em %

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV	AODV+G	AODV+G+Q
7,5	0	6,67 $\pm$ 2,13	13,32 $\pm$ 2,11	6,15 $\pm$ 2,34
7,5	50	39,65 $\pm$ 1,32	41,35 $\pm$ 1,09	26,22 $\pm$ 1,23
7,5	100	41,87 $\pm$ 1,03	43,33 $\pm$ 0,98	29,23 $\pm$ 1,01
7,5	150	38,41 $\pm$ 1,24	40,98 $\pm$ 1,12	21,54 $\pm$ 1,34
7,5	200	40,23 $\pm$ 1,07	42,39 $\pm$ 1,03	24,54 $\pm$ 1,13
7,5	250	8,45 $\pm$ 1,97	15,41 $\pm$ 2,01	8,89 $\pm$ 2,09
15	0	9,45 $\pm$ 1,21	17,48 $\pm$ 1,51	6,21 $\pm$ 1,54
15	50	46,68 $\pm$ 2,34	47,38 $\pm$ 3,76	36,98 $\pm$ 4,11
15	100	43,54 $\pm$ 1,00	44,84 $\pm$ 1,03	34,14 $\pm$ 1,49
15	150	41,18 $\pm$ 1,07	43,51 $\pm$ 1,12	26,87 $\pm$ 1,33
15	200	39,34 $\pm$ 1,09	41,45 $\pm$ 1,04	24,56 $\pm$ 1,23
15	250	11,43 $\pm$ 1,15	15,78 $\pm$ 1,12	10,76 $\pm$ 1,54
22,5	0	11,24 $\pm$ 1,19	16,67 $\pm$ 1,21	9,44 $\pm$ 1,41
22,5	50	45,76 $\pm$ 1,12	47,42 $\pm$ 1,33	34,46 $\pm$ 1,45
22,5	100	47,54 $\pm$ 1,34	49,49 $\pm$ 1,56	36,32 $\pm$ 1,76
22,5	150	37,19 $\pm$ 1,01	40,53 $\pm$ 0,99	27,23 $\pm$ 0,98
22,5	200	36,24 $\pm$ 0,98	39,57 $\pm$ 1,02	26,12 $\pm$ 1,01
22,5	250	15,37 $\pm$ 0,78	19,65 $\pm$ 0,78	14,87 $\pm$ 0,65
30	0	11,66 $\pm$ 1,02	16,87 $\pm$ 1,01	9,54 $\pm$ 0,99
30	50	45,76 $\pm$ 0,67	48,88 $\pm$ 0,65	34,12 $\pm$ 0,61
30	100	49,54 $\pm$ 0,91	52,22 $\pm$ 0,83	38,65 $\pm$ 0,87
30	150	37,48 $\pm$ 0,81	41,65 $\pm$ 0,78	28,43 $\pm$ 0,75
30	200	35,54 $\pm$ 1,01	39,65 $\pm$ 0,93	26,33 $\pm$ 0,98
30	250	15,64 $\pm$ 0,98	18,32 $\pm$ 1,00	14,53 $\pm$ 1,04

Tabela 5.10: Valores médios e desvios padrões para a taxa de perda de pacotes do Cenário A em %

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV+G+Q	AODV+G+Q+PWSave
7,5	0	6,27 $\pm$ 2,79	15,16 $\pm$ 1,1
7,5	50	30,79 $\pm$ 1,07	29,93 $\pm$ 1,03
7,5	100	29,03 $\pm$ 1,25	33,67 $\pm$ 1,34
7,5	150	27,05 $\pm$ 1,16	28,33 $\pm$ 1,07
7,5	200	21,09 $\pm$ 1,67	24,17 $\pm$ 0,98
7,5	250	8,67 $\pm$ 2,34	17,10 $\pm$ 2,03
15	0	6,71 $\pm$ 1,03	16,74 $\pm$ 1,93
15	50	36,36 $\pm$ 4,31	35,78 $\pm$ 2,09
15	100	26,86 $\pm$ 1,20	31,01 $\pm$ 1,22
15	150	34,73 $\pm$ 1,80	30,56 $\pm$ 0,93
15	200	24,77 $\pm$ 0,95	26,13 $\pm$ 1,00
15	250	10,78 $\pm$ 2,43	19,22 $\pm$ 1,31
22,5	0	9,21 $\pm$ 0,91	18,02 $\pm$ 2,42
22,5	50	34,74 $\pm$ 1,12	38,43 $\pm$ 0,97
22,5	100	36,02 $\pm$ 1,29	39,65 $\pm$ 0,78
22,5	150	31,78 $\pm$ 0,86	34,15 $\pm$ 0,95
22,5	200	26,09 $\pm$ 0,93	27,98 $\pm$ 0,78
22,5	250	14,57 $\pm$ 1,22	22,13 $\pm$ 1,14
30	0	9,29 $\pm$ 0,94	19,78 $\pm$ 2,03
30	50	34,96 $\pm$ 1,11	40,55 $\pm$ 1,98
30	100	38,18 $\pm$ 0,68	42,04 $\pm$ 0,78
30	150	28,87 $\pm$ 0,95	34,79 $\pm$ 1,01
30	200	26,97 $\pm$ 0,58	30,15 $\pm$ 0,91
30	250	14,34 $\pm$ 0,98	25,67 $\pm$ 1,49

Tabela 5.11: Valores médios e desvios padrões para a taxa de perda de pacotes do Cenário B em %

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV+G+Q	AODV+G+Q+PWSave
7,5	0	6,15 $\pm$ 2,34	14,129 $\pm$ 1,2
7,5	50	26,22 $\pm$ 1,23	30,12 $\pm$ 1,54
7,5	100	29,33 $\pm$ 1,01	32,93 $\pm$ 1,0
7,5	150	21,54 $\pm$ 1,34	29,65 $\pm$ 0,87
7,5	200	24,54 $\pm$ 1,13	24,54 $\pm$ 0,99
7,5	250	8,89 $\pm$ 2,09	17,87 $\pm$ 1,11
15	0	6,21 $\pm$ 1,54	15,74 $\pm$ 1,32
15	50	36,98 $\pm$ 4,11	35,98 $\pm$ 1,43
15	100	34,14 $\pm$ 1,49	38,03 $\pm$ 1,09
15	150	26,87 $\pm$ 1,33	30,87 $\pm$ 0,87
15	200	24,56 $\pm$ 1,23	26,45 $\pm$ 1,04
15	250	10,76 $\pm$ 1,54	19,82 $\pm$ 1,15
22,5	0	9,44 $\pm$ 1,41	18,15 $\pm$ 1,35
22,5	50	34,46 $\pm$ 1,45	38,67 $\pm$ 0,99
22,5	100	36,32 $\pm$ 1,76	39,88 $\pm$ 0,78
22,5	150	27,23 $\pm$ 0,98	32,68 $\pm$ 0,98
22,5	200	26,12 $\pm$ 1,01	27,19 $\pm$ 0,76
22,5	250	14,87 $\pm$ 0,65	21,78 $\pm$ 1,32
30	0	9,54 $\pm$ 0,99	19,12 $\pm$ 2,11
30	50	34,12 $\pm$ 0,61	40,02 $\pm$ 1,54
30	100	38,65 $\pm$ 0,87	42,54 $\pm$ 0,97
30	150	28,43 $\pm$ 0,75	34,13 $\pm$ 1,05
30	200	26,33 $\pm$ 0,98	30,56 $\pm$ 0,98
30	250	14,53 $\pm$ 1,04	25,01 $\pm$ 1,06

Tabela 5.12: Valores médios e desvios padrões para latência do Cenário A em segundos

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV+G+Q	AODV+G+Q+PWSave
7,5	0	2,47 $\pm$ 0,04	3,14 $\pm$ 0,04
7,5	50	2,49 $\pm$ 0,04	4,86 $\pm$ 0,03
7,5	100	2,49 $\pm$ 0,05	4,69 $\pm$ 0,04
7,5	150	2,47 $\pm$ 0,05	4,96 $\pm$ 0,05
7,5	200	2,47 $\pm$ 0,06	4,89 $\pm$ 0,04
7,5	250	2,47 $\pm$ 0,07	4,57 $\pm$ 0,06
15	0	2,88 $\pm$ 0,04	3,39 $\pm$ 0,03
15	50	2,95 $\pm$ 0,04	3,66 $\pm$ 0,05
15	100	2,93 $\pm$ 0,06	3,53 $\pm$ 0,05
15	150	2,98 $\pm$ 0,04	3,71 $\pm$ 0,04
15	200	2,96 $\pm$ 0,07	3,78 $\pm$ 0,06
15	250	2,89 $\pm$ 0,06	3,52 $\pm$ 0,03
22,5	0	3,38 $\pm$ 0,05	4,21 $\pm$ 0,04
22,5	50	3,39 $\pm$ 0,05	5,11 $\pm$ 0,06
22,5	100	3,39 $\pm$ 0,06	4,97 $\pm$ 0,04
22,5	150	3,47 $\pm$ 0,04	5,08 $\pm$ 0,05
22,5	200	3,30 $\pm$ 0,06	4,80 $\pm$ 0,04
22,5	250	3,36 $\pm$ 0,07	4,64 $\pm$ 0,05
30	0	3,95 $\pm$ 0,04	4,49 $\pm$ 0,03
30	50	3,95 $\pm$ 0,04	5,08 $\pm$ 0,05
30	100	3,95 $\pm$ 0,07	4,84 $\pm$ 0,04
30	150	3,94 $\pm$ 0,04	4,99 $\pm$ 0,06
30	200	3,92 $\pm$ 0,06	4,92 $\pm$ 0,04
30	250	3,97 $\pm$ 0,06	4,77 $\pm$ 0,05

Tabela 5.13: Valores médios e desvios padrões para latência do Cenário B em segundos

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV+G+Q	AODV+G+Q+PWSave
7,5	0	2,48 $\pm$ 0,04	3,15 $\pm$ 0,04
7,5	50	2,49 $\pm$ 0,04	4,86 $\pm$ 0,04
7,5	100	2,49 $\pm$ 0,04	4,53 $\pm$ 0,05
7,5	150	2,47 $\pm$ 0,05	4,96 $\pm$ 0,05
7,5	200	2,47 $\pm$ 0,05	4,92 $\pm$ 0,04
7,5	250	2,45 $\pm$ 0,05	4,55 $\pm$ 0,05
15	0	2,88 $\pm$ 0,04	3,39 $\pm$ 0,03
15	50	2,95 $\pm$ 0,05	3,66 $\pm$ 0,04
15	100	2,93 $\pm$ 0,06	3,53 $\pm$ 0,05
15	150	2,97 $\pm$ 0,04	3,70 $\pm$ 0,05
15	200	2,94 $\pm$ 0,05	3,76 $\pm$ 0,05
15	250	2,87 $\pm$ 0,06	3,50 $\pm$ 0,05
22,5	0	3,33 $\pm$ 0,05	4,16 $\pm$ 0,04
22,5	50	3,39 $\pm$ 0,05	5,11 $\pm$ 0,05
22,5	100	3,39 $\pm$ 0,05	4,97 $\pm$ 0,04
22,5	150	3,42 $\pm$ 0,04	5,03 $\pm$ 0,05
22,5	200	3,30 $\pm$ 0,04	4,80 $\pm$ 0,05
22,5	250	3,36 $\pm$ 0,05	4,64 $\pm$ 0,05
30	0	3,95 $\pm$ 0,04	4,49 $\pm$ 0,04
30	50	3,95 $\pm$ 0,05	5,08 $\pm$ 0,05
30	100	3,94 $\pm$ 0,07	4,83 $\pm$ 0,05
30	150	3,94 $\pm$ 0,04	4,99 $\pm$ 0,04
30	200	3,94 $\pm$ 0,05	4,85 $\pm$ 0,05
30	250	3,96 $\pm$ 0,06	4,76 $\pm$ 0,05

Tabela 5.14: Valores médios e desvios padrões para vazão do Cenário A em bits/seg.

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV+G+Q	AODV+G+Q+PWSave
7,5	0	197812,80 $\pm$ 499,51	181679,67 $\pm$ 578,99
7,5	50	130128,40 $\pm$ 501,38	125999,33 $\pm$ 563,12
7,5	100	130895,07 $\pm$ 500,78	108142,63 $\pm$ 587,67
7,5	150	136998,60 $\pm$ 598,16	114176,67 $\pm$ 599,02
7,5	200	193782,83 $\pm$ 498,56	189464,04 $\pm$ 585,43
7,5	250	197903,41 $\pm$ 500,45	178530,41 $\pm$ 623,07
15	0	218766,10 $\pm$ 570,58	209128,15 $\pm$ 601,13
15	50	129364,60 $\pm$ 545,33	124601,64 $\pm$ 598,12
15	100	149833,23 $\pm$ 503,67	143769,68 $\pm$ 593,33
15	150	145348,10 $\pm$ 564,37	139191,52 $\pm$ 598,76
15	200	162974,29 $\pm$ 550,34	155809,31 $\pm$ 601,22
15	250	176587,79 $\pm$ 498,06	167650,89 $\pm$ 599,02
22,5	0	178438,40 $\pm$ 491,33	171560,10 $\pm$ 601,02
22,5	50	125201,15 $\pm$ 525,85	119556,98 $\pm$ 569,27
22,5	100	130544,91 $\pm$ 502,09	116271,66 $\pm$ 585,04
22,5	150	127861,37 $\pm$ 559,75	123001,11 $\pm$ 597,27
22,5	200	146988,34 $\pm$ 499,06	125492,9 $\pm$ 587,87
22,5	250	160982,18 $\pm$ 510,56	158057,89 $\pm$ 562,12
30	0	132825,90 $\pm$ 526,80	123912,96 $\pm$ 591,01
30	50	125972,51 $\pm$ 508,07	121273,62 $\pm$ 601,00
30	100	128031,14 $\pm$ 511,34	121438,38 $\pm$ 598,13
30	150	129395,40 $\pm$ 526,67	124747,26 $\pm$ 597,33
30	200	127983,26 $\pm$ 478,90	125841,57 $\pm$ 600,55
30	250	133049,37 $\pm$ 498,67	132040,59 $\pm$ 592,13

Tabela 5.15: Valores médios e desvios padrões para vazão do Cenário B em bits/seg.

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV+G+Q	AODV+G+Q+PWSave
7,5	0	198823,43 $\pm$ 456,34	182690,30 $\pm$ 538,69
7,5	50	130117,36 $\pm$ 544,12	125988,29 $\pm$ 534,45
7,5	100	136876,34 $\pm$ 531,74	114123,90 $\pm$ 512,45
7,5	150	136976,12 $\pm$ 543,16	114154,19 $\pm$ 567,12
7,5	200	164778,11 $\pm$ 465,35	160459,32 $\pm$ 587,84
7,5	250	167941,98 $\pm$ 512,45	148568,98 $\pm$ 601,90
15	0	218776,45 $\pm$ 512,08	209138,50 $\pm$ 615,34
15	50	130359,13 $\pm$ 516,96	125596,17 $\pm$ 549,09
15	100	149825,75 $\pm$ 534,56	143762,20 $\pm$ 566,89
15	150	143352,45 $\pm$ 535,11	137195,87 $\pm$ 578,11
15	200	162967,46 $\pm$ 578,14	155802,48 $\pm$ 605,78
15	250	176576,87 $\pm$ 512,87	167639,97 $\pm$ 535,99
22,5	0	178429,22 $\pm$ 502,31	171550,92 $\pm$ 623,14
22,5	50	127215,35 $\pm$ 566,09	121571,18 $\pm$ 549,35
22,5	100	131526,64 $\pm$ 523,33	117253,39 $\pm$ 531,14
22,5	150	129858,25 $\pm$ 522,65	124997,99 $\pm$ 566,87
22,5	200	146965,17 $\pm$ 433,12	125469,73 $\pm$ 567,98
22,5	250	163976,65 $\pm$ 521,57	161052,36 $\pm$ 559,37
30	0	128844,15 $\pm$ 567,22	119931,21 $\pm$ 557,87
30	50	125969,01 $\pm$ 512,37	121270,12 $\pm$ 612,09
30	100	128014,16 $\pm$ 524,14	121421,40 $\pm$ 543,26
30	150	129387,66 $\pm$ 536,97	124739,52 $\pm$ 567,97
30	200	127936,64 $\pm$ 498,20	125794,95 $\pm$ 605,76
30	250	130087,07 $\pm$ 476,90	129078,29 $\pm$ 578,98

Tabela 5.16: Valores médios e desvios padrões para RREQ do Cenário A

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV+G+Q	AODV+G+Q+PWSave
7,5	0	85994,80 $\pm$ 4341,84	87492,43 $\pm$ 4220,34
7,5	50	104356,45 $\pm$ 4754,46	111819,09 $\pm$ 4330,78
7,5	100	102357,34 $\pm$ 4951,69	107890,88 $\pm$ 4229,06
7,5	150	88799,36 $\pm$ 5569,33	92961,12 $\pm$ 4450,87
7,5	200	98991,55 $\pm$ 4908,64	102754,77 $\pm$ 5012,45
7,5	250	99994,80 $\pm$ 4548,83	104106,09 $\pm$ 4556,70
15	0	49834,92 $\pm$ 5206,41	52283,99 $\pm$ 4667,50
15	50	178864,20 $\pm$ 4520,05	188733,77 $\pm$ 4778,44
15	100	149943,34 $\pm$ 4373,37	157150,33 $\pm$ 4987,50
15	150	114351,00 $\pm$ 4998,68	118854,66 $\pm$ 4443,69
15	200	121178,56 $\pm$ 4164,55	125795,94 $\pm$ 4779,09
15	250	113403,18 $\pm$ 4733,03	117824,28 $\pm$ 4880,34
22,5	0	60364,98 $\pm$ 5198,81	62504,73 $\pm$ 5010,23
22,5	50	209723,80 $\pm$ 5295,13	219657,23 $\pm$ 4980,78
22,5	100	180005,57 $\pm$ 4295,86	187042,45 $\pm$ 4778,70
22,5	150	136405,60 $\pm$ 4741,64	141674,19 $\pm$ 4872,12
22,5	200	146053,55 $\pm$ 4147,53	151656,89 $\pm$ 4890,33
22,5	250	135382,76 $\pm$ 4440,47	140185,84 $\pm$ 4479,23
30	0	72647,43 $\pm$ 4851,00	75243,89 $\pm$ 4558,45
30	50	275650,50 $\pm$ 4583,34	286248,88 $\pm$ 4665,31
30	100	216286,67 $\pm$ 5948,16	225025,99 $\pm$ 5012,37
30	150	184230,50 $\pm$ 5122,19	190265,36 $\pm$ 5001,01
30	200	171575,69 $\pm$ 7664,08	506370,42 $\pm$ 4997,40
30	250	162484,33 $\pm$ 8564,10	170894,29 $\pm$ 4675,40

Tabela 5.17: Valores médios e desvios padrões para RREQ do Cenário B

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV+G+Q	AODV+G+Q+PWSave
7,5	0	85994,61 $\pm$ 4323,08	87567,78 $\pm$ 4220,54
7,5	50	104367,23 $\pm$ 4754,12	111654,23 $\pm$ 4312,04
7,5	100	102362,33 $\pm$ 4951,01	107657,31 $\pm$ 4243,33
7,5	150	98978,44 $\pm$ 5503,12	102917,76 $\pm$ 4467,31
7,5	200	99981,67 $\pm$ 4911,01	103787,03 $\pm$ 5034,65
7,5	250	99994,80 $\pm$ 4550,12	104212,15 $\pm$ 4534,18
15	0	49827,75 $\pm$ 5212,15	52233,13 $\pm$ 4654,13
15	50	178855,03 $\pm$ 4529,13	188613,14 $\pm$ 4752,04
15	100	149938,12 $\pm$ 4387,11	157146,24 $\pm$ 4987,50
15	150	114322,09 $\pm$ 4970,04	118633,45 $\pm$ 4404,33
15	200	119186,73 $\pm$ 4171,62	123641,13 $\pm$ 4734,21
15	250	113431,86 $\pm$ 4711,54	117713,76 $\pm$ 4856,02
22,5	0	60358,13 $\pm$ 5156,34	62512,08 $\pm$ 5027,83
22,5	50	209734,78 $\pm$ 5256,65	219631,14 $\pm$ 4976,54
22,5	100	180033,91 $\pm$ 4265,23	187032,13 $\pm$ 4767,34
22,5	150	136489,33 $\pm$ 4734,12	141643,32 $\pm$ 4876,88
22,5	200	146044,66 $\pm$ 4133,09	151623,51 $\pm$ 4878,24
22,5	250	135397,02 $\pm$ 4426,74	140173,15 $\pm$ 4461,16
30	0	72634,99 $\pm$ 4843,12	75203,33 $\pm$ 4534,65
30	50	275634,05 $\pm$ 4555,02	286232,18 $\pm$ 4643,11
30	100	216286,67 $\pm$ 5933,16	225012,43 $\pm$ 5003,00
30	150	184269,99 $\pm$ 5112,08	190243,12 $\pm$ 5032,44
30	200	170556,04 $\pm$ 7644,12	505122,32 $\pm$ 4944,09
30	250	162464,04 $\pm$ 8509,44	170854,56 $\pm$ 4654,33

Tabela 5.18: Valores médios e desvios padrões para consumo de energia do Cenário A em mWhr

Falhas (%)	Tempo de pausa (s)	AODV+G+Q	AODV+G+Q+PWSave
7,5	0	6003,99 $\pm$ 0,49	5372,23 $\pm$ 0,43
7,5	50	6004,52 $\pm$ 0,50	5394,07 $\pm$ 0,39
7,5	100	6003,26 $\pm$ 0,47	5382,15 $\pm$ 0,45
7,5	150	6003,12 $\pm$ 0,49	5378,34 $\pm$ 0,43
7,5	200	6002,54 $\pm$ 0,49	5377,03 $\pm$ 0,29
7,5	250	6003,77 $\pm$ 0,43	5373,78 $\pm$ 0,49
15	0	6004,40 $\pm$ 0,47	5371,09 $\pm$ 0,49
15	50	6004,63 $\pm$ 0,49	5396,11 $\pm$ 0,45
15	100	6003,25 $\pm$ 0,44	5379,33 $\pm$ 0,43
15	150	6003,14 $\pm$ 0,53	5375,42 $\pm$ 0,40
15	200	6003,67 $\pm$ 0,44	5373,21 $\pm$ 0,39
15	250	6003,98 $\pm$ 0,45	5370,02 $\pm$ 0,51
22,5	0	6000,87 $\pm$ 0,51	5367,35 $\pm$ 0,45
22,5	50	6000,51 $\pm$ 0,50	5393,57 $\pm$ 0,53
22,5	100	5999,67 $\pm$ 0,47	5378,16 $\pm$ 0,45
22,5	150	6000,00 $\pm$ 0,43	5373,81 $\pm$ 0,43
22,5	200	5999,66 $\pm$ 0,50	5369,02 $\pm$ 0,45
22,5	250	6001,04 $\pm$ 0,42	5366,11 $\pm$ 0,53
30	0	5998,70 $\pm$ 0,40	5365,74 $\pm$ 0,50
30	50	5998,54 $\pm$ 0,41	5391,53 $\pm$ 0,43
30	100	5998,59 $\pm$ 0,48	5375,40 $\pm$ 0,51
30	150	5998,62 $\pm$ 0,47	5371,18 $\pm$ 0,49
30	200	5998,80 $\pm$ 0,48	5366,53 $\pm$ 0,49
30	250	5999,56 $\pm$ 0,40	5364,25 $\pm$ 0,54

Anexo C - Código fonte do algoritmo *Gossip*

Código original do AODV no Glomosim adaptado
para esta dissertação

aodv.h

```

1
2 // função AODV_RREQ_Packet onde é implementada a probabilidade
3 // do Gossip no Pacote RREQ
4
5 typedef struct
6 {
7     double prob; // probabilidade de disseminação do Gossip
8 } AODV_RREQ_Packet;
9
10
11 // função GlomoRoutingAodv onde é implementada a tabela
12 // da vizinhança dos nós da disseminação Gossip
13
14 typedef struct glomo_network_aodv_str
15 {
16     AODV_NT completeNbrTable; //tabela de vizinhança completa
17     AODV_RREQ_BUFFER rreqBuffer;
18 } GlomoRoutingAodv;
```

aodv.pc

```

1
2 /*
3  * RoutingAodvInit
4  *
5  */
```

```

6
7 // Função de Inicialização para o protocolo AODV
8 // com a aplicação do Gossip
9
10 void RoutingAodvInit(
11     GlomoNode *node,
12     GlomoRoutingAodv **aodvPtr,
13     const GlomoNodeInput *nodeInput)
14 {
15     RoutingAodvInitCompleteNbrTable(&aodv->completeNbrTable);
16     RoutingAodvInitRREQBuffer(&aodv->rreqBuffer);
17 } /* RoutingAodvInit */
18
19
20
21 /*
22  * RoutingAodvFinalize
23  *
24  */
25
26 // Função chamada no fim da simulação
27 // para gerar relatório dos dados da vizinhança
28 // do Gossip
29
30 void RoutingAodvFinalize(GlomoNode *node)
31 {
32     //imprime lista de vizinhança de cada nó
33     printf("Node_\%d_'s_neighbors_are_", node->id);
34     current = aodv->completeNbrTable.head;
35     while (current != NULL) {
36         printf("\%d_", current->destAddr);
37         current=current->next;
38         printf("Node_\%d_has_\%d_neighbors\n", node->id,
39             aodv->completeNbrTable.size);
40         //imprime número de hop para a rota de cada nó
41 } /* RoutingAodvFinalize */
42
43
44
45 /*

```

```
46  * RoutingAodvInitNbrTable
47  *
48  */
49
50 // Inicializa a tabela de vizinhança
51 // do Gossip
52
53 void RoutingAodvInitNbrTable(AODV_NT *nbrTable)
54 {
55     nbrTable->done = FALSE;
56 } /* RoutingAodvInitNbrTable */
57
58
59
60 /*
61  * RoutingAodvInitiateRREQ
62  *
63  */
64
65 // Inicializa RREQ com probabilidade inicial 0,
66 // após a variável prob recebe valor definido
67 // da \% de disseminação Gossip
68
69 void RoutingAodvInitiateRREQ(GlomoNode *node, NODE_ADDR destAddr)
70 {
71     rreqPkt->prob = 0.0;
72 } /* RoutingAodvInitiateRREQ */
73
74
75 /*
76  * RoutingAodvRelayRREQ
77  * Forward (re-broadcast) the RREQ
78  */
79
80 // cálculo de probabilidade do Gossip
81 // enviado ao RREQ
82
83 void RoutingAodvRelayRREQ(GlomoNode *node, Message *msg, int ttl)
84 {
85     random variable;
```

```

86     double probability=0.0;
87     probability=((double)rand())/((double)RAND_MAX);
88     printf("Nodes_forward_route_request_with_prob_%f\n",probability);
89     printf("rand_is_%d\n",rand());
90     /*
91      *   Gossip (P1,k,p2,n); os primeiros k hops sempre
92      *   retransmite este valor k, glomo_k lerá ele de
93      *   config.in, se este nó tem menos que n vizinhos, então
94      *   utilizará a probabilidade p2,
95      *   caso contrário utilizará P1;
96      */
97     if (oldRreq->hopCount <= node->glomo_k)
98     {
99         NetworkIpSendRawGlomoMessageWithDelay(
100             node, newMsg, ANY_DEST, CONTROL, I
101             PPROTO_AODV, ttl, delay);
102         aodv->stats.numRequestSent++;
103     }
104     else
105     {
106         double p;
107         if (aodv->completeNbrTable.size <= node->glomo_n)
108         {
109             p=node->glomo_routing_gossip_probabilty_2;
110         }
111         else
112         {
113             p=node->glomo_routing_gossip_probabilty_1;
114         }
115         newRreq->prob=p;
116         if (oldRreq->prob <= 0)
117         {
118             oldRreq->prob=p;
119         }
120         if ( probability <= oldRreq->prob )
121         {
122             //retransmitir mensagem com probabilidade p;
123             NetworkIpSendRawGlomoMessageWithDelay(
124                 node, newMsg, ANY_DEST, CONTROL,
125                 IPROTO_AODV, ttl, delay);

```

```

126             aodv->stats.numRequestSent++;
127         }
128     }
129     GLOMO_MsgFree(node, msg);
130 } /* RoutingAodvRelayRREQ */

```

Código original do DSR no Glomosim adaptado para esta dissertação

dsr.h

```

1
2 // novas variáveis de controle de
3 // caminhos de vizinhança para o Gossip
4
5 /* Type of packet */
6 typedef enum {
7     DSR_HELLO,
8     DSR_HELLO_ACK
9 } DSR_PacketType;
10
11 //
12
13 typedef struct
14 {
15     double prob; // probabilidade de disseminação do Gossip
16 } DSR_RouteRequest;
17
18 // definição de pacotes de sinalização HELLO
19 // para conhecimento da vizinhança recente.
20
21 typedef struct
22 {
23     DSR_PacketType pktType;
24     NODE_ADDR srcAddr;
25     int srcSeq;
26     NODE_ADDR destAddr;
27 } DSR_HELLO_ACK_Packet;

```

dsr.pc

```
1
2 // definição de envio de
3 // sinalização HELLO
4
5 #define DSR_HELLO 3
6 #define DSR_HELLO_ACK 4
7
8 /*
9  * RoutingDsrInit
10  *
11  */
12
13 // Função de inicialização para
14 // o protocolo DSR
15
16 void RoutingDsrInit(
17     GlomoNode *node,
18     GlomoRoutingDsr **dsrPtr,
19     const GlomoNodeInput *nodeInput)
20 {
21     RoutingDsrInitRREQBuffer(&dsr->rreqBuffer);
22     RoutingDsrInitiateHELLO(node, 0);
23 } /* RoutingDsrInit */
24
25
26 /*
27  *
28  * RoutingDsrInitiateHELLO(node);
29  *
30  */
31
32 // função HELLO implementada
33
34 void RoutingDsrInitiateHELLO(GlomoNode *node, clocktype delay)
35 {
36     DSR_CR cr;
37     // inicia o procedimento contanto os vizinhos;
38
```

```

39         GlomoNetworkIp* ipLayer = (GlomoNetworkIp *) node->
40         networkData.networkVar;
41
42         GlomoRoutingDsr* dsr = (GlomoRoutingDsr *) ipLayer->
43         routingProtocol;
44
45         Message *newMsg;
46         DSR_HELLO_Packet *helloPkt;
47         char *pktPtr;
48         int pktSize = sizeof(DSR_HELLO_Packet);
49         int ttl;
50         newMsg = GLOMO_MsgAlloc(node, GLOMO_MAC_LAYER,
51         0, MSG_MAC_FromNetwork);
52         GLOMO_MsgPacketAlloc(node, newMsg, pktSize);
53         pktPtr = (char *) GLOMO_MsgReturnPacket(newMsg);
54         helloPkt = (DSR_HELLO_Packet *) pktPtr;
55         helloPkt->pktType = DSR_HELLO;
56         helloPkt->destAddr = ANY_DEST;
57         helloPkt->srcAddr = node->nodeAddr;
58
59         ttl=1;
60         if (delay == 0)
61         {
62             NetworkIpSendRawGlomoMessage(
63                 node, newMsg, ANY_DEST, CONTROL,
64                 IPPROTO_DSR, ttl);
65         }
66         else
67         {
68             NetworkIpSendRawGlomoMessageWithDelay(
69                 node, newMsg, ANY_DEST, CONTROL,
70                 IPPROTO_DSR, ttl, delay);
71         }
72
73         printf("Node_%d_sends_Hello_out_\n", node->id);
74
75         // timer para a tablea de vizinhos, reinicia
76         // a tabela depois de tempo esgotado
77         // por causa da mobilidade;
78

```

```

79         RoutingDsrSetTimer(
80             node,MSG_NETWORK_HELLO, cr ,
81             (clocktype) HELLO_INTERVAL);
82     }
83
84
85     /*
86     *  RoutingDsrFinalize
87     *
88     */
89
90     // Função chamada no fim da simulação
91     // para gerar relatório dos dados da vizinhança
92     // do Gossip
93
94     void RoutingDsrFinalize(GlomoNode *node)
95     {
96         sprintf(buf, "Number_of_Route_Requests_Received_=%d",
97             dsr->stats.numRequestReceived);
98         GLOMO_PrintStat(node, "RoutingDsr", buf);
99
100        sprintf(buf, "Number_of_Route_Requests_Retries_Txed_=%d",
101            dsr->stats.numRequestRetrySent);
102        GLOMO_PrintStat(node, "RoutingDsr", buf);
103
104        sprintf(buf, "Number_of_Route_Requests_Initiated_=%d",
105            dsr->stats.numOriginalRREQ);
106        GLOMO_PrintStat(node, "RoutingDsr", buf);
107
108    } /* Network Dsr Finalize */
109
110
111
112    /*
113    *  RoutingDsrRelayRREQ
114    *
115    */
116
117    //cálculo de probabilidade do Gossip
118    //enviado ao RREQ

```



```

119
120 void RoutingDsrRelayRREQ(GlomoNode *node, Message *msg, int ttl)
121 {
122     probability=((double)rand())/((double)RAND_MAX);
123     printf("Nodes_forward_route_request_with_prob_%f\n",probability);
124     printf("rand_is_%d\n",rand());
125
126     /*
127      * Gossip (P1,k,p2,n); os primeiros k hops sempre
128      * retransmite este valor k, glomo_k lerá ele de
129      * config.in, se este nó tem menos que n vizinhos, então
130      * utilizará a probabilidade p2,
131      * caso contrário utilizará P1;
132      */
133
134     if (oldRreq->hopCount <= node->glomo_k)
135     {
136         NetworkIpSendRawGlomoMessageWithDelay(
137             node, newMsg, ANY_DEST, CONTROL,
138             IPPROTO_DSR,
139             ttl, delay);
140         dsr->stats.numRequestSent++;
141     }
142     else
143     {
144         double p;
145         if (dsr->completeNbrTable.size <= node->glomo_n)
146         {
147             p=node->glomo_routing_gossip_probabilty_2;
148         }
149         else
150         {
151             p=node->glomo_routing_gossip_probabilty_1;
152         }
153         newRreq->prob=p;
154         if (oldRreq->prob <= 0)
155         {
156             oldRreq->prob=p;
157         }
158         if ( probability <= oldRreq->prob )

```

```
159         {  
160             //relay this message with probability p;  
161 } /* RoutingDsrRelayRREQ */
```

Anexo D - Código fonte do sistema de *Quorum*

Código original do AODV adaptado para esta
dissertação

aodv.h

```

1
2 // definição do tamanho do Quorum
3
4 #define GROUP_SIZE 10
5 #define QUORUM_SIZE 8
6
7 typedef struct
8 {
9     int numDataQuorum1Received; // mensagens de debug
10    int numDataQuorum2Received;
11    int numDataQuorum3Received;
12    int numDataQuorum4Received;
13    int numDataQuorum5Received;
14    int numDataQuorum6Received;
15    int numDataQuorum7Received;
16    int numDataQuorum8Received;
17    int numDataQuorum9Received;
18    int numDataQuorum10Received;
19 } AODV_Stats;
20
21 // função de implementação de reconhecimento
22 // do Quorum
23
24 void RoutingAodvTransmitQuorumData(GlomoNode *node ,
25 Message *msg, NODE_ADDR destAddr);

```

aodv.pc

```

1
2  BOOL ls_on[80];
3  // 80 nós dos quais 10 serão
4  // servidores backup para quorum
5
6  //int limite=0;
7
8  /*
9   * RoutingAodvInit
10  *
11  * Função de inicialização do AODV
12  */
13  void RoutingAodvInit(
14      GlomoNode *node,
15      GlomoRoutingAodv **aodvPtr,
16      const GlomoNodeInput *nodeInput)
17  {
18      GlomoRoutingAodv *aodv =
19          (GlomoRoutingAodv *)checked_pc_malloc
20          (sizeof(GlomoRoutingAodv));
21      (*aodvPtr) = aodv;
22      if (aodv == NULL)
23      {
24          fprintf(stderr, "AODV: _Cannot_alloc_memory_for_AODV_struct!\n");
25          assert (FALSE);
26      }
27      AodvMsgMigrate *my_lddata_msg = NULL;
28      printf("*****Quorum_Servers*****");
29
30  // definição do Quorum
31
32      if(node->nodeAddr == 5 || node->nodeAddr == 8 ||
33         node->nodeAddr == 15 || node->nodeAddr == 18 ||
34         node->nodeAddr == 24 || node->nodeAddr == 28 ||
35         node->nodeAddr == 33 || node->nodeAddr == 38 ||
36         node->nodeAddr == 45 || node->nodeAddr == 48)
37      {
38          printf("Starting_LS_on_%d\n", node->nodeAddr);

```

```

39         my_lddata_msg = (AodvMsgMigrate*)checked_pc_malloc
40         (sizeof(AodvMsgMigrate));
41         ls_on[node->nodeAddr] = TRUE;
42     }
43     else
44         ls_on[node->nodeAddr] = FALSE;
45     pc_free(my_lddata_msg);
46 } /* RoutingAodvInit */
47
48
49 /*
50  * RoutingAodvFinalize
51  *
52  */
53
54 // Função chamada no fim da simulação
55 // para gerar relatório de recebimento de
56 // pacotes pelo Quorum
57
58 void RoutingAodvFinalize(GlomoNode *node)
59 {
60     sprintf(buf, "Data_Packets_Quorum_1_Rcvd_=%d",
61             (aodv->stats.numDataQuorum1Received));
62     GLOMO_PrintStat(node, "RoutingAodv", buf);
63
64     sprintf(buf, "Data_Packets_Quorum_2_Rcvd_=%d",
65             (aodv->stats.numDataQuorum2Received));
66     GLOMO_PrintStat(node, "RoutingAodv", buf);
67
68     sprintf(buf, "Data_Packets_Quorum_3_Rcvd_=%d",
69             (aodv->stats.numDataQuorum3Received));
70     GLOMO_PrintStat(node, "RoutingAodv", buf);
71
72     sprintf(buf, "Data_Packets_Quorum_4_Rcvd_=%d",
73             (aodv->stats.numDataQuorum4Received));
74     GLOMO_PrintStat(node, "RoutingAodv", buf);
75
76     sprintf(buf, "Data_Packets_Quorum_5_Rcvd_=%d",
77             (aodv->stats.numDataQuorum5Received));
78     GLOMO_PrintStat(node, "RoutingAodv", buf);

```

```

79
80         sprintf(buf, "Data_Packets_Quorum_6_Rcvd_=%d",
81                    (aodv->stats.numDataQuorum6Received));
82     GLOMO_PrintStat(node, "RoutingAodv", buf);
83
84         sprintf(buf, "Data_Packets_Quorum_7_Rcvd_=%d",
85                    (aodv->stats.numDataQuorum7Received));
86     GLOMO_PrintStat(node, "RoutingAodv", buf);
87
88         sprintf(buf, "Data_Packets_Quorum_8_Rcvd_=%d",
89                    (aodv->stats.numDataQuorum8Received));
90     GLOMO_PrintStat(node, "RoutingAodv", buf);
91
92         sprintf(buf, "Data_Packets_Quorum_9_Rcvd_=%d",
93                    (aodv->stats.numDataQuorum9Received));
94     GLOMO_PrintStat(node, "RoutingAodv", buf);
95
96         sprintf(buf, "Data_Packets_Quorum_10_Rcvd_=%d",
97                    (aodv->stats.numDataQuorum10Received));
98     GLOMO_PrintStat(node, "RoutingAodv", buf);
99
100 } /* RoutingAodvFinalize */
101
102
103 /*
104  * RoutingAodvHandleData
105  *
106  */
107
108 // armazenamento dos dados pelo Quorum
109
110 void RoutingAodvHandleData(GlomoNode *node,
111 Message *msg, NODE_ADDR destAddr)
112 {
113     /* o nó é o destino da rota */
114     if (destAddr == node->nodeAddr)
115     {
116         current = aodv->completeNbrTable.head;
117         while (current != NULL) {
118             printf("%d_", current->destAddr);

```

```
119         if (current->destAddr == 5)
120         {
121             RoutingAodvTransmitQuorumData(node, msg, 5);
122             aodv->stats.numDataReceived++;
123             //limite++;
124             aodv->stats.limite++;
125             printf("limite = %d", aodv->stats.limite);
126         }
127         else if (current->destAddr == 8)
128         {
129             RoutingAodvTransmitQuorumData(node, msg, 8);
130             aodv->stats.numDataReceived++;
131             aodv->stats.limite++;
132         }
133         else if (current->destAddr == 15)
134         {
135             RoutingAodvTransmitQuorumData(node, msg, 15);
136             aodv->stats.numDataReceived++;
137             aodv->stats.limite++;
138         }
139         else if (current->destAddr == 18)
140         {
141             RoutingAodvTransmitQuorumData(node, msg, 18);
142             aodv->stats.numDataReceived++;
143             aodv->stats.limite++;
144         }
145         else if (current->destAddr == 24)
146         {
147             RoutingAodvTransmitQuorumData(node, msg, 24);
148             aodv->stats.numDataReceived++;
149             aodv->stats.limite++;
150         }
151         else if (current->destAddr == 28)
152         {
153             RoutingAodvTransmitQuorumData(node, msg, 28);
154             aodv->stats.numDataReceived++;
155             aodv->stats.limite++;
156         }
157         else if (current->destAddr == 33)
158         {
```

```

159         RoutingAodvTransmitQuorumData(node, msg, 33);
160         aodv->stats.numDataReceived++;
161         aodv->stats.limite++;
162     }
163     else if (current->destAddr == 38)
164     {
165         RoutingAodvTransmitQuorumData(node, msg, 38);
166         aodv->stats.numDataReceived++;
167         aodv->stats.limite++;
168     }
169     else if (current->destAddr == 45)
170     {
171         RoutingAodvTransmitQuorumData(node, msg, 45);
172         aodv->stats.numDataReceived++;
173         aodv->stats.limite++;
174     }
175     else if (current->destAddr == 48)
176     {
177         RoutingAodvTransmitQuorumData(node, msg, 48);
178         aodv->stats.numDataReceived++;
179         aodv->stats.limite++;
180     }
181     current=current->next;
182 }
183 }//if//
184 }//if//
185 } /* RoutingAodvHandleData */
186
187
188 /*
189  * RoutingAodvInitStats
190  *
191  */
192
193 //inicialização de variáveis do Quorum
194
195 void RoutingAodvInitStats(GlomoNode *node)
196 {
197     aodv->stats.limite=0;
198     aodv->stats.numDataQuorum1Received = 0;

```

```

199     aodv->stats.numDataQuorum2Received = 0;
200     aodv->stats.numDataQuorum3Received = 0;
201     aodv->stats.numDataQuorum4Received = 0;
202     aodv->stats.numDataQuorum5Received = 0;
203     aodv->stats.numDataQuorum6Received = 0;
204     aodv->stats.numDataQuorum7Received = 0;
205     aodv->stats.numDataQuorum8Received = 0;
206     aodv->stats.numDataQuorum9Received = 0;
207     aodv->stats.numDataQuorum10Received = 0;
208 } /* RoutingAodvInitStats */
209
210
211 /*
212  * RoutingAodvTransmitQuorumData
213  *
214  */
215
216 // Repasse dos pacotes de dados
217 // Quorum server
218
219 void RoutingAodvTransmitQuorumData(GlomoNode *node,
220 Message *msg, NODE_ADDR destAddr)
221 {
222     GlomoNetworkIp* ipLayer = (GlomoNetworkIp *) node->
223     networkData.networkVar;
224     GlomoRoutingAodv* aodv = (GlomoRoutingAodv *) ipLayer->
225     routingProtocol;
226     NODE_ADDR quorum;
227     GLOMO_MsgSetLayer(msg, GLOMO_MAC_LAYER, 0);
228     GLOMO_MsgSetEvent(msg, MSG_MAC_FromNetwork);
229     assert(nextHop != ANY_DEST);
230     aodv->stats.numDataTxed++;
231     RoutingAodvUpdateLifetime(destAddr, &aodv->
232     routeTable);
233     RoutingAodvSetTimer(node, MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout,
234     destAddr, (clocktype)ACTIVE_ROUTE_TO);
235 } /* RoutingAodvTransmitQuorumData */

```

Anexo E - Código fonte do sistema de Falhas

Código original do AODV adaptado para esta dissertação - Cenário A

aodv.h

```

1
2 // função para apagar dados do nó
3 // simulando a adormecimento
4
5 void AodvDeleteDataFaultA(GlomoNode *node, Message *msg,
6 NODE_ADDR destAddr, double prob);
7
8 \bend{lstlisting}
9
10 \subsection*{aodv.pc}
11
12 \begin{lstlisting}
13
14 /*
15  * RoutingAodvInit
16  *
17  */
18
19 // função para apagar dados do nó
20 // simulando a adormecimento
21
22 void RoutingAodvInit(
23     if timestamp += 150 { //cenário A
24     AodvDeleteDataFaultA(destAddr->current, DATA);
25 } /* RoutingAodvInit */
26

```

```

27  /*
28   * AodvDeleteDataFaultA
29   */
30  BOOL AodvDeleteDataFaultA (NODE_ADDR destAddr ,
31  AODV_DATA *DATA, double prob)
32  {
33      AODV_DATA_Node *toFree ;
34      AODV_DATA_Node *current ;
35      double prob ;
36      BOOL deleted ;
37      time timestamp = 0 ;
38      timestamp = simclock () ;
39      for timestamp < 10
40      {
41          (DATA->size == 0) ;
42          deleted = FALSE ;
43
44      // probabilidade de falha = 7,5 %
45
46      else if prob == 7.5 {
47          ((DATA->head->destAddr == 1) && (DATA->head->destAddr == 14)
48          && (DATA->head->destAddr == 22) && (DATA->head->destAddr == 47)
49          && (DATA->head->destAddr == 63) && (DATA->head->destAddr == 79))
50      {
51          toFree = DATA->head ;
52          DATA->head = toFree->next ;
53          pc_free(toFree) ;
54          --(DATA->size) ;
55          deleted = TRUE ;
56      }
57  }
58
59  // probabilidade de falha = 15 %
60
61  else if prob == 15 {
62      ((DATA->head->destAddr == 1) && (DATA->head->destAddr == 7)
63      && (DATA->head->destAddr == 14) && (DATA->head->destAddr == 17)
64      && (DATA->head->destAddr == 22) && (DATA->head->destAddr == 31)
65      && (DATA->head->destAddr == 39) && (DATA->head->destAddr == 47)
66      && (DATA->head->destAddr == 54) && (DATA->head->destAddr == 63)

```

```

67      && (DATA->head->destAddr == 74) && (DATA->head->destAddr == 79))
68      {
69          toFree = DATA->head;
70          DATA->head = toFree->next;
71          pc_free(toFree);
72          --(DATA->size);
73          deleted = TRUE;
74      }
75  }
76
77  // probabilidade de falha = 22,5%
78
79      else if prob == 22.5 {
80          ((DATA->head->destAddr == 1) && (DATA->head->destAddr == 4)
81          && (DATA->head->destAddr == 7) && (DATA->head->destAddr == 11)
82          && (DATA->head->destAddr == 14) && (DATA->head->destAddr == 17)
83          && (DATA->head->destAddr == 22) && (DATA->head->destAddr == 26)
84          && (DATA->head->destAddr == 31) && (DATA->head->destAddr == 34)
85          && (DATA->head->destAddr == 39) && (DATA->head->destAddr == 44)
86          && (DATA->head->destAddr == 47) && (DATA->head->destAddr == 54)
87          && (DATA->head->destAddr == 59) && (DATA->head->destAddr == 63)
88          && (DATA->head->destAddr == 74) && (DATA->head->destAddr == 79))
89      {
90          toFree = DATA->head;
91          DATA->head = toFree->next;
92          pc_free(toFree);
93          --(DATA->size);
94          deleted = TRUE;
95      }
96  }
97
98  // probabilidade de falha = 30%
99
100      else if prob == 30 {
101          ((DATA->head->destAddr == 1) && (DATA->head->destAddr == 4)
102          && (DATA->head->destAddr == 7) && (DATA->head->destAddr == 9)
103          && (DATA->head->destAddr == 11) && (DATA->head->destAddr == 14)
104          && (DATA->head->destAddr == 17) && (DATA->head->destAddr == 19)
105          && (DATA->head->destAddr == 22) && (DATA->head->destAddr == 26)
106          && (DATA->head->destAddr == 29) && (DATA->head->destAddr == 31)

```

```

1107      && (DATA->head->destAddr == 34) && (DATA->head->destAddr == 39)
1108      && (DATA->head->destAddr == 41) && (DATA->head->destAddr == 44)
1109      && (DATA->head->destAddr == 47) && (DATA->head->destAddr == 51)
1110      && (DATA->head->destAddr == 54) && (DATA->head->destAddr == 59)
1111      && (DATA->head->destAddr == 63) && (DATA->head->destAddr == 69)
1112      && (DATA->head->destAddr == 74) && (DATA->head->destAddr == 79))
1113  {
1114      toFree = DATA->head;
1115      DATA->head = toFree->next;
1116      pc_free(toFree);
1117      --(DATA->size);
1118      deleted = TRUE;
1119  }
1120 }
1121 }
1122 else
1123 {
1124     for (current = DATA->head;
1125          current->next != NULL && current->
1126          next->destAddr < destAddr;
1127          current = current->next);
1128     }
1129     if (current->next != NULL && current->
1130         next->destAddr == destAddr)
1131     {
1132         toFree = current->next;
1133         current->next = toFree->next;
1134         pc_free(toFree);
1135         --(DATA->size);
1136         deleted = TRUE;
1137     }
1138     else
1139     {
1140         deleted = FALSE;
1141     }
1142 }
1143 return (deleted);
1144 } /* AodvDeleteDataFaultA */

```

Código original do AODV adaptado para esta dissertação - Cenário B

aodv.h

```

1
2 // função para apagar dados do nó
3 // simulando a adormecimento
4
5 void AodvDeleteDataFaultB(GlomoNode *node, Message *msg,
6 NODE_ADDR destAddr, double prob);

```

aodv.pc

```

1
2 /*
3  * RoutingAodvInit
4  *
5  */
6
7 // função para apagar dados do nó
8 // simulando a adormecimento
9
10 void RoutingAodvInit(
11     if timestamp += 50 { //cenário B
12         AodvDeleteDataFaultB(destAddr->
13             current, DATA);
14
15 } /* RoutingAodvInit */
16
17 /*
18  * AodvDeleteDataFaultB
19  */
20 BOOL AodvDeleteDataFaultB(NODE_ADDR destAddr,
21 AODV_DATA *DATA, double prob)
22 {
23     AODV_DATA_Node *toFree;
24     AODV_DATA_Node *current;
25     double prob;
26     BOOL deleted;

```

```

27             time timestamp = 0;
28             timestamp = simclock();
29     for timestamp < F1
30     {
31         (DATA->size == 0);
32         deleted = FALSE;
33     else if prob == 7.5 {
34
35 // nós falhos selecionados pelo software R
36
37         ((DATA->head->destAddr == 1) && (DATA->head->destAddr == 14))
38     {
39         toFree = DATA->head;
40         DATA->head = toFree->next;
41         pc_free(toFree);
42         --(DATA->size);
43         deleted = TRUE;
44     }
45 }
46 else if prob == 15 {
47     ((DATA->head->destAddr == 31) && (DATA->head->destAddr == 39)
48     && (DATA->head->destAddr == 47) && (DATA->head->destAddr == 54)
49     && (DATA->head->destAddr == 63) && (DATA->head->destAddr == 74)
50     && (DATA->head->destAddr == 79))
51 {
52     toFree = DATA->head;
53     DATA->head = toFree->next;
54     pc_free(toFree);
55     --(DATA->size);
56     deleted = TRUE;
57 }
58 }
59 else if prob == 22.5 {
60     ((DATA->head->destAddr == 31) && (DATA->head->destAddr == 34)
61     && (DATA->head->destAddr == 39) && (DATA->head->destAddr == 44)
62     && (DATA->head->destAddr == 47) && (DATA->head->destAddr == 54)
63     && (DATA->head->destAddr == 59) && (DATA->head->destAddr == 63)
64     && (DATA->head->destAddr == 74) && (DATA->head->destAddr == 79))
65 {
66     toFree = DATA->head;

```

```

67     DATA->head = toFree->next;
68     pc_free(toFree);
69     --(DATA->size);
70     deleted = TRUE;
71 }
72 }
73 else if prob == 30 {
74     ((DATA->head->destAddr == 1) && (DATA->head->destAddr == 4)
75     && (DATA->head->destAddr == 7) && (DATA->head->destAddr == 9)
76     && (DATA->head->destAddr == 11) && (DATA->head->destAddr == 14)
77     && (DATA->head->destAddr == 17) && (DATA->head->destAddr == 19)
78     && (DATA->head->destAddr == 22) && (DATA->head->destAddr == 26)
79     && (DATA->head->destAddr == 29) && (DATA->head->destAddr == 31)
80     && (DATA->head->destAddr == 34) && (DATA->head->destAddr == 39))
81     {
82         toFree = DATA->head;
83         DATA->head = toFree->next;
84         pc_free(toFree);
85         --(DATA->size);
86         deleted = TRUE;
87     }
88 }
89 }
90
91 for timestamp < F2
92 {
93     (DATA->size == 0);
94     deleted = FALSE;
95     else if prob == 7.5 {
96
97 // nós falhos selecionados pelo software R
98
99         ((DATA->head->destAddr == 22) && (DATA->head->destAddr == 47)
100         && (DATA->head->destAddr == 63) && (DATA->head->destAddr == 79))
101         {
102             toFree = DATA->head;
103             DATA->head = toFree->next;
104             pc_free(toFree);
105             --(DATA->size);
106             deleted = TRUE;

```



```

107         }
108     }
109     else if prob == 15 {
110         ((DATA->head->destAddr == 39) && (DATA->head->destAddr == 47)
111         && (DATA->head->destAddr == 54) && (DATA->head->destAddr == 63)
112         && (DATA->head->destAddr == 74) && (DATA->head->destAddr == 79))
113     {
114         toFree = DATA->head;
115         DATA->head = toFree->next;
116         pc_free(toFree);
117         --(DATA->size);
118         deleted = TRUE;
119     }
120 }
121 else if prob == 22.5 {
122     ((DATA->head->destAddr == 34) && (DATA->head->destAddr == 39)
123     && (DATA->head->destAddr == 44) && (DATA->head->destAddr == 47)
124     && (DATA->head->destAddr == 54) && (DATA->head->destAddr == 59)
125     && (DATA->head->destAddr == 63) && (DATA->head->destAddr == 74)
126     && (DATA->head->destAddr == 79))
127 {
128     toFree = DATA->head;
129     DATA->head = toFree->next;
130     pc_free(toFree);
131     --(DATA->size);
132     deleted = TRUE;
133 }
134 }
135 else if prob == 30 {
136     ((DATA->head->destAddr == 41) && (DATA->head->destAddr == 44)
137     && (DATA->head->destAddr == 47) && (DATA->head->destAddr == 51)
138     && (DATA->head->destAddr == 54) && (DATA->head->destAddr == 59)
139     && (DATA->head->destAddr == 63) && (DATA->head->destAddr == 69)
140     && (DATA->head->destAddr == 74) && (DATA->head->destAddr == 79))
141 {
142     toFree = DATA->head;
143     DATA->head = toFree->next;
144     pc_free(toFree);
145     --(DATA->size);
146     deleted = TRUE;

```

```
147         }
148     }
149 }
150     else
151     {
152         for (current = DATA->head;
153             current->next != NULL && current->
154             next->destAddr < destAddr;
155             current = current->next);
156     }
157     if (current->next != NULL && current->next->
158     destAddr == destAddr)
159     {
160         toFree = current->next;
161         current->next = toFree->next;
162         pc_free(toFree);
163         --(DATA->size);
164         deleted = TRUE;
165     }
166     else
167     {
168         deleted = FALSE;
169     }
170 }
171     return (deleted);
172 } /* AodvDeleteDataFaultB */
```

Anexo F - Código fonte do algoritmo *PWSave*

Código original do AODV adaptado para esta
dissertação

aodv.h

```

1
2 #define estado      1  //acordado
3
4 // função de associação ao do nó ao
5 // Quorum
6
7 void Associationnode(GlomoNode *node, Message *msg,
8 NODE_ADDR destAddr);
9
10 // função de acordar o nó
11
12 void acorda(GlomoNode *node, Message *msg, int ttl);
13
14 // função de adormecimento do nó
15
16 void dorme(GlomoNode *node, Message *msg, int ttl);
17
18 // função de associação do Quorum ao nó
19
20 void AssociacaoQuorumData(GlomoNode *node, Message *msg);

```

aodv.pc

```

1
2
3 static

```

```

4  void RoutingAodvInsertNbrTable (NODE_ADDR destAddr ,
5  AODV_NT* nbrTable)
6  {
7      if (previous == NULL) {
8          newNode->next = nbrTable->head;
9          nbrTable->head = newNode;
10     } else {
11
12     // função de acordar nó é chamada
13
14         if (estado == 0) {acorda(newNode, 'msg', 105);}
15         newNode->next = previous->next;
16         previous->next = newNode;
17     } //if//
18 } /* RoutingAodvInsertNbrTable */
19
20
21 /*
22  * RoutingAodvHandleRequest
23  *
24  */
25
26 // Procedimento quando o RREQ é
27 // recebido
28
29 void RoutingAodvHandleRequest (GlomoNode *node ,
30 Message *msg, int ttl)
31 {
32
33 // se o nó estiver adormecido
34 // e tiver esgotado o tempo
35 // então o nó acorda
36
37
38     if (estado == 0) {acorda(node, msg, 105);}
39     aodv->stats.numRequestReceived++;
40
41     /* processo para duplicação de pacotes */
42     if (!RoutingAodvLookupSeenTable(
43         rreqPkt->srcAddr , rreqPkt->bcastId ,

```

```

44         &aodv->seenTable))
45     {
46         RoutingAodvInsertSeenTable(
47             node, rreqPkt->srcAddr, rreqPkt->bcastId,
48             &aodv->seenTable);
49
50         /* Atualização de tabela de vizinhança
51
52         if (!RoutingAodvCheckNbrExist(rreqPkt->
53             lastAddr, &aodv->nbrTable))
54         {
55             RoutingAodvInsertNbrTable(rreqPkt->
56                 lastAddr, &aodv->nbrTable);
57             RoutingAodvIncreaseSeq(node);
58         }
59         /* O nó é destino da rota */
60         if (node->nodeAddr == rreqPkt->destAddr)
61         {
62             RoutingAodvReplaceInsertRouteTable(
63                 rreqPkt->srcAddr, rreqPkt->srcSeq,
64                 rreqPkt->hopCount, rreqPkt->lastAddr, simclock() +
65                 ACTIVE_ROUTE_TO, TRUE,
66                 TRUE, &aodv->routeTable);
67
68             RoutingAodvSetTimer(
69                 node, MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout,
70                 rreqPkt->srcAddr, (clocktype)ACTIVE_ROUTE_TO);
71
72             /* Send a Route Reply */
73             RoutingAodvInitiateRREP(node, msg);
74         } /* if dest */
75         else
76         {
77             /* Não existe rota até o nó */
78             if (!RoutingAodvCheckRouteExist(rreqPkt->
79                 destAddr, &aodv->routeTable))
80             {
81                 RoutingAodvReplaceInsertRouteTable(
82                     rreqPkt->srcAddr, rreqPkt->srcSeq,
83                     rreqPkt->hopCount,

```

```

84         rreqPkt->lastAddr, simclock()
85         + REV_ROUTE_LIFE, FALSE,
86         FALSE, &aodv->routeTable);
87
88     RoutingAodvSetTimer(
89         node, MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout,
90         rreqPkt->srcAddr,
91         (clocktype)REV_ROUTE_LIFE);
92
93     if (ttl > 0)
94     {
95         /* Envia pacote somente se TTL
96         não é zero */
97         RoutingAodvRelayRREQ(node, msg, ttl);
98     } /* if ttl > 0 */
99     else
100    {
101        GLOMO_MsgFree(node, msg);
102    }
103 } /* if no route */
104 /* conhece rota até o destino */
105 else
106 {
107     /* contudo, se a rota
108     não for atualizada */
109
110     if (RoutingAodvGetSeq(rreqPkt->
111     destAddr, &aodv->routeTable) <
112     rreqPkt->destSeq)
113     {
114         RoutingAodvReplaceInsertRouteTable(
115             rreqPkt->srcAddr, rreqPkt->srcSeq,
116             rreqPkt->hopCount,
117             rreqPkt->lastAddr, simclock()
118             + REV_ROUTE_LIFE,
119             FALSE, FALSE,
120             &aodv->routeTable);
121
122         RoutingAodvSetTimer(
123             node, MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout,

```

```

124         rreqPkt->srcAddr ,
125         (clocktype)REV_ROUTE_LIFE);
126
127         if ( ttl > 0)
128         {
129
130             /* Envia pacote somente se TTL
131             não é zero */
132
133             RoutingAodvRelayRREQ(node , msg , ttl);
134         } /* if ttl > 0 */
135         else
136         {
137             GLOMO_MsgFree(node , msg);
138         }
139     }
140     /* tem uma rota atualizada */
141     else
142     {
143         RoutingAodvReplaceInsertRouteTable(
144             rreqPkt->srcAddr , rreqPkt->srcSeq ,
145             rreqPkt->hopCount ,
146             rreqPkt->lastAddr , simclock()
147             + ACTIVE_ROUTE_TO,TRUE, FALSE,
148             &aodv->routeTable );
149
150         RoutingAodvSetTimer (
151             node , MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout ,
152             rreqPkt->srcAddr , (clocktype)ACTIVE_ROUTE_TO);
153
154         /* Envia Route Reply*/
155         RoutingAodvInitiateRREPbyIN(node , msg);
156     } /* else */
157 } /* else */
158 } /* else (nao dest) */
159 } /* se novo pkt */
160 else
161 {
162     GLOMO_MsgFree(node , msg);
163 }

```

```

164 } /* RoutingAodvHandleRequest */
165
166
167 // função de associação
168
169 /*
170  * Associationnode
171  *
172  */
173 void Associationnode(GlomoNode *node, Message *msg,
174 NODE_ADDR destAddr)
175 {
176     GlomoNetworkIp* ipLayer = (GlomoNetworkIp *)
177     node->networkData.networkVar;
178     GlomoRoutingAodv* aodv = (GlomoRoutingAodv *)
179     ipLayer->routingProtocol;
180     IpHeaderType *ipHeader = (IpHeaderType *)
181     GLOMO_MsgReturnPacket(msg);
182     NODE_ADDR sourceAddress = ipHeader->ip_src;
183     AODV_NT_Node* current;
184     assert(sourceAddress != node->nodeAddr);
185
186     if (destAddr == node->nodeAddr)
187     {
188         current = aodv->completeNbrTable.head;
189         while (current != NULL) {
190             //printf("%d ", current->destAddr);
191             if (current->destAddr == nodeAddr)
192             {
193                 AssociacaoQuorumData(node, msg);
194                 aodv->stats.numDataReceived++;
195                 printf("Associacao_Quorum_=%d",
196                 node->nodeAddr);
197
198             // gera associação
199
200             }
201             current=current->next;
202         }
203         aodv->stats.numDataReceived++;

```



```

204     RoutingAodvUpdateLifetime(sourceAddress ,
205     &aodv->routeTable);
206     RoutingAodvSetTimer(node , MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout,
207     sourceAddress , (clocktype)ACTIVE_ROUTE_TO);
208 }
209 else if (destAddr != ANY_DEST)
210 {
211     // checa se rota ainda existe
212     if (RoutingAodvCheckRouteExist(destAddr ,
213     &aodv->routeTable)) {
214         RoutingAodvTransmitData(node , msg , destAddr);
215     } else {
216         // Broken Route. Drop Packet , send RERR
217         AODV_RERR_Packet newRerrPacket;
218         newRerrPacket.pktType = AODV_RERR;
219         newRerrPacket.destinationCount = 1;
220         newRerrPacket.destinationPairArray[0].destinationAddress
221         = destAddr;
222         newRerrPacket.destinationPairArray[0].
223         destinationSequenceNumber
224         = RoutingAodvGetSeq(destAddr , &aodv->routeTable);
225         SendRouteErrorPacket(node , &newRerrPacket);
226         aodv->stats.numRerrResent++;
227         aodv->stats.numPacketsDropped++;
228         GLOMO_MsgFree(node , msg);
229     } // if //
230 } // if //
231 } /* Associationnode */
232
233 /*
234  * acorda
235  *
236  *
237  */
238 void acorda(GlomoNode *node , Message *msg , int ttl)
239 {
240     GlomoNetworkIp* ipLayer = (GlomoNetworkIp *) node->
241     networkData.networkVar;
242     GlomoRoutingAodv* aodv = (GlomoRoutingAodv *) ipLayer->
243     routingProtocol;

```

```

244     AODV_RREQ_Packet *rreqPkt = (AODV_RREQ_Packet *)
245     GLOMO_MsgReturnPacket(msg);
246
247     aodv->stats.numRequestReceived++;
248
249     /* Process only if the packet is not a duplicate */
250     if (!RoutingAodvLookupSeenTable(
251         rreqPkt->srcAddr, rreqPkt->bcastId, &aodv->
252         seenTable))
253     {
254         RoutingAodvInsertSeenTable(
255             node, rreqPkt->srcAddr, rreqPkt->bcastId, &aodv->
256             seenTable);
257
258         /* atualiza tabela de vizinhança */
259         if (!RoutingAodvCheckNbrExist(rreqPkt->lastAddr, &aodv->
260             nbrTable))
261         {
262             RoutingAodvInsertNbrTable(rreqPkt->lastAddr, &aodv->
263             nbrTable);
264             RoutingAodvIncreaseSeq(node);
265         }
266         /* O nó é o destino da rota */
267         if (node->nodeAddr == rreqPkt->destAddr)
268         {
269             RoutingAodvReplaceInsertRouteTable(
270                 rreqPkt->srcAddr, rreqPkt->srcSeq,
271                 rreqPkt->hopCount,
272                 rreqPkt->lastAddr, simclock() +
273                 ACTIVE_ROUTE_TO, TRUE, TRUE, &aodv->routeTable);
274
275             RoutingAodvSetTimer(
276
277                 // ativa temporizador
278
279                 node, MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout,
280                 rreqPkt->srcAddr,
281                 (clocktype)ACTIVE_ROUTE_TO);
282
283         /* Envia Route Reply */

```

```

284         RoutingAodvInitiateRREP(node, msg);
285     } /* if dest */
286     else
287     {
288         if (!RoutingAodvCheckRouteExist(rreqPkt->
289             destAddr, &aodv->routeTable))
290         {
291             RoutingAodvReplaceInsertRouteTable(
292                 rreqPkt->srcAddr, rreqPkt->srcSeq,
293                 rreqPkt->hopCount,
294                 rreqPkt->lastAddr, simclock() +
295                 REV_ROUTE_LIFE, FALSE,
296                 FALSE, &aodv->routeTable);
297
298             RoutingAodvSetTimer(
299                 node, MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout,
300                 rreqPkt->srcAddr,
301                 (clocktype)REV_ROUTE_LIFE);
302
303             } /* else */
304         } /* else */
305     } /* else (not dest) */
306 } /* if new pkt */
307 else
308 {
309     GLOMO_MsgFree(node, msg);
310 }
311 } /* acorda */
312
313
314 /*
315  * dorme
316  *
317  *
318  */
319 void dorme(GlomoNode *node, Message *msg, int ttl)
320 {
321     GlomoNetworkIp* ipLayer = (GlomoNetworkIp *) node->
322     networkData.networkVar;
323     GlomoRoutingAodv* aodv = (GlomoRoutingAodv *) ipLayer->

```

```

324     routingProtocol;
325
326     AODV_RREQ_Packet *rreqPkt = (AODV_RREQ_Packet *)
327     GLOMO_MsgReturnPacket(msg);
328
329     /* The node is the destination of the route */
330     if (node->nodeAddr == rreqPkt->destAddr)
331     {
332         ttl=90;
333         RoutingAodvReplaceInsertRouteTable(
334             rreqPkt->srcAddr, rreqPkt->srcSeq,
335             rreqPkt->hopCount,
336             rreqPkt->lastAddr, simclock() +
337             ACTIVE_ROUTE_TO, TRUE, TRUE,
338             &aodv->routeTable);
339
340         RoutingAodvSetTimer(
341             node, MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout, rreqPkt->srcAddr,
342             (clocktype)ACTIVE_ROUTE_TO);
343
344         /* Send a Route Reply */
345         RoutingAodvInitiateRREP(node, msg);
346     } /* if dest */
347     else
348     {
349         /* checa a rota */
350         if (!RoutingAodvCheckRouteExist(rreqPkt->destAddr,
351                                         &aodv->routeTable))
352         {
353             RoutingAodvReplaceInsertRouteTable(
354                 rreqPkt->srcAddr, rreqPkt->srcSeq,
355                 rreqPkt->hopCount,
356                 rreqPkt->lastAddr, simclock() +
357                 REV_ROUTE_LIFE, FALSE,
358                 FALSE, &aodv->routeTable);
359
360             RoutingAodvSetTimer(
361                 node, MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout,
362                 rreqPkt->srcAddr,
363                 (clocktype)REV_ROUTE_LIFE);

```

```

364
365         }
366     }
367 } /* dorme */
368
369
370 /*
371  * RoutingAodvHandleProtocolEvent
372  *
373  */
374
375 // insere eventos novos
376
377
378 void RoutingAodvHandleProtocolEvent(GlomoNode *node, Message *msg)
379 {
380     clocktype time = simclock();
381     GlomoNetworkIp* ipLayer = (GlomoNetworkIp *) node->
382     networkData.networkVar;
383     GlomoRoutingAodv* aodv = (GlomoRoutingAodv *) ipLayer->
384     routingProtocol;
385     switch (msg->eventType) {
386
387         /* remove dados da tabela */
388         case MSG_NETWORK_FlushTables: {
389             RoutingAodvDeleteSeenTable(&aodv->seenTable);
390             GLOMO_MsgFree(node, msg);
391             break;
392         }
393         /* remove rota nao utilizada */
394         case MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout: {
395             NODE_ADDR *destAddr = (NODE_ADDR *) GLOMO_MsgReturnInfo(msg);
396             RoutingAodvDeleteRouteTable(*destAddr, &aodv->routeTable);
397             GLOMO_MsgFree(node, msg);
398             break;
399         }
400         if (time == 5)
401
402         // associação inicial
403

```

```

404     { Associationnode(node, msg, &aodv->sent); }
405     /* Check if RREP is received after sending RREQ */
406     case MSG_NETWORK_CheckReplied: {
407         NODE_ADDR *destAddr = (NODE_ADDR *)
408         GLOMO_MsgReturnInfo(msg);
409         /* Route has not been obtained */
410         if (!RoutingAodvCheckRouteExist(*destAddr,
411         &aodv->routeTable))
412         {
413             //printf("Node %d retry %d for
414             //Destination %d\n", node->id,
415             RoutingAodvGetTimes(*destAddr, &aodv->sent), *destAddr);
416             if (RoutingAodvGetTimes(*destAddr, &aodv->sent)
417             < RREQ_RETRIES)
418             {
419                 /* Retry with increased TTL */
420                 RoutingAodvRetryRREQ(node, *destAddr);
421                 printf("RREQ2_for_Node_%d\n", node->id);
422             } /* if under the retry limit */
423             /* over the limit */
424             else
425             {
426                 aodv->stats.numNoRoute++;
427                 while (RoutingAodvLookupBuffer(*destAddr,
428                 &aodv->buffer))
429                 {
430                     Message* messageToDelete =
431                     RoutingAodvGetBufferedPacket(
432                     *destAddr, &aodv->buffer);
433                     RoutingAodvDeleteBuffer(*destAddr,
434                     &aodv->buffer);
435                     GLOMO_MsgFree(node, messageToDelete);
436                     aodv->stats.numPacketsDropped++;
437                 }
438             } /* else */
439             } /* if no route */
440             GLOMO_MsgFree(node, msg);
441             break;
442         }
443         case MSG_NETWORK_HELLO:

```

```

444         {
445             RoutingAodvInitiateHELLO(node, 0);
446             GLOMO_MsgFree(node, msg);
447             break;
448         }
449     default:
450         fprintf(stderr, "RoutingAodv: _Unknown_MSG_type
451 %d!\n", msg->eventType);
452         abort();
453         if ((!networkData.networkVar) || (!rreqPkt))
454             {dorme(node, msg, 90);} // chama adormecimento
455     } /* switch */
456 } /* RoutingAodvHandleProtocolEvent */
457
458
459
460 /*
461  * AssociacaoQuorumData
462  *
463  * Associação ao quorum server
464  */
465 void AssociacaoQuorumData(GlomoNode *node, Message *msg)
466 {
467     GlomoNetworkIp* ipLayer = (GlomoNetworkIp *)
468     node->networkData.networkVar;
469
470     GlomoRoutingAodv* aodv = (GlomoRoutingAodv *)
471     ipLayer->routingProtocol;
472     NODE_ADDR quorum;
473     GLOMO_MsgSetLayer(msg, GLOMO_MAC_LAYER, 0);
474     GLOMO_MsgSetEvent(msg, MSG_MAC_FromNetwork);
475     assert(nextHop != ANY_DEST);
476     aodv->stats.numDataTxed++;
477     RoutingAodvUpdateLifetime(destAddr, &aodv->
478     routeTable);
479     RoutingAodvSetTimer(node, MSG_NETWORK_CheckRouteTimeout,
480     destAddr, (clocktype)ACTIVE_ROUTE_TO);
481
482 } /* AssociacaoQuorumData */

```