

UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE

JULIANO FISCHER NAVES

**Políticas de Encaminhamento de Mensagens e de
Gerenciamento de Buffer para Redes Tolerantes a
Atrasos e Desconexões**

NITERÓI

2012

UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE

JULIANO FISCHER NAVES

**Políticas de Encaminhamento de Mensagens e de
Gerenciamento de Buffer para Redes Tolerantes a
Atrasos e Desconexões**

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Computação da Universidade Federal Fluminense como requisito parcial para a obtenção do Grau de Mestre em Computação. Área de concentração: Redes de Computadores

Orientador:
IGOR MONTEIRO MORAES

NITERÓI

2012

Ficha Catalográfica elaborada pela Biblioteca da Escola de Engenharia e Instituto de Computação da UFF

N323 Naves, Juliano Fischer
Políticas de encaminhamento de mensagens e de gerenciamento de buffer para redes tolerantes a atrasos e desconexões / Juliano Fischer Naves – Niterói, RJ : [s.n.], 2012.
61 f.

Dissertação (Mestrado em Computação) - Universidade Federal Fluminense, 2012.
Orientador: Igor Monteiro Moraes.

1. Rede de computadores. 2. Rede tolerante a atraso e desconexão. 3. Gerenciamento de buffer. 4. Encaminhamento de mensagens. 5. Política. I. Título

CDD 004.6

JULIANO FISCHER NAVES

Políticas de Encaminhamento de Mensagens e de Gerenciamento de Buffer para Redes
Tolerantes a Atrasos e Desconexões

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Computação da Universidade Federal Fluminense como requisito parcial para a obtenção do Grau de Mestre em Computação. Área de concentração: Redes de Computadores

Aprovada em Agosto de 2012.

BANCA EXAMINADORA

Prof. Igor Monteiro Moraes, D.Sc., UFF (Orientador)

Prof. Alfredo Goldman vel Lejbman, Dr., USP

Prof. Marcelo Gonçalves Rubinstein, D.Sc., UERJ

Prof. Célio Vinicius Neves de Albuquerque, Ph.D., UFF

Niterói

2012

Dedico este trabalho a Deus, aos meus pais e aos meus irmãos.

"La semplicità è la sofisticazione finale" (Leonardo da Vinci)

Agradecimentos

Gostaria de registrar meus sinceros agradecimentos às seguintes pessoas que de alguma forma ajudaram-me no desenvolvimento desse trabalho:

A Deus, pois não seria nada sem a fé que Nele tenho.

Aos meus pais, Daguioberto Naves e Delci Lima Fischer, aos meus irmãos Diego Fischer Naves e Débora Fischer Naves e a toda a minha família por todo o incentivo e ensinamentos em todos os momentos da minha vida e por não medirem esforços para contemplarem essa conquista. À Jhaneffer Nara Silva, que acompanhou todo meu trajeto e dividiu comigo a dor e a angústia da distância diariamente. Eu amo vocês!

A todos os professores do Instituto de Computação da Universidade Federal do Mato Grosso, que ajudaram-me na formação do meu conhecimento, em especial aos professores Maurício Fernando Lima Pereira e Cristiano Maciel, que incentivaram e contribuíram com meu ingresso no mestrado.

Aos professores do Instituto de Computação da Universidade Federal Fluminense. Em especial ao professor, Igor Monteiro Moraes, amigo e orientador, que contribuiu imensuravelmente desde o princípio da minha jornada. Destaco e agradeço também a grande participação do professor Célio Vinicius Neves de Albuquerque. Aos professores Débora Christina Muchaluat Saade, Julius Leite e Pedro Braconnot Velloso. Foi um prazer aprender com vocês.

A todos os amigos que fiz aqui, porém em especial aos grandes amigos do Mato Grosso, com quem dividi a maior parte do meu tempo durante essa jornada. Cleyton Slaviero, Gustavo Zanatta, Jivago Medeiros e Rodrigo Andrade, muito obrigado! Agradeço também aos amigos do laboratório MidiaCom, com quem aprendi muito durante esse período.

Finalmente, a todos que contribuíram de alguma maneira na realização desse trabalho, meus sinceros agradecimentos.

Resumo

Em redes tolerantes a atrasos e desconexões (Delay/Disruption Tolerant Networks - DTNs), a taxa de entrega de mensagens é influenciada pelas políticas de gerenciamento de *buffer* e de encaminhamento de mensagens adotadas. Isso porque o transbordamento dos buffers dos nós é um fato comum e é possível que um contato não tenha duração suficiente para que todas as mensagens armazenadas no *buffer* sejam enviadas. Este trabalho propõe duas novas políticas de gerenciamento de *buffer* e uma política de encaminhamento de mensagens. A primeira, denominada LPS (*Less Probable Sprayed*) utiliza a probabilidade de entrega e uma estimativa da quantidade de réplicas já disseminadas na rede para decidir qual mensagem será descartada. A última, nomeada LRF (*Least Recently Forwarded*), descarta a mensagem que foi encaminhada há mais tempo, pois o não encaminhamento de uma mensagem por um dado período de tempo pode indicar que ela já atingiu vários dos possíveis próximos saltos. Por sua vez, a política de encaminhamento de mensagens proposta, denominada RR-LRF (*Round Robin with Least Recently Forwarded Drop*), utiliza um contador para balancear a distribuição de réplicas na rede, evitando que algumas mensagens sejam mais replicadas que outras. As propostas são implementadas e comparadas com mecanismos similares encontrados na literatura. São utilizados cenários baseados em registros de três redes reais e verifica-se que as políticas de descarte LPS e LRF proporcionam taxas de entrega de mensagens superiores em até 75% e 47%, respectivamente, à taxa da política de segundo melhor desempenho, com uma menor sobrecarga. Verificou-se também que a política de encaminhamento RR-LRF obteve desempenho superior às políticas de encaminhamento avaliadas, para todas métricas de desempenho avaliadas, alcançando uma taxa de entrega de mensagens superior em até 32% à política de segundo melhor desempenho.

Palavras-chave: DTN, políticas, gerenciamento, buffer, encaminhamento, descarte.

Abstract

In Delay/Disruption Tolerant Networks (DTNs) the message delivery rate is influenced by both the buffer management and the forwarding policies adopted. This is because the overflow of nodes' buffers is common and the contact time between a pair of nodes may not last long enough to forward all messages stored in the buffer. In this work, we propose two new management buffer policies and one message forwarding policy. The first one, called LPS (Less Probable Sprayed) uses delivery probability and an estimate of the number of replicas already disseminated to decide which message to drop. The second one, named LRF (Least Recently Forwarded) drops the least recently forwarded message because a message left unforwarded over a certain period of time may indicate that it has reached several possible next hops. On the other hand, the proposed message forwarding policy, called RR-LRF (Round Robin with Least Recently Forwarded Drop), uses a counter to balance message replication in order to prevent some messages for being more replicated than others. All proposals are implemented and compared with several policies found in the literature. We consider three different scenarios based on traces of real networks. We conclude that LPS and LRF policies provide higher delivery rates up to 75% and 47% respectively, than the rate of the second best policy, with less overhead. It is also observed that the RR-LRF policy outperforms the analysed forwarding policies in terms of all performance metrics considered, providing a higher message delivery rate up to 32% compared with second best policy.

Keywords: DTN, policies, buffer, management, forwarding, drop.

Lista de Figuras

2.1	Evolução temporal do comportamento de uma MANET	6
2.2	Um exemplo de utilização do paradigma armazena-carrega-e-encaminha [39].	7
2.3	Localização da camada de agregação na pilha TCP/IP (adaptada de [59]).	8
2.4	Posicionamento da camada de agregação (adaptada de [59]).	8
2.5	Visão geral do KioskNet [21].	11
2.6	Projeto <i>Motoman</i> em Camboja (adaptada de [40]).	12
2.7	Uma zebra do projeto ZebraNet equipada com sensores.	13
2.8	Uma tartaruga equipada com o sensor do projeto TurtleNet [57].	14
2.9	Sensor utilizado no projeto SeNDT [46].	14
2.10	Um exemplo de roteamento epipêmico [39].	17
2.11	Propriedade de transitividade na comunicação [35].	18
4.1	Um iMote conectado a uma bateria [24].	27
4.2	Encontro de patinadores em Paris.	27
4.3	Taxa de entrega no cenário Rollernet.	32
4.4	Taxa de entrega no cenário Cambridge.	33
4.5	Taxa de entrega no cenário Infocom06	34
4.6	Porcentagem de mensagens descartadas antes de atingir o limiar α	35
4.7	Sobrecarga no cenário Rollernet.	36
4.8	Sobrecarga no cenário Cambridge.	37
4.9	Sobrecarga no cenário Infocom06.	38
4.10	CDF do atraso de entrega no Cenário Rollernet.	39
4.11	CDF do atraso de entrega no Cenário Infocom06.	40

4.12 CDF do atraso de entrega no Cenário Cambridge.	41
4.13 Taxa de entrega no cenário Rollernet.	43
4.14 Taxa de entrega no cenário Infocom06.	44
4.15 Taxa de entrega no cenário Cambridge.	45
4.16 Sobrecarga no cenário Rollernet.	46
4.17 Sobrecarga no cenário Infocom06.	47
4.18 Sobrecarga no cenário Cambridge.	48
4.19 Atraso de entrega no cenário Rollernet.	50
4.20 Atraso de entrega no cenário Infocom06.	51
4.21 Atraso de entrega no cenário Cambridge.	52
4.22 Distribuição do encaminhamento de mensagens para o protocolo P _{Ro} PHET.	53
4.23 Distribuição do encaminhamento de mensagens para o protocolo Epidêmico.	54

Lista de Tabelas

4.1	Parâmetros das simulações e características dos cenários.	29
-----	---	----

Lista de Abreviaturas e Siglas

CCSDS	: Consultative Committee for Space Data Systems;
DSL	: Digital Subscriber Line;
DTN	: Delay and Disruption Tolerant Network;
DTNRG	: Delay-Tolerant Networking Research Group;
CDF	: Cumulative Distribution Function;
FIFO	: First In First Out;
GBD	: Global Knowledge Based Drop;
GPS	: Global Positioning System;
IRTF	: Internet Research Task Force;
LEO	: Low-Earth Orbit;
LEPR	: Less Probable;
LRF	: Least Recently Forwarded;
LPS	: Less Probable Sprayed;
MANET	: Mobile Ad Hoc Network;
MAP	: Mobile Access Point;
MOFO	: Most Forwarded;
MULE	: Mobile Ubiquitous LAN Extensions;
ONE	: Opportunistic Network Environment;
ONG	: Organização Não Governamental;
PDA	: Personal Digital Assistant;
PRoPHET	: Probabilist Routing Protocol using History of Encounters and Transitivity;
PSN	: Pocket Switched Networks;
RAPID	: Resource Allocation Protocol for Intentional DTN;
RC ASC	: Replicated Copies Ascending Order;
RRFS	: Round Robin Forwarding Scheduling;
RR-LRF	: Round Robin Forwarding Scheduling with Least Recently Forwarded Drop;

RTT	:	Round-Trip Time;
SeNDT	:	Sensor Networking with Delay Tolerance;

Sumário

1	Introdução	1
1.1	Motivação	1
1.2	Objetivos	2
1.3	Contribuições	2
1.4	Organização do Trabalho	3
2	Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões	4
2.1	Características das Redes Desafiadoras	4
2.2	Arquitetura DTN	7
2.2.1	Paradigma Armazena-Carrega-e-Encaminha	7
2.2.2	Camada de Agregação	7
2.3	Tipos de Contato	8
2.3.1	Contatos Persistentes	9
2.3.2	Contatos Sob Demanda	9
2.3.3	Contatos Agendados ou Determinísticos	9
2.3.4	Contatos Oportunistas	9
2.3.5	Contatos Previstos ou Previsíveis	9
2.4	Aplicações	10
2.4.1	Conectividade em Áreas Remotas	10
2.4.1.1	KioskNet	10
2.4.1.2	DakNet	11
2.4.2	Monitoramento Ambiental	12

2.4.2.1	ZebraNet	12
2.4.2.2	TurtleNet	13
2.4.2.3	SeNDT	13
2.4.3	Outras Aplicações	14
2.4.4	Roteamento em DTNs	15
2.4.4.1	Protocolo Epidêmico	16
2.4.4.2	Protocolo P _{Ro} PHET	16
3	Políticas de Gerenciamento de Buffer e de Encaminhamento de Mensagens	19
3.1	Estado da Arte sobre Políticas de Gerenciamento de <i>Buffer</i>	19
3.2	Políticas de Gerenciamento de <i>Buffer</i> Propostas	21
3.2.1	<i>Less Probable Sprayed</i> - LPS	21
3.2.2	<i>Least-Recently Forwarded</i> - LRF	22
3.3	Estado da Arte sobre Políticas de Encaminhamento	22
3.4	Round Robin Forwarding Scheduling with Least Recently Forwarded Drop	24
4	Resultados	26
4.1	Conjuntos de Dados e Roteamento	26
4.1.1	Rollernet	27
4.1.2	Cambridge	28
4.1.3	Infocom 2006 Dataset	28
4.2	Ambiente de Simulação	29
4.3	Métricas para Avaliação	30
4.4	Avaliação das Políticas de Descarte	30
4.4.1	Taxa de Entrega	31
4.4.2	Política LPS e o Limiar de Espalhamento	34
4.4.3	Sobrecarga	35

4.4.4	Atraso de Entrega	37
4.5	Avaliação das Políticas de Encaminhamento	41
4.5.1	Taxa de Entrega	42
4.5.2	Sobrecarga	45
4.5.3	Atraso de Entrega	48
4.5.4	Distribuição das Mensagens	52
5	Conclusões e Considerações Finais	55
	Referências	57

Capítulo 1

Introdução

1.1 Motivação

Visando aumentar a taxa de entrega e diminuir o atraso de entrega de mensagens, é comum que protocolos de roteamento em Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões (*Delay/Disruption Tolerant Networks* - DTNs) mantenham réplicas das mensagens na rede. Tal fato aliado ao paradigma armazena-carrega-e-encaminha, onde os nós são dotados de *buffers* e podem armazenar as mensagens persistentemente, pode acarretar o transbordamento dos *buffers*. Quando o transbordamento ocorre, é necessário que alguma política de gerenciamento de *buffer* seja acionada para definir qual mensagem será descartada. Portanto, no projeto de protocolos de roteamento em DTNs é necessário que seja utilizada uma política de gerenciamento de *buffer* eficiente, visto que esta política pode influenciar o desempenho do protocolo.

Quando ocorre uma oportunidade de encaminhamento de mensagens entre dois nós em DTNs, ou seja, quando um nó está dentro do raio de transmissão de outro nó, é possível que a duração não seja suficiente para que todas as mensagens armazenadas em *buffer* sejam trocadas. Além disso, os nós da rede podem possuir diferentes frequências de contatos e tais contatos podem durar poucos segundos. Assim, a ordem em que as mensagens são encaminhadas por um nó também influencia o desempenho do protocolo de roteamento.

A proposta e avaliação de políticas de gerenciamento de *buffer* e de políticas de encaminhamento de mensagens eficientes, portanto, são necessárias para aumentar a eficiência dos protocolos de roteamento para DTNs.

1.2 Objetivos

Este trabalho tem como objetivos propor e avaliar políticas de gerenciamento de *buffer* e de encaminhamento de mensagens eficientes para Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões.

Duas novas políticas de gerenciamento de *buffer*, denominadas LRF (*Least Recently Forwarded*) e LPS (*Less Probable Sprayed*) são propostas. A primeira, descarta a mensagem que foi encaminhada há mais tempo, a fim de optar por mensagens amplamente disseminadas. A última utiliza uma estimativa da quantidade de réplicas da mensagem que foram disseminadas na rede e o cálculo da probabilidade de encontro do nó de destino, efetuado pelo protocolo de roteamento, a fim de escolher mensagens com baixa probabilidade de chegarem ao destino. Além disso, um mecanismo de encaminhamento de mensagens denominado RR-LRF (*Round Robin Forwarding Scheduling with Least Recently Forwarded Drop*) é proposto. Este mecanismo distribui as mensagens de maneira uniforme, aumentando a eficiência da rede.

Para validação e avaliação das propostas, três cenários reais são utilizados em conjunto com dois diferentes protocolos de roteamento, resultando em um total de seis cenários. As políticas de gerenciamento de *buffer* e de encaminhamento de mensagem propostas são comparadas através de três métricas distintas e seus desempenhos são comparados com outras políticas encontradas na literatura.

1.3 Contribuições

As principais contribuições deste trabalho são:

- a proposta de duas políticas de gerenciamento de *buffer*, chamadas de LPS (*Less Probable Sprayed*) e LRF (*Least Recently Forwarded*) e comparação dessas políticas com outras políticas da literatura, em cenários reais;
- a proposta de um mecanismo de encaminhamento de mensagens denominado RR-LRF (*Round Robin Forwarding Scheduling with Least Recently Forwarded Drop*) e sua comparação com o mecanismo RRFS (*Round Robin Forwarding Scheduling*);
- a implementação das propostas no simulador TheONE.

1.4 Organização do Trabalho

Este trabalho está organizado da seguinte forma. O Capítulo 2 apresenta os conceitos básicos sobre DTNs. Descrevem-se os tipos de contatos possíveis entre os nós de uma DTN, os protocolos de roteamento utilizados neste trabalho e alguns projetos e aplicações dessas redes em cenários reais. O Capítulo 3 discute as propostas deste trabalho para gerenciamento de *buffer* em DTNs e introduz a política de encaminhamento de mensagens proposta neste trabalho. O Capítulo 4 apresenta os resultados da análise de desempenho das políticas de gerenciamento de *buffer* e da política de encaminhamento proposta, quando comparadas com políticas similares da literatura. Finalmente, o Capítulo 5 apresenta as considerações finais e conclusões deste trabalho bem como relaciona alguns dos trabalhos futuros.

Capítulo 2

Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões

A pilha de protocolos TCP/IP foi proposta na década de 70 e é um dos pilares da Internet atual. Na época, foram assumidos alguns pressupostos básicos na concepção dos protocolos que são válidos para rede cabeadas. São eles: a existência de um caminho fim-a-fim entre os pares comunicantes, o tempo máximo de ida e volta (*Round-Trip Time* - RTT) não deve ser excessivo e a probabilidade de perda de pacotes no caminho fim-a-fim deve ser baixa. No entanto, com o aumento de desempenho e a redução dos custos dos dispositivos de comunicação sem-fio, redes que operam em ambientes em que uma ou mais dessas premissas podem ser violadas são cada vez mais comuns. Tais redes são chamadas de redes desafiadoras.

2.1 Características das Redes Desafiadoras

Fall [17] enumera características dos enlaces, dos caminhos fim-a-fim e dos sistemas finais que as redes desafiadoras podem possuir e que tornam a utilização da pilha de protocolos TCP/IP nessas redes pouco eficiente. Essas características são divididas em características do caminho fim-a-fim e do enlace, características da arquitetura da rede e características dos sistemas finais. Abaixo essas características são listadas.

- **Características do caminho fim-a-fim e do enlace.**
 - **Alta latência:** a soma dos atrasos de transmissão, processamento, propagação e enfileiramento para cada salto pode ser relativamente alta. Os atrasos de propagação e transmissão são afetados pelo meio de transmissão.
 - **Taxas de transmissão relativamente pequenas:** as taxas de transmissão podem ser relativamente baixas, como por exemplo cerca de 10 kbps em redes

submarinas e algumas redes de sensores sem fio.

- **Desconexões:** em alguns sistemas as desconexões podem ser muito frequentes, chegando a ser mais comum a desconexão do que a conexão. Essas desconexões resultam principalmente da mobilidade dos nós e da utilização de ciclos de trabalho¹ (*duty cycles*).
- **Longos períodos de enfileiramento:** as mensagens podem ser armazenadas por longos períodos de tempo antes de serem transmitidas, resultando em longos períodos de enfileiramento.

- **Características da arquitetura da rede.**

- **Considerações de interoperabilidade:** frequentemente implementações de redes desafiadoras não levam em consideração questões de interoperabilidade, falhando na comunicação com outras redes.
- **Segurança:** o acesso ao serviço de encaminhamento de dados deve ser protegido por mecanismos de autenticação e controle de acesso para que os nós não transmitam tráfego indesejado.

- **Características do sistema final.**

- **Tempo de vida útil limitado:** em alguns casos, a vida útil dos nós da rede pode não durar muito tempo, devido ao esgotamento da bateria ou danos causados pelo ambiente onde os nós foram implantados.
- **Operação com baixos ciclos de trabalho:** para economizar bateria, é comum que nós operem em um ciclo de trabalho baixo.
- **Recursos limitados:** em vários tipos de redes, nós com capacidade de armazenamento e processamento relativamente baixas podem ser utilizados.

Um exemplo de rede que viola um dos pressupostos anteriormente elicitados são as rede *ad hoc* móveis (*Mobile Ad Hoc Networks* - MANETs). Nesse tipo de rede, os nós encontram-se em constante movimentação e podem se comunicar diretamente com outros nós que estiverem em seus raios de comunicação. Nas MANETs os enlaces podem ser quebrados em virtude da movimentação dos nós, resultando em redes com conectividade intermitente. Em um caso extremo, a movimentação dos nós pode acarretar o particionamento da rede. Logo, é possível que dois nós que queiram se comunicar nunca façam parte

¹O termo ciclo de trabalho representa a fração de tempo em que um sistema está ativo. Em algumas redes os nós utilizam baixos ciclos de trabalho como forma de economizar energia.

da mesma partição na rede. A Figura 2.1 ilustra a evolução temporal do comportamento de uma MANET. Nela, mensagens do nó S podem ser enviadas para o nó D , se o nó intermediário A puder mantê-las e carregá-las.

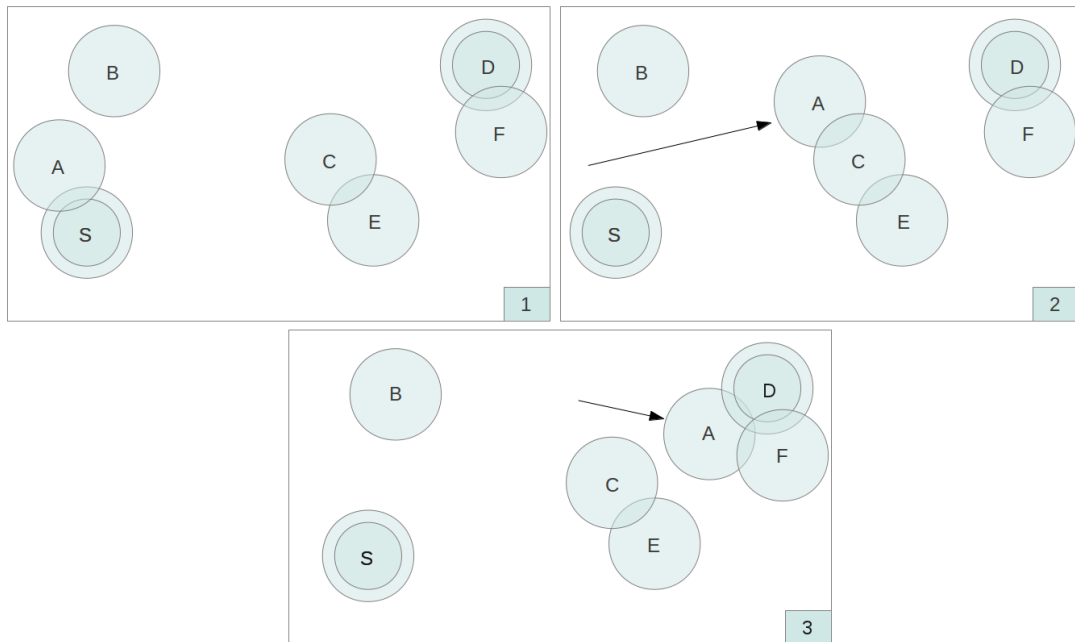


Figura 2.1: Evolução temporal do comportamento de uma MANET

Outro exemplo de proposta de rede que não atende os pressupostos básicos da pilha TCP é a Internet Interplanetária. Esta rede pode sofrer com longos atrasos de propagação devido à distância entre os planetas, baixa taxa de transmissão de dados devido à dificuldade de fornecimento de energia elétrica em abundância e conectividade intermitente devido à interposição entre o transmissor e o receptor de outros corpos celestes. Tais condições não são desejáveis para a utilização da pilha de protocolos TCP/IP. Ainda no contexto de comunicação interplanetária, o Comitê Consultivo para Sistemas de Dados Espaciais (Consultative Committee for Space Data Systems) [7], emprega esforços no projeto e padronização de diversos protocolos para comunicação no espaço sideral desde 1982. Um exemplo de protocolo desenvolvido pelo CCSDS é o protocolo CFDP (*CCSDS File Delivery Protocol*) [19] que é projetado para oferecer transferência confiável de arquivos em distâncias interplanetárias.

As redes *ad hoc* móveis e as redes interplanetárias são exemplos de Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões (*Delay and Disruption Tolerant Networks - DTN*) [39, 59, 5, 17, 18, 8, 16] que permitem a comunicação entre dois nós mesmo em cenários com longos períodos de atraso e desconexões frequentes.

2.2 Arquitetura DTN

Para permitir a operação de redes em ambientes desafiadores, as DTNs empregam dois conceitos básicos: o paradigma armazena-carrega-e-encaminha (*store-carry-and-forward*) e a camada de agregação (*bundle layer*).

2.2.1 Paradigma Armazena-Carrega-e-Encaminha

Em cenários desafiadores, frequentemente verifica-se a ocorrência de particionamento na rede, formando duas ou mais redes desconectadas entre si. Como consequência disso, para que seja possível a comunicação entre dois nós que não estão na mesma partição torna-se imprescindível a utilização do paradigma armazena-carrega-e-encaminha (*store-carry-and-forward*). Nesse paradigma, os nós da rede são dotados de alguma capacidade de armazenamento e armazenam as mensagens recebidas até que uma oportunidade apropriada de encaminhamento de mensagem surja.

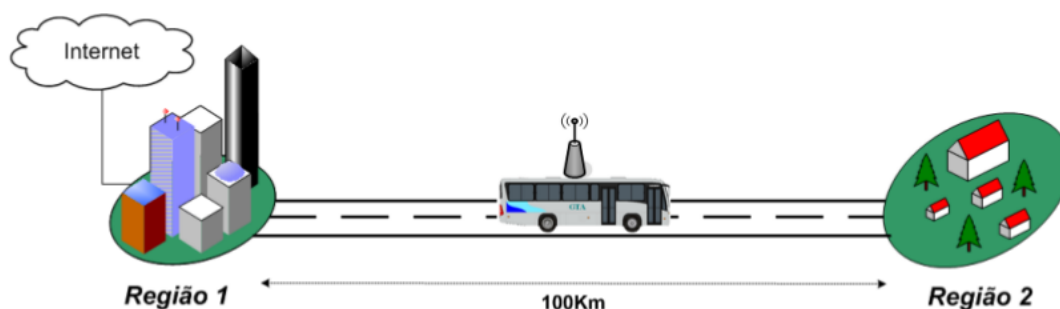


Figura 2.2: Um exemplo de utilização do paradigma armazena-carrega-e-encaminha [39].

Um exemplo da utilização do paradigma armazena-carrega-e-encaminha é mostrado na Figura 2.2. Nela, um ônibus dotado de uma interface de rede sem-fio e um dispositivo de armazenamento leva pacotes provenientes da Internet da Região 1 para uma região remota que não possui acesso à Internet, possibilitando assim a comunicação entre as duas regiões sem que exista um caminho fim-a-fim entre elas.

2.2.2 Camada de Agregação

O IRTF, por meio do grupo DTNRG, propôs uma camada denominada camada de agregação (*bundle layer*) para atender os requisitos de aplicações desenvolvidas para a arquitetura DTN. Essa nova camada situa-se entre as camadas de aplicação e transporte,

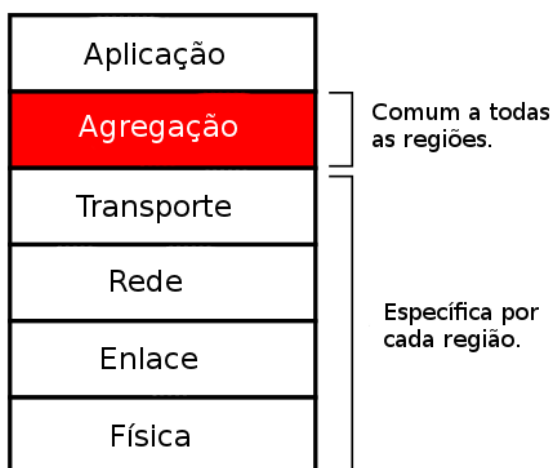


Figura 2.3: Localização da camada de agregação na pilha TCP/IP (adaptada de [59]).

na pilha de protocolos TCP/IP, como ilustra a Figura 2.3. No entanto, nós que não implementam a pilha de protocolo TCP/IP também podem fazer parte da DTN em questão. Logo, a camada de agregação foi proposta de modo que possa ser posicionada em diferentes pilhas de protocolos. Dessa forma, as camadas subjacentes à camada de agregação podem ser específicas, seguindo a tecnologia de cada região, assim como ilustrado na Figura 2.4. O DTNRG também especificou o protocolo de agregação (*bundle protocol*) [45]. Esse protocolo deve ser executado em todos os nós pertencentes à DTN. Entre as suas principais funções estão a habilidade de lidar com conectividade intermitente e habilidade de aproveitar contatos agendados, oportunistas e previstos.



Figura 2.4: Posicionamento da camada de agregação (adaptada de [59]).

2.3 Tipos de Contato

Em DTNs, a oportunidade de encaminhamento de mensagens entre dois nós é chamada de contato. Cerf *et al.* [8] classificam os contatos em várias categorias, baseando-se principalmente na previsibilidade dos contatos e se é necessário que alguma ação seja feita para que o contato possa existir. Os tipos de contatos são divididos em contatos persistentes, contatos sob demanda, contatos agendados, contatos oportunistas e contatos previstos.

2.3.1 Contatos Persistentes

Os contatos persistentes estão sempre disponíveis. Tais contatos não necessitam que nenhuma ação de inicialização seja tomada para que sejam instanciados. Um exemplo de um contato persistente é uma conexão DSL (*Digital Subscriber Line*) com a Internet.

2.3.2 Contatos Sob Demanda

Os contatos sob demanda necessitam que uma ação de inicialização seja tomada para que eles venham a ocorrer. Porém, uma vez que instanciado, esses contatos comportam-se como contatos persistentes até que sejam encerrados. Uma conexão por linha comutada (*dial up*) com a Internet é um exemplo de contato sob demanda.

2.3.3 Contatos Agendados ou Determinísticos

Essa categoria de contatos comporta os contatos que ocorrem em um instante conhecido e por um período de tempo determinado. Um exemplo de contato agendado é um enlace entre um satélite do tipo *Low-Earth Orbit* (LEO) e uma estação terrestre.

2.3.4 Contatos Oportunistas

Ao contrário dos contatos agendados, os contatos oportunistas não são previstos. Estes contatos ocorrem de maneira não determinística. Um exemplo contato oportunista são as *Pocket Switched Networks*² (PSN) [9, 24]. Essas redes utilizam a mobilidade humana a fim de possibilitar a comunicação e a transferência de dados entre os dispositivos dos usuários. Nessas redes, usuários portando *Personal Digital Assistants* (PDAs) ou *smartphones* comunicam-se de maneira oportunista.

2.3.5 Contatos Previstos ou Previsíveis

Essa categoria de contatos não é baseada no agendamento dos contatos, mas sim em previsões de quando os contatos ocorrerão e qual será o tempo de duração. Essas previsões baseiam-se no histórico dos contatos observados anteriormente ou em outra informação.

²Os cenários avaliados nesse trabalho podem ser considerados Pocket Switched Networks pois envolvem a mobilidade humana e a utilização de dispositivos portáteis. Portanto, os protocolos utilizados para avaliação das propostas são protocolos que visam a comunicação utilizando contatos oportunistas.

Dependendo da confiança nos contatos previstos, existe a possibilidade de calcular-se rotas utilizando-se essa informação.

2.4 Aplicações

As DTNs são utilizadas, entre outras aplicações, para monitoração ambiental e com o intuito de prover acesso à Internet para regiões remotas.

2.4.1 Conectividade em Áreas Remotas

As DTNs podem ser utilizadas para oferecer acesso à Internet em regiões carentes de infraestrutura de redes. Nessas regiões, normalmente a implantação de soluções convencionais de redes não pode ocorrer, seja por questões geográficas ou econômicas. Neste caso, a utilização de DTNs torna-se uma solução economicamente viável. É interessante destacar a presença de no mínimo duas regiões, uma com acesso à Internet e outra sem acesso à Internet. A comunicação entre as duas regiões é provida por mulas de dados (*Mobile Ubiquitous LAN Extensions - MULE*) [47]. Uma mula de dados é um agente móvel, representado normalmente por pessoas, animais ou veículos. Esse agente é equipado com um dispositivo de comunicação sem fio, tem alguma capacidade de armazenamento e é responsável por transportar dados entre as regiões. É possível observar todas essas características na Figura 2.2. Nela, estão presentes as duas regiões, uma com acesso à Internet e outra não. Além disso, o ônibus é a mula de dados encarregada de levar os dados de uma região a outra. Abaixo, são fornecidos exemplos de aplicações com o objetivo de prover conectividade em áreas remotas.

2.4.1.1 KioskNet

O projeto KioskNet [21] provê acesso de baixo custo a quiosques em países em desenvolvimento. Esses quiosques oferecem serviços de registro de certidão de nascimento, casamento e óbito, além de consultas de problemas agrícolas ou médicos. Cada quiosque possui um equipamento chamado de controlador que se comunica por rádio com outros controladores montados em veículos. Esse veículos agem como mula de dados e carregam os dados até um *gateway*, ou seja, um computador conectado à Internet. O roteamento no KioskNet é baseado em inundação para aumentar a confiabilidade da comunicação. Os *gateways* comunicam-se entre si para garantir que não haja desperdício de largura de

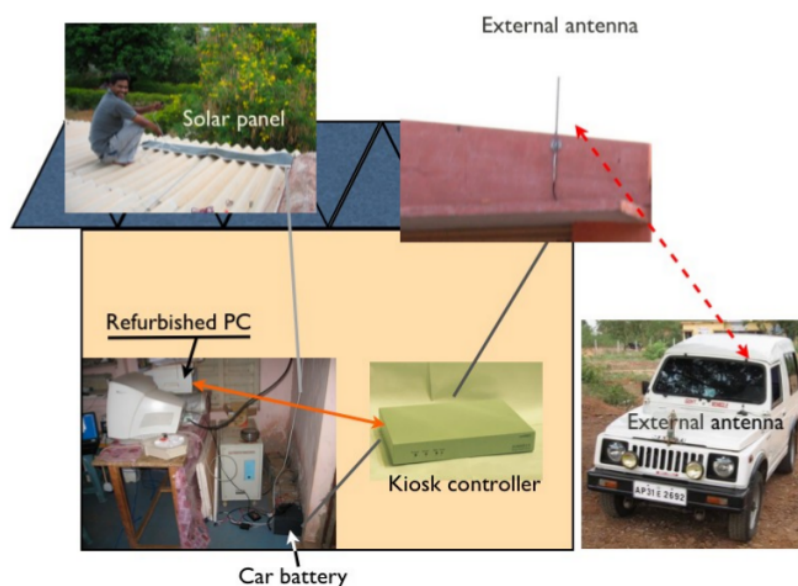


Figura 2.5: Visão geral do KioskNet [21].

banda, certificando-se de que a mesma informação não seja enviada mais de uma vez para o servidor de destino. A Figura 2.5, ilustra a visão geral do projeto KioskNet.

2.4.1.2 DakNet

O projeto DakNet [40, 22, 10] toma como vantagem as infraestruturas de comunicação e transporte disponíveis para prover acesso à Internet para vilas remotas que possuem carência de infraestrutura de comunicação digital. Através de pontos de acesso móveis (*MAPs - Mobile Access Points*), que podem estar localizados em ônibus, motocicletas ou até mesmo bicicletas, o projeto DakNet transporta dados entre quiosques equipados com comunicação sem fio e locais com acesso à Internet. A operação do DakNet é dividida em duas etapas:

1. Assim que um veículo equipado com um MAP entra no raio de alcance de um quiosque, ele envia e recebe arquivos desse quiosque;
2. Quando um MAP entra no raio de transmissão de um ponto de acesso à Internet, ele automaticamente sincroniza os dados de todos os quiosques rurais usando a Internet.

Esses passos são repetidos por todos os veículos que carregam um MAP, criando uma rede sem-fio de baixo custo.

A Figura 2.6 ilustra o projeto *Motoman* implantado em Camboja. Esse projeto utiliza motocicletas para fornecer acesso à Internet para escolas, utilizando a arquitetura da rede



(a) Hospital com principal ponto de acesso à Internet. (b) Motocicleta utilizada como MAP. (c) Carro de boi utilizado como MAP.

Figura 2.6: Projeto *Motoman* em Camboja (adaptada de [40]).

DakNet. Um dos *hubs* de acesso à Internet é um hospital, apresentado na Figura 2.6(a). Como o país possui locais de difícil acesso, motocicletas e até mesmo carros de boi são utilizados como MAPs, como ilustrado respectivamente nas Figuras 2.6(b) e 2.6(c). Chea *et al.* [10] exploram os benefícios da utilização desse meio assíncrono de acesso à Internet.

2.4.2 Monitoramento Ambiental

A utilização de redes para o monitoramento ambiental pode ser caracterizada principalmente pela falta de infraestrutura. Portanto, é viável a aplicabilidade de uma DTN nesses cenários. Os trabalhos de monitoramento ambiental compreendem trabalhos que abordam a utilização de DTNs na monitoração do hábito de animais selvagens, que visam auxiliar no monitoramento da água, ar, entre outros. Alguns exemplos são descritos a seguir.

2.4.2.1 ZebraNet

No projeto ZebraNet [29], colares contendo nós sensores sem fio são colocados em zebras, como ilustrado na Figura 2.7. Periodicamente, informações sobre a localização dos animais são coletadas. Essas informações são obtidas através de um aparelho de Sistema de Posicionamento Global (*Global Positioning System* - GPS) e armazenadas em memória *flash* para que possam ser enviadas para uma estação base. A estação base corresponde a um carro guiado pelos pesquisadores, logo, sua disponibilidade é esporádica. Como nem todos os nós podem estar no raio de alcance da estação base, os colares também podem trocar informações entre si, de modo que possibilite que uma maior quantidade de informação chegue à estação base. Portanto, a rede ZebraNet baseia-se em contatos oportunistas.



Figura 2.7: Uma zebra do projeto ZebraNet equipada com sensores.

2.4.2.2 TurtleNet

No projeto TurtleNet [50, 57], dispositivos consistindo de painel solar, sensores e bateria são implantados em 17 tartarugas. Durante a operação, os dispositivos armazenam periodicamente os contatos entre nós vizinhos, coordenadas do GPS, nível da bateria, energia solar colhida, temperatura e energia consumida pelo nó. A Figura 2.8 ilustra uma das tartarugas do projeto TurtleNet já equipada com o dispositivo de sensoriamento. A rede TurtleNet é outro exemplo de rede baseada em contatos oportunistas, visto que os contatos entre as tartarugas não podem ser previstos.

2.4.2.3 SeNDT

O projeto Sensor Networking with Delay Tolerance (SeNDT) [46] tem como objetivo auxiliar as autoridades e Organizações Não Governamentais (ONGs) no monitoramento da qualidade da água de lagos e da poluição sonora em rodovias. A Figura 2.9 mostra um dos sensores utilizados no projeto SeNDT para monitoração da qualidade da água de um lago. Os contatos entre nós do projeto SeNDT podem ser classificados como contatos oportunistas.



Figura 2.8: Uma tartaruga equipada com o sensor do projeto TurtleNet [57].



Figura 2.9: Sensor utilizado no projeto SeNDT [46].

2.4.3 Outras Aplicações

Diversas outras aplicações estão sendo exploradas através do uso de redes oportunistas ou redes tolerantes a atrasos e desconexões. Whitbeck *et al.* [61] utilizam redes oportunistas para diminuir o tráfego na rede infraestruturada sem fio. Através de simulações utilizando como cenário um conjunto de dados da mobilidade dos veículos na cidade de Bolonha, Itália, os autores mostraram que é possível aliviar cerca de 90% do tráfego na rede infraestruturada alcançando 100% da taxa de entrega.

Balasubramanian *et al.* [2] aproveitam a característica de algumas aplicações que têm tolerância a atraso, tais como e-mail e transferência de arquivos, e utilizam Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões para oportunistamente descarregar esses dados em

hotspots WiFi, aumentando a capacidade da rede 3G. De modo similar, Lee *et al.* [33] fazem um estudo quantitativo do descarregamento de dados da rede 3G através de redes *WiFi*. Neste estudo, os autores coletam estatísticas da conectividade *WiFi* e usam os registros para simular a eficiência do descarregamento de dados da rede 3G utilizando redes *WiFi*.

De um modo mais geral, Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões ou redes oportunistas podem utilizar a mobilidade dos usuários para aumentar a capacidade de redes *ad hoc* [20].

Além das aplicações mencionadas, é plausível citar inúmeros outros projetos que utilizam a arquitetura de Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões, tais como Diesel-Net [56, 4], Internet Interplanetária [5], PodNet [15, 34], D-Book [11] e até a utilização da rede social *Twitter* [23, 55].

2.4.4 Roteamento em DTNs

O roteamento em DTNs é um grande desafio, principalmente quando o comportamento da rede é aleatório ou desconhecido [27, 62, 28, 6]. Neste contexto, diversas métricas e protocolos de roteamento foram propostos para as DTNs. Estes protocolos utilizam entre outras métricas, o histórico de contatos [35, 14, 4] e métricas sociais [25, 12, 13, 3]. Quanto à quantidade de cópias, esta pode ser limitada como no trabalho de Spyropoulos *et al.* [52], controlada como no trabalho de Lindgren *et al.* [35] ou não controlada como no trabalho de Vahdat e Becker [58].

Para aumentar a probabilidade de uma mensagem chegar ao destino, é comum em DTNs que várias réplicas de cada mensagem sejam disseminadas na rede. Neste contexto, Balasubramanian *et al.* [1] classificam os protocolos de roteamento em dois diferentes grupos: os baseados em replicação de mensagens e os baseados em encaminhamento de mensagens. Os protocolos baseados em replicação replicam as mensagens na tentativa de encontrar um caminho até o destino. No entanto, a replicação não controlada pode consumir de maneira rápida os recursos da rede, como largura de banda e espaço de armazenamento. Para minimizar esse problema, alguns protocolos tentam diminuir a quantidade de réplicas de várias maneiras diferentes, como por exemplo, utilizando o histórico de contatos [35, 14, 4], removendo mensagens já entregues [4, 14], diminuindo a probabilidade de replicação [36], entre outras.

Em contraste com a abordagem de replicação das mensagens, os protocolos baseados

em encaminhamento da mensagens mantém no máximo uma cópia de cada mensagem na rede [27, 28, 51]. Diversas abordagens são utilizadas para o encaminhamento de mensagens nestes protocolos. As mensagens podem ser encaminhadas somente para o destino [51], para o primeiro nó com qual é feito contato [27], ou até de forma aleatória.

Ambos os protocolos utilizados na validação das propostas deste trabalho são protocolos de replicação de mensagens. Estes protocolos são apresentados a seguir.

2.4.4.1 Protocolo Epidêmico

O roteamento epidêmico [58] é em essência um protocolo baseado na inundação de mensagens e uma das primeiras propostas de protocolos para DTNs. Nesse protocolo, dois nós trocam o maior número de mensagens que eles não têm em comum toda vez em que se encontram. O número de mensagens trocadas é dado pelo tempo de contato entre os nós. Desse modo, as mensagens são espalhadas entre os nós, o que aumenta a probabilidade dessas mensagens chegarem ao nó de destino. Com tamanho de *buffer* e capacidade de transmissão limitada, o protocolo epidêmico pode exaurir os recursos da rede, o que acarreta descarte de mensagens e retransmissões. Isso resultam em baixa eficiência da rede, em termos da taxa de entrega e sobrecarga de mensagens.

A Figura 2.10 ilustra um exemplo do roteamento epidêmico de mensagens. Nela, os círculos da cor cinza representam nós que possuem uma réplica da mensagem, assim como os círculos na cor branca ilustram nós que não possuem uma réplica da mensagem em questão. As setas que partem de um nó representam a movimentação desse nó. Observa-se que a mensagem é gerada no nó F no instante 07:00 e entregue ao nó D no instante 10:00 através da replicação feita pelo nó F e pelos nós intermediários.

2.4.4.2 Protocolo PRoPHET

O protocolo PRoPHET [35] (*Probabilistic Routing Protocol using History of Encounters and Transitivity*) baseia-se no histórico dos contatos para calcular a probabilidade de um novo encontro entre dois nós. Para tanto, uma métrica chamada previsibilidade de entrega (*delivery predictability*), $P_{(a,b)} \in [0,1]$, é estabelecida em cada nó a , para cada nó destino conhecido b . Essa métrica indica a probabilidade de um nó entregar uma mensagem para o destino. Assim, quando dois nós se encontram, eles trocam vetores de resumo, que contêm as mensagens que cada nó possui, junto com a métrica de previsibilidade de entrega para cada destino. Então, essa informação é utilizada para decidir quais

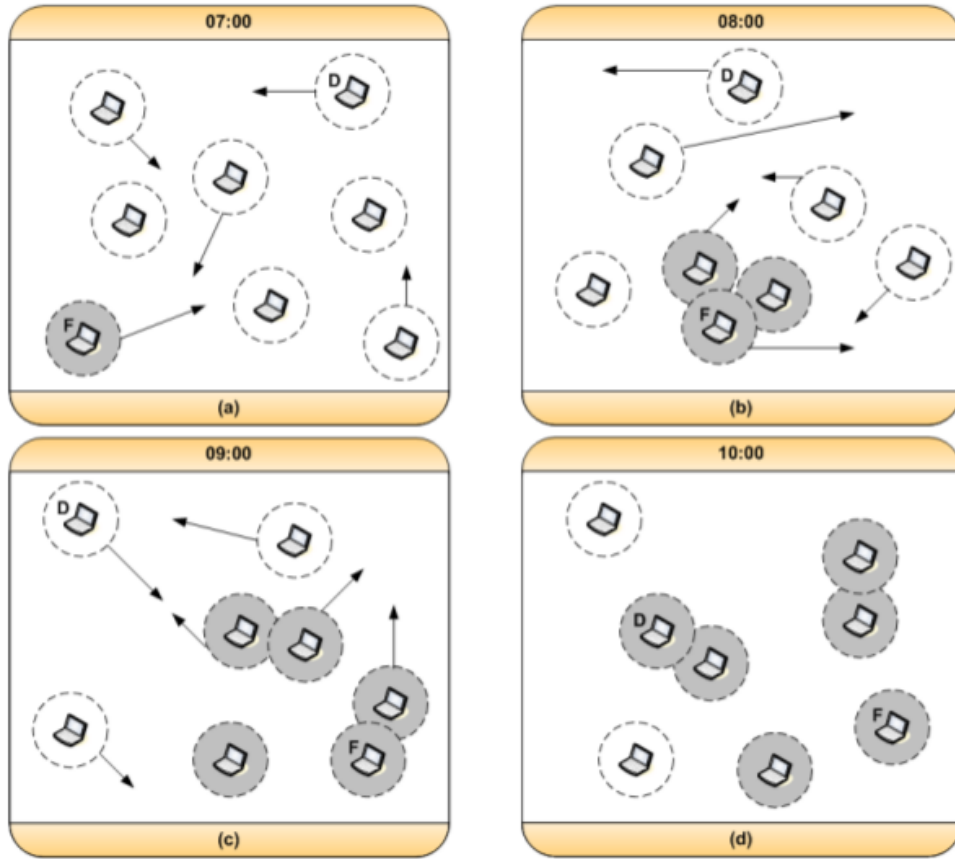


Figura 2.10: Um exemplo de roteamento epipêmico [39].

mensagens requisitar para o outro nó.

O cálculo da previsibilidade no protocolo P_{Ro}PHET é composto por três etapas. A primeira etapa consiste em atualizar a métrica toda vez que um nó é encontrado. Esse cálculo é mostrado na Equação 2.1, onde $P_{init} \in [0, 1]$ é uma constante de inicialização.

$$P_{(a,b)} = P_{(a,b)old} + (1 - P_{(a,b)old} \times P_{init}) \quad (2.1)$$

Se um par de nós fica um grande período de tempo sem se encontrar, então, é menos provável que eles entreguem mensagens um para o outro. Logo, a métrica de previsibilidade de entrega deve ter algum tipo de envelhecimento. Para isso, a Equação 2.2, denominada equação de envelhecimento, é aplicada. Nesta Equação, $\gamma \in [0, 1)$ é uma constante de envelhecimento e k é a quantidade de unidades de tempo que passou desde a última vez que a equação de envelhecimento 2.2 foi aplicada a métrica.

$$P_{(a,b)} = P_{(a,b)old} \times \gamma^k \quad (2.2)$$

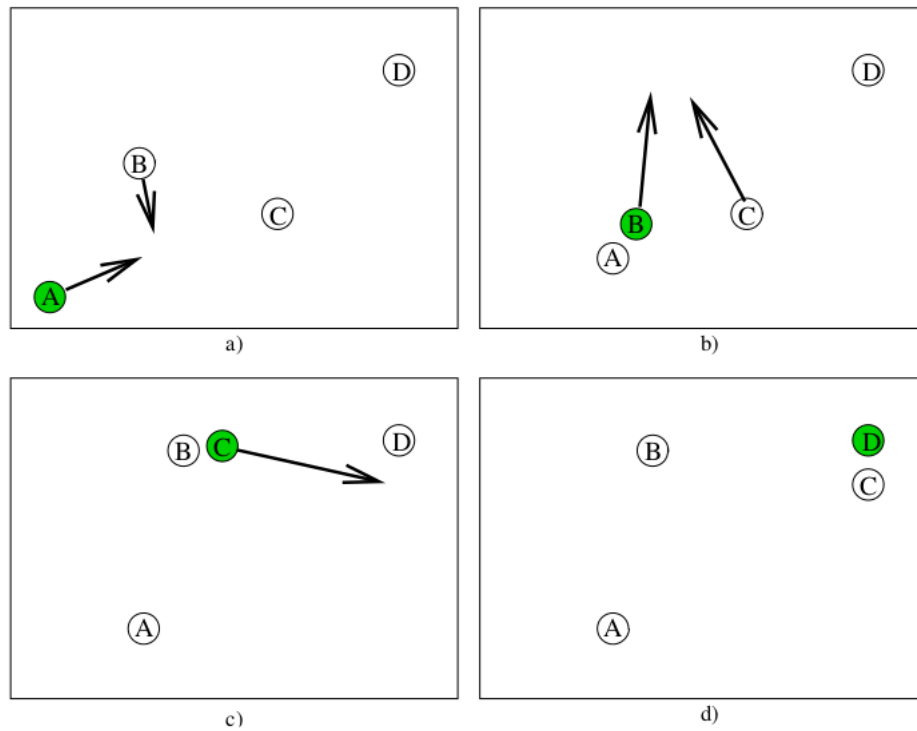


Figura 2.11: Propriedade de transitividade na comunicação [35].

$$P_{(a,c)} = P_{(a,c)old} + (1 - P_{(a,c)old}) \times P_{(a,b)} \times P_{(b,c)} \times \beta \quad (2.3)$$

A métrica de previsibilidade de entrega tem também uma propriedade de transitividade, baseada na observação ilustrada na Figura 2.11. Se um determinado nó A encontra frequentemente um nó B , que também encontra frequentemente outro nó C , então é provável que o nó A seja uma boa alternativa para encaminhar mensagens destinadas ao nó C . Ainda na Figura 2.11 é possível observar que o nó A pode entregar uma mensagem transitivamente para o nó D através dos nós B e D . A Equação 2.3 mostra como a transitividade afeta a métrica de previsibilidade de entrega. Nela, a constante $\beta \in [0, 1]$ é determina quão grande deve ser o impacto da transitividade na métrica de previsibilidade de entrega.

Capítulo 3

Políticas de Gerenciamento de Buffer e de Encaminhamento de Mensagens

Protocolos de replicação para DTNs utilizam réplicas das mensagens com o objetivo de aumentar a taxa de entrega das mesmas. A replicação, somada ao paradigma armazena-carrega-e-encaminha, onde os nós são dotados de *buffers* e podem armazenar as mensagens por períodos de tempo indeterminados, pode levar à sobrecarga dos *buffers* dos nós. Quando ocorre a sobrecarga do *buffer* de um nó, é necessário que uma política de gerenciamento de *buffer* seja acionada. Uma política de gerenciamento de *buffer* define qual mensagem descartar se o *buffer* de um nó está cheio quando uma nova mensagem deve ser armazenada. Existem várias políticas de gerenciamento de *buffer* propostas na literatura para redes DTN, que se diferenciam pelas estratégias adotadas para o descarte de mensagens. Por sua vez, quando dois nós fazem contato, a política de encaminhamento decide quais mensagens serão trocadas e em qual ordem elas serão enviadas. Entretanto, um determinado nó não necessariamente transmite todas as mensagens que deseja encaminhar em virtude da largura de banda ser finita, de pequenos tempos de contato e variações do ambiente de transmissão sem-fio. Logo, a ordem em que as mensagens serão enviadas tem impacto sobre o desempenho da rede.

3.1 Estado da Arte sobre Políticas de Gerenciamento de *Buffer*

Krifa *et al.* propõem uma política de gerenciamento de *buffer* ótima, chamada GBD (*Global Knowledge based Drop*) [32]. Essa política utiliza informações globais sobre a rede e tem como objetivo maximizar a taxa de entrega ou minimizar a média do atraso

de entrega de mensagens. Entretanto, como o conhecimento global da rede é necessário, a política GBD é difícil de ser implementada na prática, principalmente porque as redes DTNs são caracterizadas em muitos cenários pela aleatoriedade dos contatos. Um algoritmo local que utiliza informações estatísticas para tentar estimar o estado global da rede também é proposto. Porém, o cálculo dessa estimativa supera em complexidade grande parte das políticas de gerenciamento de *buffer* propostas, que possuem heurísticas mais simples.

Entre as políticas que utilizam heurísticas simples estão a FIFO (*First In First Out*) e a aleatória. Na política FIFO, a mensagem que está há mais tempo armazenada no *buffer* é a primeira a ser descartada pelo nó. Na política aleatória, um nó sorteia qual mensagem deve ser descartada, sem considerar o tempo em que ela está no *buffer* ou qualquer outra informação sobre ela. Devido à simplicidade, as políticas FIFO e aleatória são de fácil implementação, entretanto podem resultar em baixo desempenho. Tais políticas podem descartar mensagens que ainda não foram difundidas pelos nós da rede, visto que não utilizam informações sobre a replicação das mensagens.

Lindgren e Phanse propõem a política MOFO (*Most Forwarded*) que visa aumentar a eficiência da difusão das mensagens na rede [36]. A MOFO requer que o agente de roteamento mantenha o controle de quantas vezes cada mensagem foi encaminhada por um nó. Quando acionada, a política descarta a mensagem encaminhada o maior número de vezes pelo nó. O descarte das mensagens que foram encaminhadas mais vezes aumenta a probabilidade das mensagens menos encaminhadas serem difundidas, uma vez que elas são armazenadas por mais tempo por um nó. Ao optar pelo cálculo local da quantidade de réplicas, a política MOFO não captura a quantidade de réplicas difundidas na rede, podendo descartar mensagens ainda pouco difundidas. Os autores também introduzem a política LEPR (*Less Probable*) na qual um nó descarta de seu *buffer* a mensagem cujo destino é aquele para o qual possui menor probabilidade de contato. Assim a política LEPR busca descartar as mensagens com menor probabilidade de entrega. A utilização dessa política é restrita a protocolos que fazem alguma estimativa da probabilidade de contato entre os nós. A utilização da política LEPR pode levar ao descarte de várias mensagens na fonte. Esse problema será detalhado na Seção 3.2.1.

3.2 Políticas de Gerenciamento de *Buffer* Propostas

As políticas de gerenciamento de *buffer* propostas neste trabalho, chamadas de LPS (*Less Probable Sprayed*) e LRF (*Least-Recently Forwarded*) [38, 37], são baseadas em heurísticas simples. A política LPS explora uma característica particular dos protocolos que estimam a probabilidade de encontrar outros nós da rede. A política LRF utiliza uma informação sobre o encaminhamento das mensagens e pode ser utilizada com qualquer protocolo de roteamento para redes DTN.

3.2.1 *Less Probable Sprayed* - LPS

O objetivo da política LPS é descartar mensagens com menor probabilidade de entrega, desde que essas mensagens já tenham se espalhado pela rede. Com a LPS, um nó descarta de seu *buffer* a mensagem com a menor probabilidade de entrega somente se um determinado número de réplicas foi anteriormente disseminado na rede. Esse número mínimo de réplicas espalhadas é dado pelo limiar de espalhamento α , que é um parâmetro configurável de acordo com características da rede. O número de réplicas de uma mensagem é estimado através de um contador adicionado ao cabeçalho das mensagens. Esse contador é incrementado por um nó toda vez que a mensagem é replicada e tem seu valor mantido a cada encaminhamento da mensagem. Se nenhuma das mensagens armazenadas no *buffer* atingiu o limiar de espalhamento α e é necessário descartar uma mensagem, a política LPS descarta utilizando a política FIFO.

O limiar de espalhamento da política LPS tem como objetivo solucionar o problema do descarte prematuro de mensagens. Esse problema é observado na política LEPR que, assim como a LPS, descarta mensagens com menor probabilidade de entrega. Verifica-se que com a LEPR, uma grande quantidade de mensagens é descartada na fonte [36]. Isso se deve ao fato de mensagens terem baixa probabilidade de entrega na região de sua geração, ou seja, um nó pode gerar uma mensagem para outro nó cuja probabilidade de encontro é baixa. A política LPS, assim como a LEPR, requer o cálculo da probabilidade de entrega de mensagens, por isso, deve ser utilizada em conjunto com protocolos de roteamento que estimam essa probabilidade, como os protocolos PRoPHET [35], NECTAR [14] e MaxProp [4].

3.2.2 *Least-Recently Forwarded* - LRF

A política LRF visa descartar mensagens que já foram disseminadas na rede e que já atingiram todos ou um grande número dos nós, cujo nó detentor da mensagem entra em contato frequentemente. Para tanto, com a LRF, um nó descarta primeiramente de seu *buffer* a mensagem que está há mais tempo sem ser encaminhada. Para garantir o espalhamento inicial das mensagens, a LRF evita descartar mensagens que ainda não foram encaminhadas pelos nós. Porém, se nenhuma das mensagens armazenadas no *buffer* do nó foi previamente encaminhada por ele, a LRF descarta a mensagem que está há mais tempo no *buffer*, assim como faz a política FIFO.

A LRF explora o fato de que usuário reais não se movem de maneira totalmente aleatória. Eles, em geral, seguem uma trajetória previsível, de acordo com padrões de comportamento, como, por exemplo, ônibus de uma determinada linha que passam pelos mesmos pontos, alunos que frequentam diariamente o mesmo *campus*, entre outros. Nesse sentido, um nó que visitou um determinado lugar várias vezes provavelmente tornará a visitar esse lugar no futuro. Logo, quanto maior a quantidade de tempo que um nó carrega uma mensagem, maior é a probabilidade dessa mensagem ter sido encaminhada para os nós com os quais o detentor da mensagem tem contato [42].

Para implementar a política LRF, é necessário que o agente de roteamento mantenha uma fila ordenada pela sequência de encaminhamento das mensagens. Para tanto, sempre que uma mensagem é encaminhada, ela é retirada de sua posição atual na fila e é reposicionada no fim da fila, assumindo que não há transferência de custódia da mensagem. Outra forma de implementar a LRF, é adicionando-se aos cabeçalhos das mensagens um campo com o horário do último encaminhamento. Assim, quando for necessário descartar uma mensagem, procura-se a mensagem cujo campo de horário de encaminhamento seja mais antigo. Ao contrário da LPS, a política LRF não exige o uso de protocolos de roteamento que calculam a probabilidade de entrega de mensagens. Assim, a LRF pode ser utilizada com qualquer protocolo de roteamento para redes DTN, independentemente da forma como eles disseminam as mensagens pela rede.

3.3 Estado da Arte sobre Políticas de Encaminhamento

Lindgren e Phanse propõem diversas políticas de encaminhamento nomeadas GRTR, GRTRSort, GRTRMax e COIN [36]. Outras políticas de encaminhamento de mensagens são propostas por Ip *et al.* [26] e Soares *et al.* [48, 49]. Estas políticas são brevemente

descritas a seguir.

Na política GRTR, quando dois nós se encontram, uma mensagem será encaminhada de um determinado nó A para um determinado nó B , somente se a probabilidade de entrega da mensagem para o destino for maior no nó B .

A política GRTRSort encaminhará as mesmas mensagens que a política GRTR, porém, em ordem diferente. Na GRTRSort, as mensagens são ordenadas de forma que primeiro serão encaminhadas as mensagens com maior diferença de probabilidade de entrega entre os dois nós.

A política GRTRMax também é semelhante a política GRTR, diferenciando-se também na ordem em que as mensagens são encaminhadas. Nela, o nó tentará enviar primeiro as mensagens cujo nó receptor tem maior probabilidade de entrega ao destino.

Na política de encaminhamento COIN, quando ocorre uma oportunidade de encaminhamento de mensagem entre dois nós, uma determinada mensagem tem 50% de chance de ser encaminhada. Na política COIN, é feita uma analogia ao lançamento de uma moeda, que determina se uma mensagem deve ser encaminhada ou não.

Como utilizam a probabilidade de entrega de mensagens em suas heurísticas, as políticas GRTR, GRTRSort e GRTRMax só podem ser implementadas em protocolos que fazem algum previsão dessa probabilidade, assim como os protocolos PRoPHET [35], NECTAR [14] e MaxProp [4].

Uma política de encaminhamento denominado *Round Robin Forwarding Scheduling* (RRFS) é proposta por Ip *et al.* [26]. Na RRFS, cada mensagem m mantém uma estimativa do número total de réplicas na rede $n(m)$. Essa estimativa é implementada através de um contador global armazenado em seus cabeçalhos. Esse contador é incrementado por um nó toda vez que a mensagem é replicada. Durante um contato, as mensagens são encaminhadas em ordem crescente de $n(m)$. Com o RRFS, quando ocorre o transbordamento do *buffer* dos nós, as mensagens são descartadas de maneira aleatória. Porém, descartar as mensagens de maneira aleatória pode diminuir o desempenho da rede [36, 38]. Além disso, os autores não analisam o impacto do uso de diferentes políticas de encaminhamento.

Soares *et al.*, utilizam uma política de encaminhamento, chamada de *Round Robin* (RR) [48]. A política RR é utilizada em um sistema com mensagens de diferentes classes de prioridade. Essa política serve as classes de prioridade de um modo circular, resultando em uma taxa de entrega aproximadamente igual para as diferentes classes de prioridade.

Outras políticas de encaminhamento são propostas para serem utilizadas com mensagens com classes de prioridade, o que está fora do escopo deste trabalho. Em um trabalho posterior, os autores fazem a análise de políticas de descarte e encaminhamento [49]. Entre as políticas propostas, destaca-se a política *Replicated Copies Ascending Order* (RC ASC). Essa política utiliza como critério de escalonamento a propriedade número de cópias (L) do protocolo *Spray and Wait*. Dessa forma, quando ocorre o contato entre dois nós, as mensagens que foram menos replicadas são primeiramente encaminhadas. No entanto, os autores o fazem com um modelo de movimentação sintético para redes veiculares, utilizando o mapa da cidade de Helsinki. Além disso, nas simulações, cada nó possui um tamanho de *buffer* fixo de 25 MB e uma análise do impacto da variação do tamanho do *buffer* não foi realizada.

O protocolo *Resource Allocation Protocol for Intentional DTN* (RAPID) [1] encaminha suas mensagens de acordo com uma de três métricas definidas por ele: minimizar o atraso médio, minimizar o atraso máximo e minimizar o número de mensagens que não chegam dentro do prazo (*deadline*). Para tal, é necessária que seja feita uma estimativa do atraso esperado para as duas primeiras métricas e a estimativa das mensagens chegarem no prazo para a última métrica. Tais estimativas não são triviais, mesmo que se tenha uma visão global precisa do estado atual da rede.

Entre as políticas que utilizam heurísticas simples estão a FIFO (*First In First Out*) e a Aleatória. Na política FIFO, o nó tentará transmitir todas as mensagens, ordenadas pelo tempo que estão armazenadas no *buffer*. Na política Aleatória, o nó sorteia qual mensagem deve ser encaminhada, sem considerar o tempo em que ela está no *buffer* ou qualquer outra informação sobre ela. Devido à simplicidade, as políticas FIFO e Aleatória são de fácil implementação, entretanto podem resultar em baixo desempenho [36, 49]. Tais políticas podem encaminhar mensagens que já foram suficientemente difundidas na rede, preterindo o envio de mensagens que ainda não foram encaminhadas.

3.4 Round Robin Forwarding Scheduling with Least Recently Forwarded Drop

Este trabalho propõe uma política de encaminhamento de mensagens que combina a política de encaminhamento RRFS, apresentada na Seção 3.3 com a política de gerenciamento de *buffer* LRF apresentada na Seção 3.2.2. Esta política é chamada de *Round Robin Forwarding Scheduling with Least Recently Forwarded Drop* (RR-LRF). O objetivo

da política de encaminhamento RR-LRF é aumentar a eficiência da rede com relação à taxa de entrega de mensagens, ao atraso de entrega de mensagens e à sobrecarga de mensagens, distribuindo a replicação das mensagens na rede, através do encaminhamento circular das mensagens. Além disso, quando ocorre o transbordamento dos *buffers* dos nós, esse mecanismo descarta mensagens utilizando a política de gerenciamento de *buffer* LRF proposta também neste trabalho [37, 38]. A política LRF foi escolhida por ter um melhor desempenho que as demais, como será discutido na Seção 4.4. Além disso, essa política é de simples implementação e pode ser implantada em qualquer protocolo de roteamento.

A implementação do mecanismo RR-LRF é feita através de um contador global n mantido no cabeçalho de cada mensagem. Tal contador é incrementado por um nó toda vez que a mensagem é replicada. Quando há uma oportunidade de encaminhamento entre dois nós, as mensagens são encaminhadas em ordem crescente de n .

Capítulo 4

Resultados

Para avaliação das propostas, estas foram implementadas em dois protocolos de roteamento para redes DTN. Além disso, utiliza-se três conjuntos reais de mobilidade, resultando em um total de seis cenários diferentes. Através de três diferentes métricas, as propostas são avaliadas e têm seus desempenhos comparados com outras políticas da literatura.

4.1 Conjuntos de Dados e Roteamento

Três conjuntos diferentes de dados, referenciados neste trabalho como Rollernet, Cambridge e Infocom06, são usados para avaliar as políticas propostas e compará-las com outras políticas encontradas na literatura. Todos os três conjuntos foram coletados por seus respectivos autores através da distribuição de dispositivos registradores de contatos, chamados Intel iMotes¹, para um dado número de participantes. Cada vez que um iMote descobre um novo iMote vizinho, ele armazena o tempo, a duração do encontro e a identificação do vizinho encontrado. A Figura 4.1 mostra um dispositivo iMote conectado a uma bateria.

Os três experimentos também registraram os contatos entre iMotes e outros dispositivos com rádio Bluetooth ativado, como celulares. Porém, somente os contatos entre os iMotes foram considerados nas simulações deste trabalho.

¹Os iMotes são pequenos sensores equipados com um processador ARM7 e com alguma capacidade de armazenamento e rádio Bluetooth.

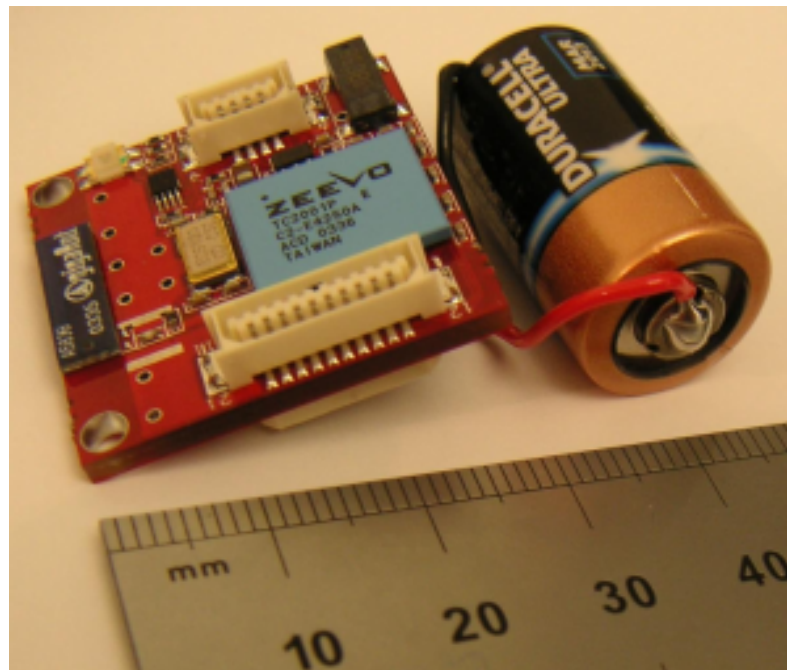


Figura 4.1: Um iMote conectado a uma bateria [24].



Figura 4.2: Encontro de patinadores em Paris.

4.1.1 Rollernet

O conjunto de dados Rollernet [54] é o resultado de um experimento no qual foram distribuídos 62 iMotes para voluntários participantes de um circuito de patinação, que acontece regularmente em Paris. Os voluntários podem ser divididos em participantes do evento, membros da equipe organizadora do evento e membros das associações de patinadores. Durante a coleta de dados do conjunto Rollernet, os dispositivos iMotes procuravam por outros dispositivos a cada 15 segundos e a duração do intervalo de coleta é de aproximadamente 3 horas. A Figura 4.2 ilustra o encontro de patinadores em uma tarde de domingo em Paris.

Os autores fizeram algumas medidas para caracterizar a rede formada pela distribuição dos dispositivos sensores como grau médio de conectividade dos nós, o número de componentes conectados e o tamanho do maior componente conectado. O grau de conectividade de um nó é dado pela quantidade de nós que este nó entra em contato em um determinado intervalo de tempo δ . Para o Rollernet, o grau médio de conectividade dos nós varia entre 17,1 e 50,2. Com relação ao número de componentes conectados, este parâmetro varia de 1 a 6 componentes. O tamanho do maior componente varia entre 19 e 62. Os autores também observam que as medidas sofrem de oscilações cíclicas, como por exemplo, o grau de conectividade médio dos nós é baixo quando os participantes estão patinando e alto quando eles estão parados porque os participantes tendem a se agrupar. Este efeito cíclico é nomeado pelos autores como Fênomeno Acordeão (*Accordion Phenomenon*).

4.1.2 Cambridge

O conjunto de dados Cambridge [43] foi extraído pelo projeto Hagggle² na Universidade de Cambridge em 2005. Foram distribuídos 19 dispositivos entre os estudantes de graduação e 12 foram utilizados para produzir o conjunto de dados que abrange aproximadamente 5 dias de coleta.

4.1.3 Infocom 2006 Dataset

Os dados do conjunto Infocom06 [44] também foram coletados pelo projeto Hagggle. Esse conjunto foi registrado durante a conferência Infocom em abril de 2006 em Barcelona, Espanha. Durante a coleta de dados do conjunto Infocom, os iMotes procuravam por outros dispositivos a cada 120 segundos. Entre voluntários carregando os dispositivos e dispositivos estáticos espalhados pelo local da conferência, foram coletadas informações de contatos entre 98 dispositivos por aproximadamente 4 dias. Os dispositivos estáticos possuem um raio de transmissão de aproximadamente 100 metros, enquanto que os dispositivos que foram distribuídos entre os participantes possuem um alcance de aproximadamente 30 metros.

²Disponível em <http://www.hagggleproject.org>

Tabela 4.1: Parâmetros das simulações e características dos cenários.

Parâmetros/Conjuntos	Rollernet	Infocom06	Cambridge
Dispositivo	iMote	iMote	iMote
Rádio	Bluetooth	Bluetooth	Bluetooth
Duração (\approx)	3 horas	4 dias	5 dias
Número de dispositivos	62	98	12
Número de mensagens	500	5000	5000
Tamanho das mensagens (MB)	1	1	1
Limiar de espalhamento α	5	5	5
TTL	∞	∞	∞
Contatos por hora	5.704,69	796,21	19,92

4.2 Ambiente de Simulação

As políticas de gerenciamento de *buffer* e encaminhamento de mensagens avaliadas neste trabalho, tanto as propostas quanto as encontradas na literatura, foram implementadas no The ONE (*Opportunistic Network Environment*) [31, 30], que é um simulador projetado para validar protocolos de roteamento e aplicações em redes DTN. Este simulador é amplamente utilizado em pesquisas sobre DTNs [48, 49, 53, 60, 41].

As configurações das simulações e as características dos conjuntos de dados estão resumidas na Tabela 4.1. Para os conjuntos de dados Cambridge e Infocom06, são geradas 5000 mensagens durante cada rodada de simulação, desde o início de uma rodada até 12 horas antes do final dessa rodada. Para o conjunto Rollernet, por ter duração da ordem de poucas horas, 500 mensagens são geradas durante as duas primeiras horas de simulação. O período de inatividade na geração de mensagens tem como objetivo diminuir a quantidade de mensagens que não chegam ao destino devido ao encerramento abrupto da simulação. O tamanho configurado para as mensagens é de 1,0 MB, visto que redes DTN trabalham com agregados que podem conter várias mensagens. A quantidade média de contatos por hora para os cenários Rollernet, Infocom06 e Cambridge é de respectivamente, 5.704,69, 796,21 e 19,92 contatos por hora.

Com o objetivo de avaliar o desempenho das políticas de gerenciamento de *buffer* isoladamente e evitar qualquer efeito que a configuração inadequada do tempo de vida da mensagem possa causar nos resultados, as mensagens nunca expiram durante nossas simulações. O limiar de espalhamento α utilizado na política de gerenciamento de *buffer* LPS pode ser configurado de acordo com as características da rede. Neste trabalho o valor de α é fixado como 5 para os três conjuntos de dados avaliados. Este valor foi escolhido arbitrariamente para efeito de avaliação inicial.

4.3 Métricas para Avaliação

Neste trabalho, três diferentes métricas são utilizadas para validação das políticas de descarte de mensagens e da política de encaminhamento de mensagens proposta. As métricas escolhidas foram a taxa de entrega de mensagens, o atraso de entrega de mensagens e a sobrecarga de mensagens. A seguir, essas métricas são definidas:

- **Taxa de Entrega:** A taxa de entrega é definida como o percentual de mensagens criadas por todos os nós que chegaram ao destino durante o intervalo de tempo da simulação. Sendo a taxa de entrega representada por t_e , a quantidade de mensagens criadas representada por m e a quantidade de mensagens que chegaram ao destino representada por m_e , a taxa de entrega é calculada da seguinte maneira: $t_e = \frac{m_e \times 100}{m}$;
- **Atraso de Entrega:** O atraso de entrega das mensagens foi avaliado de duas maneiras distintas. O atraso de entrega médio das mensagens, ou seja, a média de tempo entre a criação e a entrega das mensagens. Além disso, também foi utilizada uma função de distribuição do percentual de mensagens em razão do tempo;
- **Sobrecarga:** A sobrecarga S é calculada pela razão entre a diferença do número de mensagens retransmitidas m_t e mensagens entregues m_e e o número de mensagens entregues m_e , ou seja, $S = \frac{m_t - m_e}{m_e}$. Essa relação expressa a quantidade de mensagens adicionais que foram transmitidas para cada mensagem que chegou ao destino. Nos protocolos avaliados nesse trabalho, essa relação também indica a quantidade de réplicas criadas para cada mensagem entregue.

4.4 Avaliação das Políticas de Descarte

As políticas propostas LPS e LRF são comparadas através de simulações com outras quatro políticas de gerenciamento de *buffer* encontradas na literatura e descritas na Seção 3.1: FIFO, aleatória, MOFO e LEPR. Para avaliar as políticas, utilizam-se as três métricas de desempenho: taxa de entrega, sobrecarga e atraso - definidas na Seção 4.3. Os resultados apresentados foram obtidos através da média de dez rodadas de simulação distintas. Para todos os pontos das curvas apresentadas, calcula-se um intervalo de confiança para um nível de confiabilidade de 95%, representado por barras verticais.

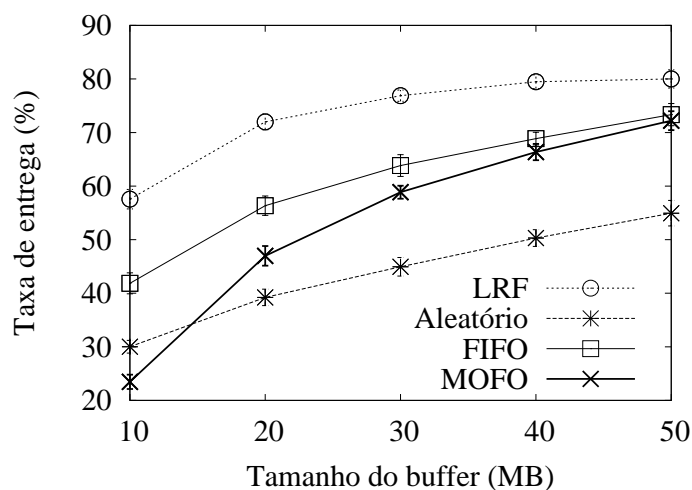
4.4.1 Taxa de Entrega

A taxa de entrega para todas as políticas é comparada para os três conjuntos de dados reais apresentados na Seção 4.1.

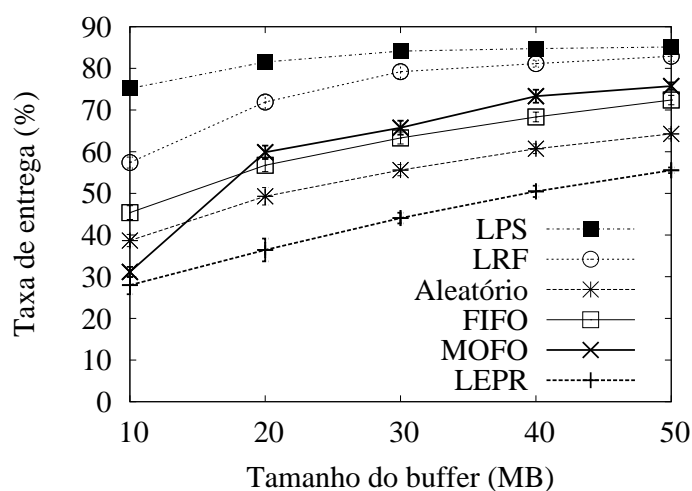
A Figura 4.3 mostra a taxa de entrega em função do tamanho do *buffer* dos nós para os protocolos de roteamento epidêmico e P_{Ro}PHET, no cenário Rollernet. O tamanho do *buffer* variando entre 10 e 50 MB. Para os dois protocolos e todas as políticas, o comportamento é semelhante: quanto maior o tamanho do *buffer*, maior a taxa de entrega. Isso ocorre, pois os nós carregam mais mensagens e aumentam a probabilidade da troca de mensagens a cada contato. Na Figura 4.3(a) é possível observar que, para o protocolo epidêmico, a política de gerenciamento LRF proporciona taxa de entrega mais alta para todos os tamanhos de *buffer*, chegando a obter um desempenho 37% superior ao desempenho da política FIFO. A LRF se mantém mais de 10 pontos percentuais acima da FIFO para *buffers* de 10 até 40 MB. Nesse cenário, as políticas LPS e LEPR não são analisadas, pois dependem do uso de um protocolo que calcule a probabilidade de entrega das mensagens.

A Figura 4.3(b) apresenta os resultados para o protocolo P_{Ro}PHET. Nela é possível notar que as duas políticas propostas foram as que obtiveram a taxa de entrega mais alta para todos os tamanhos de *buffer*. Com 10 MB de *buffer* as políticas LPS e LRF obtiveram resultados superiores em cerca de 65% e 20%, respectivamente, ao resultado da política FIFO. É interessante notar que mesmo no cenário mais restrito em termos de tamanho do *buffer*, a política LPS atinge uma taxa de entrega de aproximadamente 75%. As políticas MOFO e FIFO possuem um desempenho similar, sempre inferior aos desempenhos das políticas propostas. O desempenho da política LEPR corrobora os resultados obtidos por Lindgren e Phanse, reiterando a sua ineficiência [36].

A Figura 4.4 apresenta os dados de taxa de entrega para o cenário Cambridge. O tamanho do *buffer* varia entre 100 e 500 MB, uma vez que mais mensagens são geradas nesse cenário do que no Rollernet. Para o cenário Cambridge, a comparação da taxa de entrega para as diferentes políticas com o protocolo epidêmico é apresentada na Figura 4.4(a). Essa figura mostra que a política LRF obtém a taxa de entrega mais alta para tamanhos de *buffer* de até 400 MB. No cenário com maior tamanho de *buffer*, as políticas LRF, MOFO e FIFO obtêm um desempenho similar. É interessante notar, que no cenário mais restrito, a política MOFO obtém o pior desempenho dentre as políticas analisadas. Os resultados para o protocolo P_{Ro}PHET no cenário Cambridge são apresentados na Figura 4.4(b). Observa-se que a política LRF proporciona a taxa de entrega mais



(a) Epidêmico.

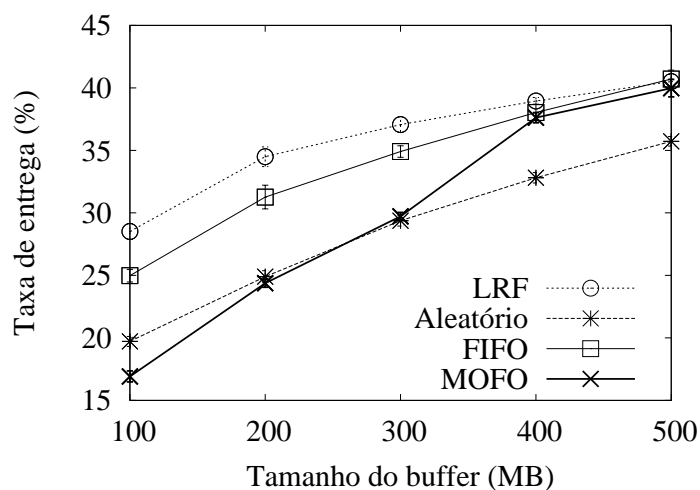


(b) PRoPHET.

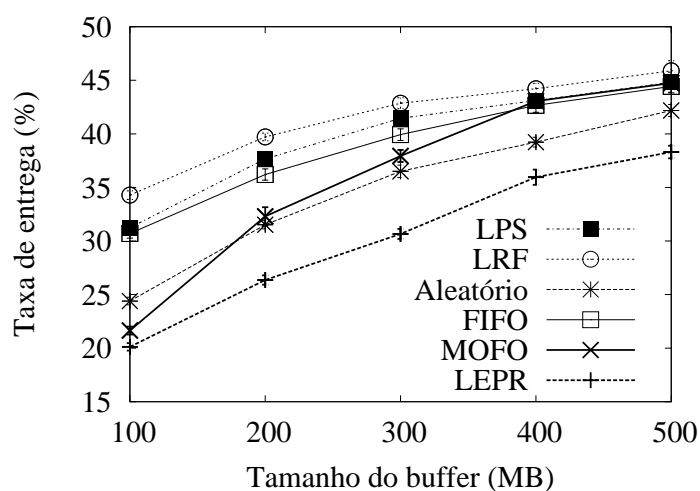
Figura 4.3: Taxa de entrega no cenário Rollernet.

alta para *buffers* com até 400 MB. A política LPS obtém o segundo melhor desempenho para *buffers* de até 300 MB. No cenário com maior tamanho de *buffer*, as políticas obtêm desempenho estatisticamente equivalente, com exceção das políticas LEPR e aleatória. O desempenho da política LPS neste cenário é afetado pela baixa média de conexões, levando esta política a comportar-se como a política FIFO. Este problema será abordado na Seção 4.4.2.

Na Figura 4.5, os dados de taxa de entrega para o cenário Infocom06 são apresentados. A variação do tamanho do *buffer* é a mesma do cenário Cambridge, uma vez que o número de mensagens geradas é o mesmo. É possível observar na Figura 4.5(a) que a política LRF obteve a taxa de entrega mais alta para todos os tamanhos de *buffer* com o protocolo epidêmico. A LRF manteve um desempenho superior de aproximadamente



(a) Epidêmico.

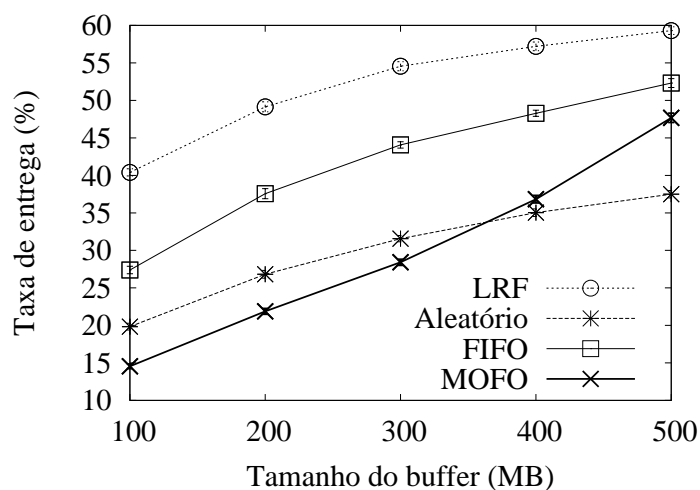


(b) PRoPHET.

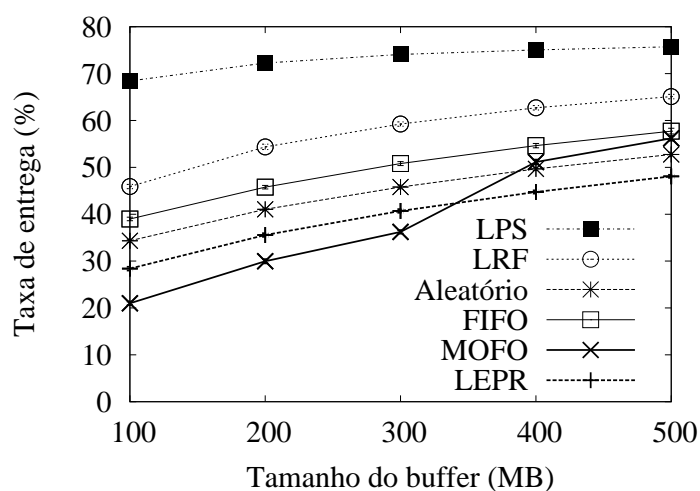
Figura 4.4: Taxa de entrega no cenário Cambridge.

13% a 47%, ao desempenho da política com segunda maior taxa de entrega. No protocolo PRoPHET, como mostra na Figura 4.5(b), as duas políticas propostas obtiveram as taxas de entrega mais altas. Entre as outras políticas, a política FIFO é a com melhor desempenho. No cenário com menor tamanho de *buffer*, a política LPS alcança um desempenho aproximadamente 75% superior ao da política FIFO. Mesmo no cenário menos restrito, a LPS mantém uma vantagem de 30% de desempenho. A política LRF mantém uma taxa de entrega entre 12% a 17% superior à taxa de entrega da política FIFO.

A política LPS tem bons resultados para taxa de entrega, porque ela descarta mensagens que têm baixa probabilidade de entrega. Porém, a LPS evita que mensagens sejam descartadas na fonte usando o limiar de espalhamento. Os bons resultados da política LRF mostram que mensagens que estão há muito tempo sem serem encaminhadas para



(a) Epidêmico.



(b) PRoPHET.

Figura 4.5: Taxa de entrega no cenário Infocom06

outros nós são uma boa opção para descarte, visto que o não encaminhamento pode representar que elas já foram suficientemente disseminadas na rede.

4.4.2 Política LPS e o Limiar de Espalhamento

O limiar de espalhamento da política LPS tem como objetivo evitar o problema do descarte prematuro de mensagens, ou seja, que mensagens sejam descartadas em suas fontes ou próximas delas. Porém, observou-se na Seção 4.4.1 que a política LPS obteve um desempenho pior do que a política LRF no cenário Cambridge, com relação a taxa de entrega de mensagens. Para investigar esse comportamento, analisou-se a quantidade de mensagens que foram descartadas antes de o limiar de espalhamento α ser atingido na política LPS e os resultados são ilustrados na Figura 4.6. Nesta figura, são ilustradas

a porcentagem de mensagens que foram descartadas antes de atingir-se o limiar de espalhamento para cada um dos três cenários avaliados. Nela é possível observar que a política LPS obteve melhor desempenho no cenário onde uma maior quantidade de mensagens foi descartada após atingir o limiar, ou seja, o cenário Infocom06. Para os cenários Cambridge, Rollernet e Infocom06, foram descartadas, respectivamente, cerca de 27,8%, 15,98% e 1,25% das mensagens antes de atingirem o limiar de espalhamento. Mais mensagens são descartadas antes de atingir o limiar de espalhamento no cenário Cambridge porque este é o cenário com a menor média de conexões por hora, como observado na Seção 4.2. Isto implica que este cenário possui uma menor quantidade de oportunidades de troca de mensagens entre os nós. Conclui-se que quanto mais mensagens são descartadas antes de atingir o limiar α , pior é o desempenho da política LPS. Isto porque essa política passa a se comportar como a política FIFO quando nenhuma das mensagens armazenadas em *buffer* atingiu o limiar α e é necessário descartar uma mensagem.

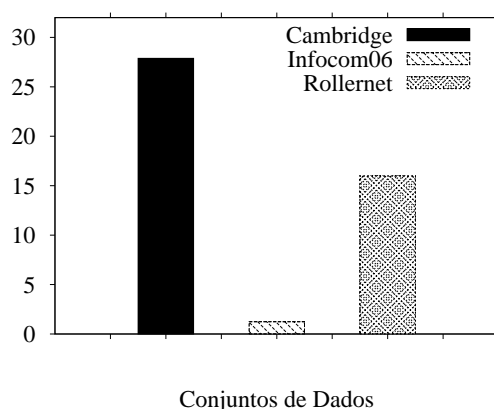
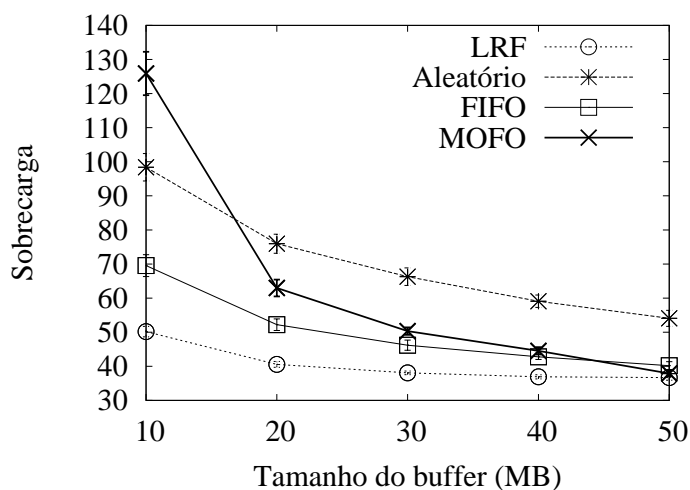


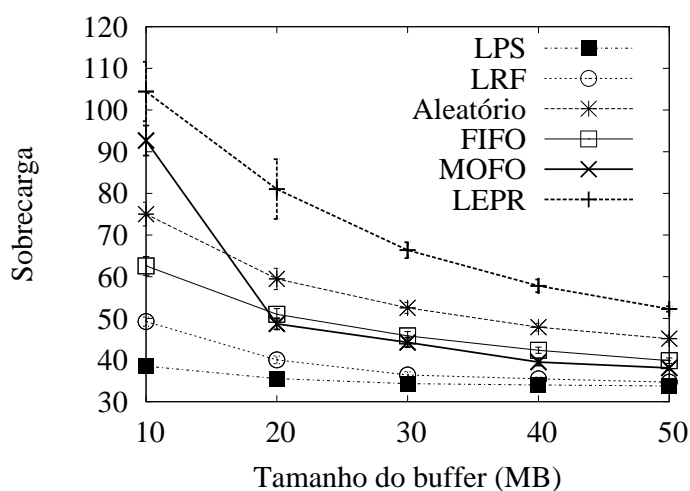
Figura 4.6: Porcentagem de mensagens descartadas antes de atingir o limiar α .

4.4.3 Sobrecarga

Na Figura 4.7, a sobrecarga das diferentes políticas em função do tamanho do *buffer* para o cenário Rollernet é apresentada. Nota-se que quanto maior o *buffer*, menor a sobrecarga para todas as políticas. Isso ocorre porque a taxa de entrega também aumenta com o tamanho do *buffer*. Na Figura 4.7(a), observa-se que com a política LRF obtém-se uma menor sobrecarga para tamanhos de *buffer* de até 40 MB. Para 50 MB, a sobrecarga das políticas LRF, FIFO e MOFO é semelhante. Isso se deve ao fato de que, com o aumento do *buffer*, as taxas de entrega para as diferentes políticas tendem a se aproximar. Como o cálculo da sobrecarga utiliza a quantidade de mensagens entregues como divisor, as sobrecargas também têm tendência a se aproximarem. É possível observar na Figura 4.7(b) que a política com menor sobrecarga para o protocolo PRoPHET é a LPS. A política LRF



(a) Epidêmico.



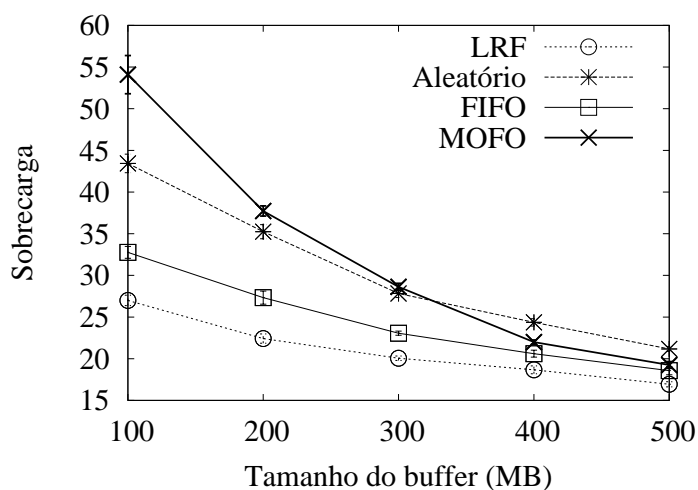
(b) PRoPHET.

Figura 4.7: Sobrecarga no cenário Rollernet.

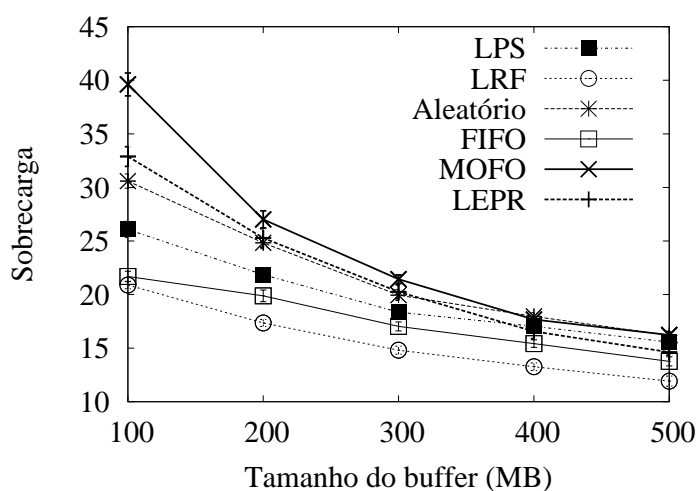
mantém uma sobrecarga próxima à da LPS, principalmente entre 30 e 50 MB de *buffer*.

A sobrecarga para o cenário Cambridge é ilustrada na Figura 4.8. Mostra-se que a política LRF proporciona menor sobrecarga com a utilização dos protocolos epidêmico e PRoPHET, respectivamente. A sobrecarga para as diferentes políticas no cenário Infocom06 é exposta na Figura 4.9. No protocolo epidêmico, a política LRF obteve a menor sobrecarga para todos os tamanhos de *buffer*. No protocolo PRoPHET, novamente as propostas proporcionam a menor sobrecarga. No cenário com 100 MB de *buffer*, a política LPS proporciona aproximadamente 70% da sobrecarga da política FIFO, que transmite mais de 90 réplicas a mais por mensagem entregue.

A sobrecarga é calculada através da razão do número de mensagens retransmitidas subtraída da quantidade de mensagens entregues ao destino pela quantidade de mensagens



(a) Epidêmico.



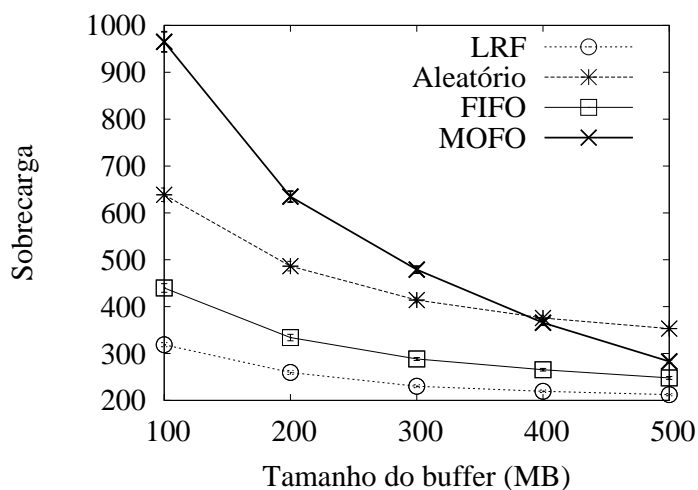
(b) PRoPHET.

Figura 4.8: Sobrecarga no cenário Cambridge.

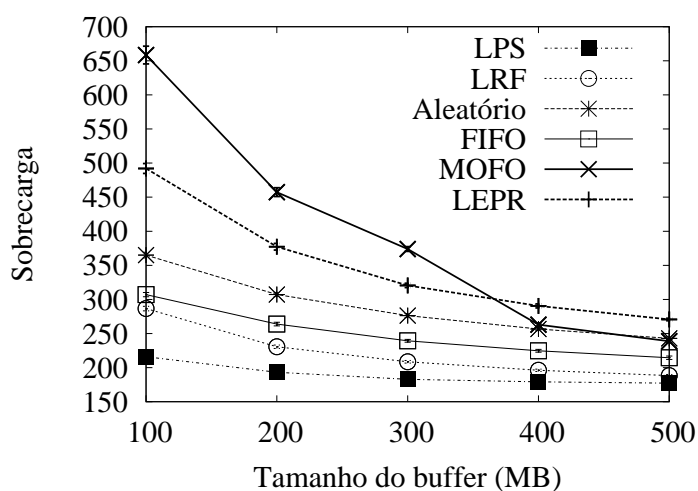
entregues ao destino. Por isso, as políticas propostas nesse trabalho tendem a ter uma menor sobrecarga, visto que alcançam taxas de entrega superiores às outras políticas avaliadas.

4.4.4 Atraso de Entrega

A função de distribuição acumulada (Cumulative Distribution Function - CDF) é utilizada pra ilustrar a probabilidade das mensagens chegarem ao destino em um certo período de tempo. Os resultados são de uma rodada de simulação com tamanho de *buffer* igual a 10 MB para o cenário Rollernet e 100 MB para os cenários Cambridge e Infocom06. Nos gráficos dessa Seção, o eixo *y* representa a porcentagem de mensagens que chegaram ao destino enquanto que o eixo *x* representa o atraso de entrega das mensagens. Devido



(a) Epidêmico.



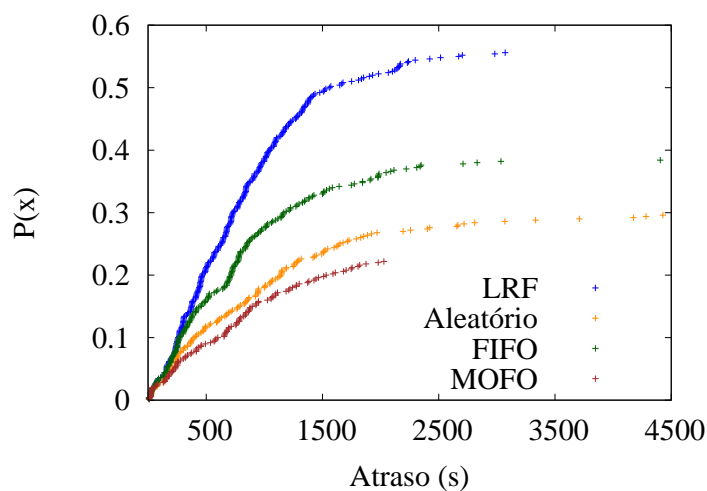
(b) PRoPHET.

Figura 4.9: Sobrecarga no cenário Infocom06.

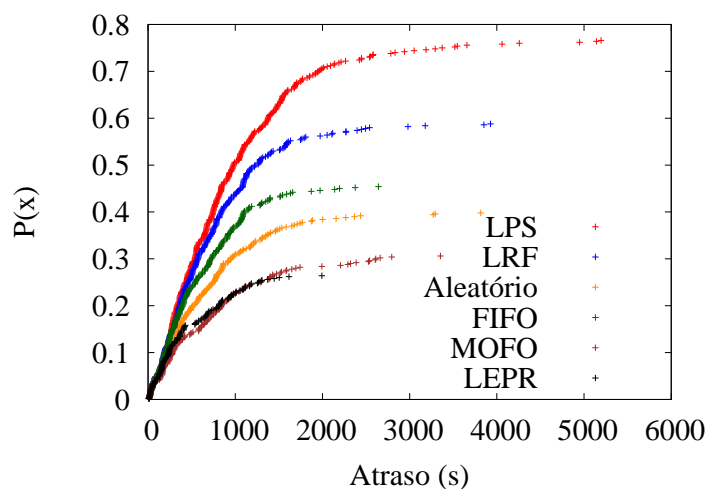
à maior duração dos cenários Cambridge e Infocom06, as mensagens podem levar várias horas para chegarem ao destino nesses cenários. Devido a essa característica, escolheu-se por representar o atraso em $minutos \times 10^2$, para facilitar a visualização dos dados nesses cenários. Para o cenário Rollernet, o atraso de entrega é dado em segundos.

A Figura 4.10 ilustra a função de distribuição acumulada para o cenário Rollernet. É possível observar na Figura 4.10(a) que utilizando-se o protocolo epidêmico, a política LRF entrega cerca de 49% das mensagens geradas na rede em menos de 1.500 segundos. As políticas FIFO, aleatória e MOFO, entregam respectivamente cerca de 33%, 23% e 19% do total de mensagens geradas na rede antes de 1.500 segundos. Na Figura 4.10(b), são ilustrados os resultados para o protocolo PRoPHET. Nela é possível observar que as políticas propostas obtêm melhor desempenho quanto ao atraso de entrega. Observa-se

que as políticas LPS e LRF entregam, respectivamente, 63% e 53% do total de mensagens geradas na rede antes de 1.500 segundos. Nas mesmas condições, as políticas FIFO, aleatória, MOFO e LEPR, entregam apenas aproximadamente 43%, 36%, 26% e 25% do total de mensagens geradas na rede.



(a) Epidêmico.

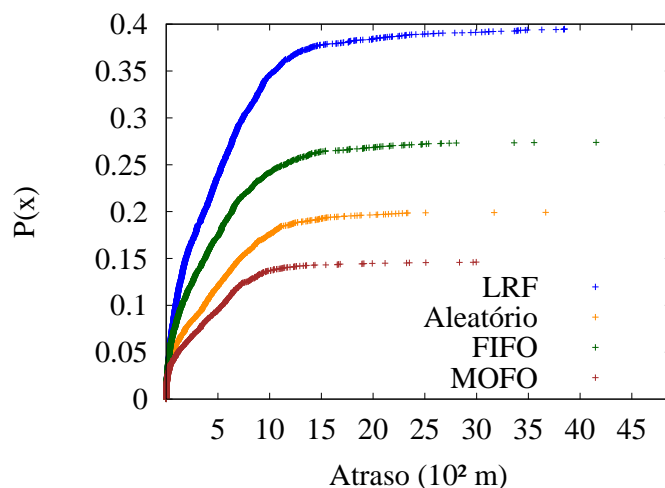


(b) PRoPHET.

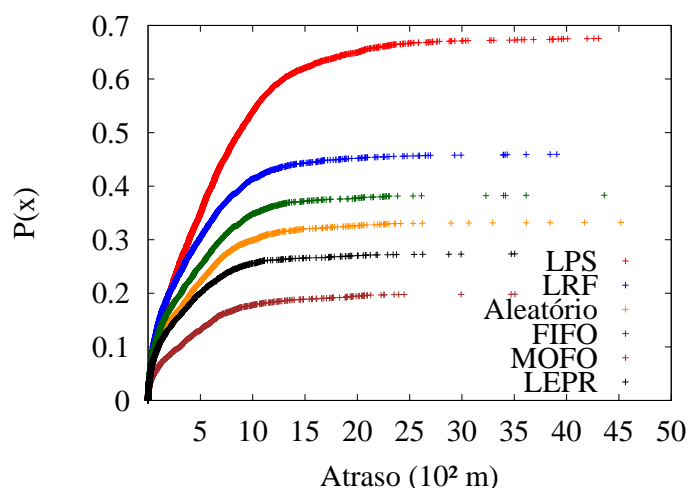
Figura 4.10: CDF do atraso de entrega no Cenário Rollernet.

A Figura 4.11 ilustra o atraso de entrega de mensagens para o cenário Infocom06. Observa-se na Figura 4.11(a) que utilizando-se o protocolo epidêmico, a política LRF entrega cerca de 34% das mensagens geradas na rede com tempo menor a 1.000 minutos. As políticas FIFO, aleatória e MOFO, entregam respectivamente cerca de 24%, 17% e 13% do total de mensagens geradas na rede antes de 10×10^2 minutos. Para o protocolo PRoPHET, como ilustrado na Figura 4.11(b), observa-se que as políticas propostas obtém melhor desempenho quanto ao atraso de entrega. Quando utilizando-se as propostas LPS e LRF, respectivamente 53% e 41% do total de mensagens geradas na rede chegam ao

destino em um tempo menor que 1.000 minutos. Até esse mesmo tempo limite, as políticas FIFO, aleatória, LEPR e MOFO entregam cerca de 34%, 30%, 25% e 18% do total de mensagens geradas na rede.



(a) Epidêmico.

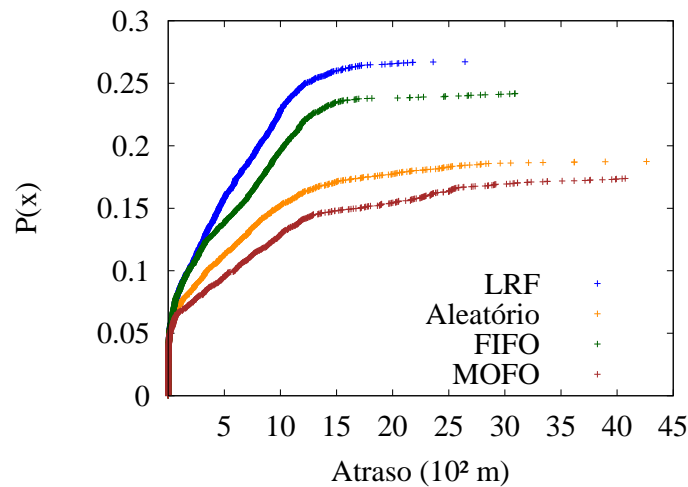


(b) PRoPHET.

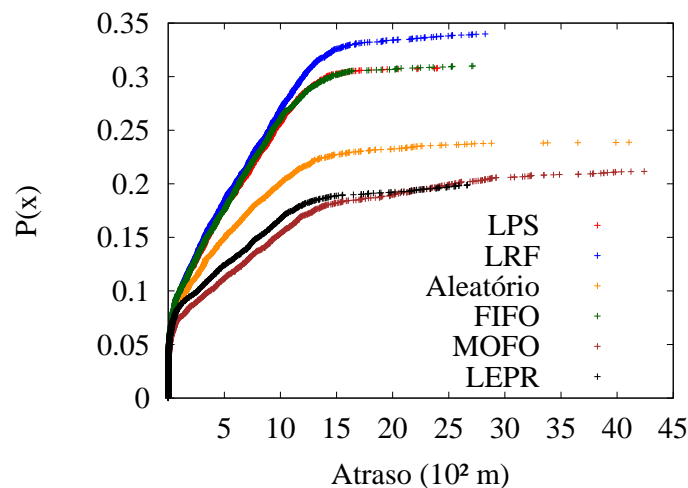
Figura 4.11: CDF do atraso de entrega no Cenário Infocom06.

O atraso de entrega de mensagens para o cenário Cambridge é ilustrado na Figura 4.12. Neste cenário, destaca-se o melhor desempenho da política LRF para os dois protocolos avaliados. Utilizando-se o protocolo epidêmico, como mostra a Figura 4.12(a), as políticas LRF, FIFO, aleatória e MOFO, respectivamente 26%, 23%, 17% e 15% do total de mensagens geradas na rede, chegam ao destino antes de 1.500 minutos. Para o protocolo PRoPHET, como mostra a Figura 4.12(b), as políticas LRF, FIFO, LPS, aleatória, MOFO e LEPR entregam respectivamente cerca de 32%, 30%, 30%, 22%, 18% e 18% do total de mensagens geradas na rede. Novamente este é o único cenário no qual a política LPS obtém desempenho pior que a política LRF. Este comportamento é ocasionado pelo

problema do descarte prematuro de mensagens anteriormente descrito na Seção 4.4.2.



(a) Epidêmico.



(b) PRoPHET.

Figura 4.12: CDF do atraso de entrega no Cenário Cambridge.

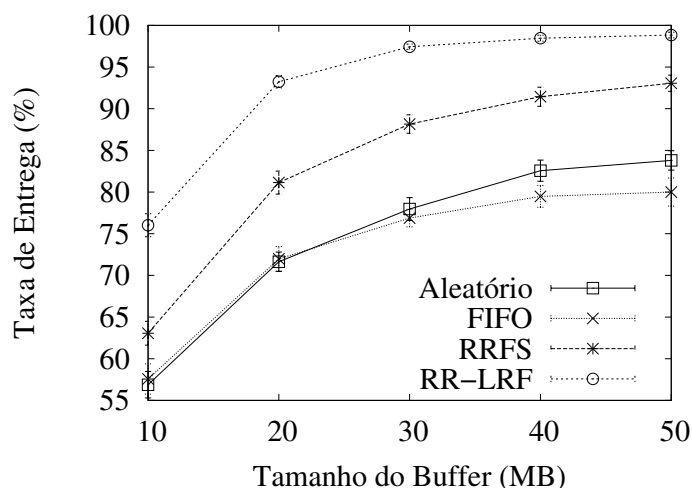
4.5 Avaliação das Políticas de Encaminhamento

Nesta seção, a política de encaminhamento RR-LRF é comparada, através de simulações com outras quatro políticas de encaminhamento de mensagens encontradas na literatura e descritas na Seção 3.3: aleatória, FIFO, GRTRMax e RRFS. Para avaliar as políticas, três métricas de desempenho são utilizadas: a taxa de entrega de mensagens, a sobrecarga de transmissão de mensagens e o atraso das mensagens para chegar ao destino. Os resultados apresentados foram obtidos através da média de 10 rodadas de simulação distintas. Para todos os pontos das curvas apresentadas, calcula-se o intervalo de confiança para um nível de confiabilidade de 95%, representado por barras verticais.

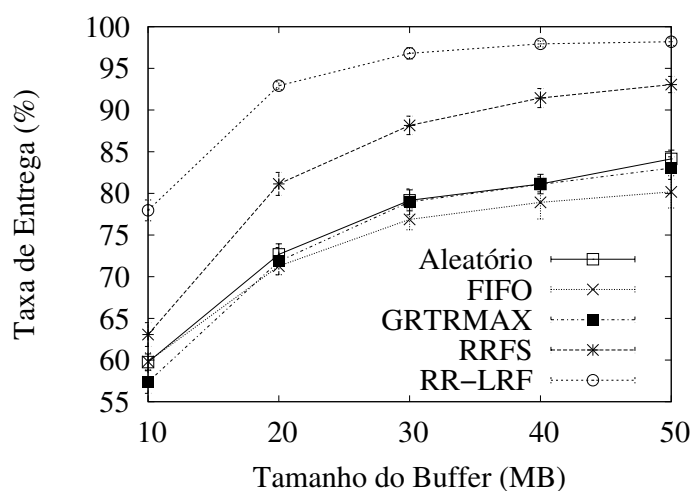
4.5.1 Taxa de Entrega

A Figura 4.13 mostra a taxa de entrega em função do tamanho do *buffer* dos nós para os protocolos de roteamento epidêmico e P_{Ro}PHET, no cenário Rollernet. O tamanho do *buffer* é variado entre 10 e 50 MB. Para os dois protocolos e todas as políticas de encaminhamento, o comportamento é semelhante: quanto maior o tamanho do *buffer*, maior a taxa de entrega. Este comportamento pode ser explicado pelo fato de quanto maior o tamanho do *buffer*, os nós carregam uma quantidade maior de mensagens, o que aumenta o número de possíveis mensagens que podem ser trocadas a cada contato. Além disso, para ambos os protocolos a política RR-LRF obteve o melhor desempenho com relação à taxa de entrega, seguida pela política RRFS. Na Figura 4.13(a), observa-se que, para o protocolo epidêmico, a política de encaminhamento RR-LRF obtém taxas de entrega superiores em até aproximadamente 20,6% à política de segundo melhor desempenho. No cenário com tamanho de *buffer* menos restrito, o desempenho da política RR-LRF é superior em aproximadamente 6,4% ao desempenho da política com segundo melhor desempenho. O melhor desempenho da política RR-LRF é também observado na Figura 4.13(b), que ilustra a taxa de entrega para o cenário Rollernet com o protocolo P_{Ro}PHET. Neste cenário, a política RR-LRF obtém um desempenho superior em até 23,8%, ao da política de segundo melhor desempenho. Observa-se também que as políticas, aleatória e GRTRMax têm um desempenho similar e que a FIFO é a política de pior desempenho entre as avaliadas.

A Figura 4.14 mostra a taxa de entrega em função do tamanho do *buffer* dos nós para os protocolos de roteamento Epidêmico e P_{Ro}PHET, no cenário Infocom06. O tamanho do *buffer* varia entre 100 e 500 MB. Observa-se na Figura 4.14(a), que a política RR-LRF obtém uma taxa de entrega superior em até aproximadamente 31,8% à taxa de entrega da política RRFS que obteve o segundo melhor desempenho. As políticas RR-LRF e RRFS mantêm-se com primeiro e segundo melhor desempenho, respectivamente, para todos os tamanhos de *buffer*. Também é possível observar que a taxa de entrega permanece superior a 16% até que o tamanho do *buffer* atinja 300 MB e que o ganho na taxa de entrega nunca é inferior a 11%. As políticas FIFO e aleatória, assim como observado no cenário Rollernet, continuam com desempenho similar. A política aleatória, supera a política FIFO a partir de quando o tamanho do *buffer* atinge 400 MB. Utilizando-se o protocolo P_{Ro}PHET, como observado na Figura 4.14(b), a política RR-LRF segue mantendo um desempenho melhor que os das demais políticas de encaminhamento avaliadas. Neste cenário, a política RR-LRF obtém um desempenho superior em até 13% à política de



(a) Epidêmico.

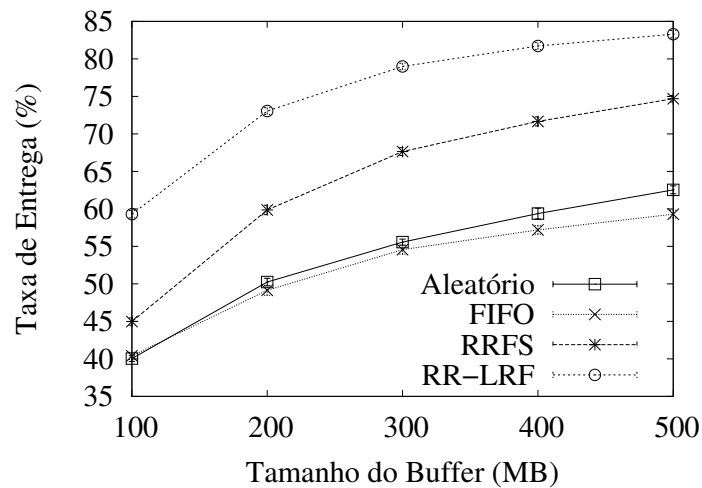


(b) PRoPHET.

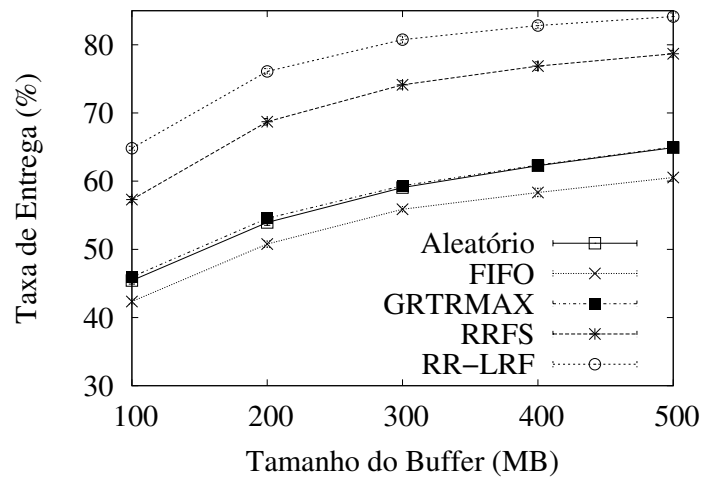
Figura 4.13: Taxa de entrega no cenário Rollernet.

segundo melhor desempenho, que continua sendo a RRFS. Quando comparada à política com terceiro melhor desempenho, o desempenho da política RR-LRF é entre 18,8% e 41% superior. Também é possível observar que as políticas GRTRMax e aleatória obtêm taxas de entrega estatisticamente equivalentes e que a política FIFO tem o pior desempenho dentre as políticas analisadas.

A Figura 4.15 ilustra o desempenho das políticas avaliadas para o cenário Cambridge. Observa-se na Figura 4.15(a) que exceto para o cenário com maior restrição de tamanho de *buffer*, onde os desempenhos das políticas RR-LRF, aleatória e FIFO são estatisticamente equivalentes, a política RR-LRF obtém o melhor desempenho com relação à taxa de entrega. Neste cenário, a política aleatória mantém o segundo melhor desempenho para todos os tamanhos de *buffer* e a política RRFS obtém o pior desempenho para tamanhos



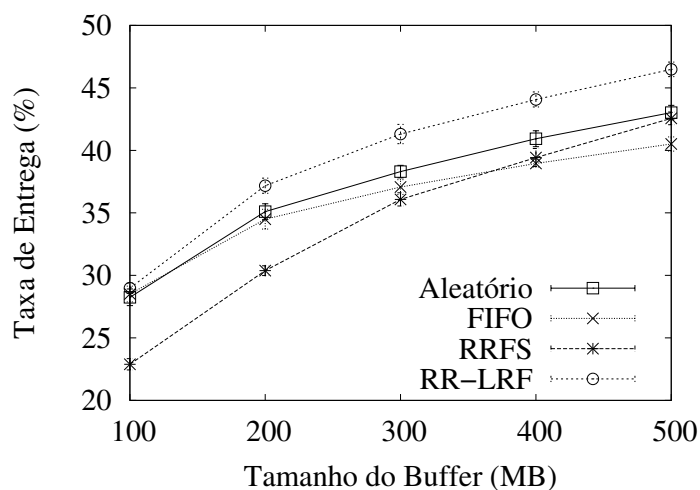
(a) Epidêmico.



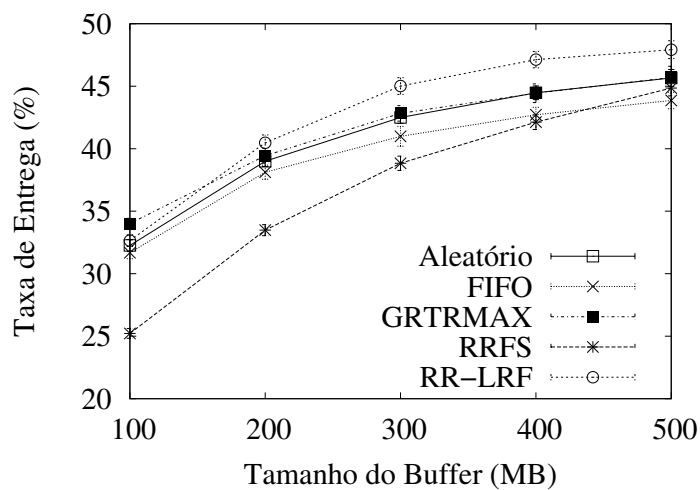
(b) PRoPHET.

Figura 4.14: Taxa de entrega no cenário Infocom06.

de *buffer* entre 100 e 400 MB. Isto porque a política de encaminhamento RRFS opta por descartar as mensagens utilizando a política de descarte aleatória e como mostrado na Seção 4.4.1, a política de descarte aleatória obtém um desempenho ruim para todos os cenários avaliados. Para o protocolo PRoPHET, como ilustrado na Figura 4.15(b), os resultados são semelhantes. Com tamanhos de *buffer* de 300 MB à 500 MB a política RR-LRF obtém a taxa de entrega mais alta e as políticas de encaminhamento Aleatório e GRTRMax são estatisticamente equivalentes, obtendo o segundo melhor desempenho. É interessante observar o desempenho ruim da política RRFS, reiterando que o descarte de mensagens de maneira aleatória é prejudicial ao desempenho da rede.



(a) Epidêmico.



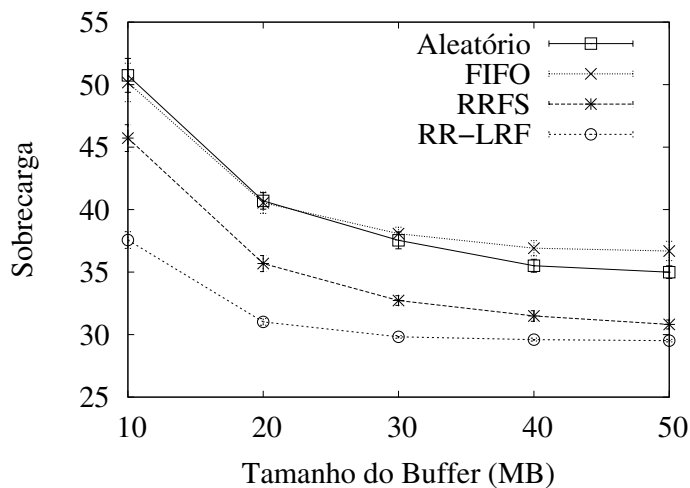
(b) PRoPHET.

Figura 4.15: Taxa de entrega no cenário Cambridge.

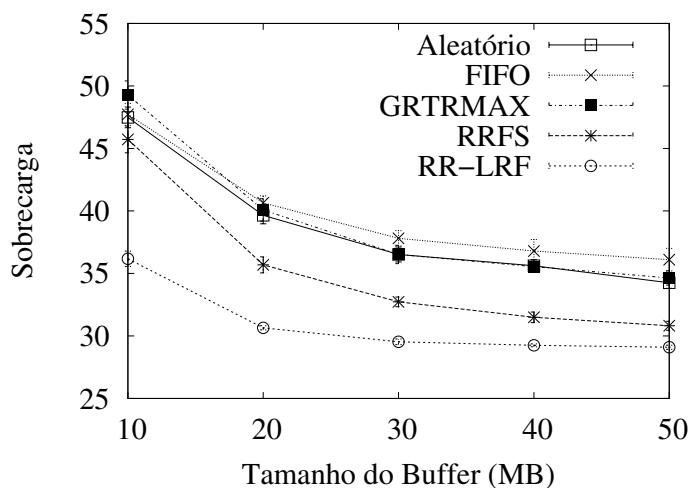
4.5.2 Sobrecarga

A Figura 4.16 ilustra a sobrecarga no cenário Rollernet para as diferentes políticas de encaminhamento avaliadas. Na Figura 4.16(a), observa-se que para o protocolo epidêmico a política com menor sobrecarga na transmissão de mensagens para todos os tamanhos de *buffer* é a política RR-LRF. No cenário com menor tamanho de *buffer*, a política RR-LRF transmite aproximadamente 8,1 mensagens a menos por mensagem entregue, que a política RRFS que tem a segunda menor sobrecarga. Tratando-se de percentual, a política RRFS transmite cerca de 21,78% mensagens a mais que a política RR-LRF quando neste cenário. Para o protocolo PRoPHET, como mostra a Figura 4.16(b), a política RR-LRF também obtém a menor sobrecarga. No cenário com menor tamanho de *buffer*, a política RR-LRF transmite aproximadamente 9,5 mensagens a menos por mensagem entregue,

que a política RRFS que tem a segunda menor sobrecarga. Tratando-se de percentual, a política RRFS transmite aproximadamente 27% mensagens a mais que a política RR-LRF quando neste cenário.



(a) Epidêmico.

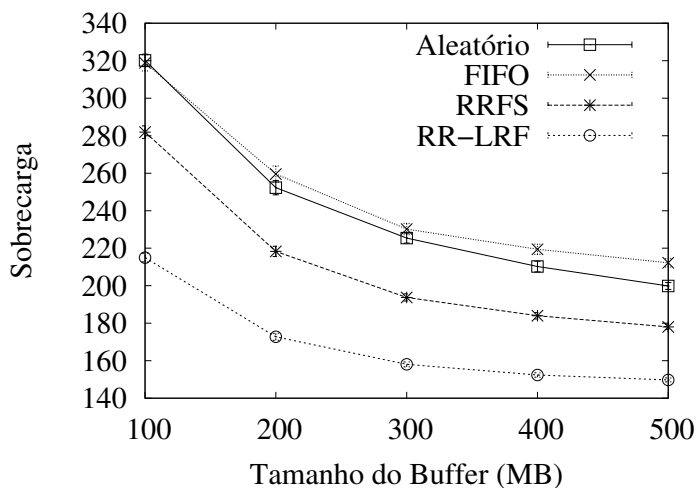


(b) PRoPHET.

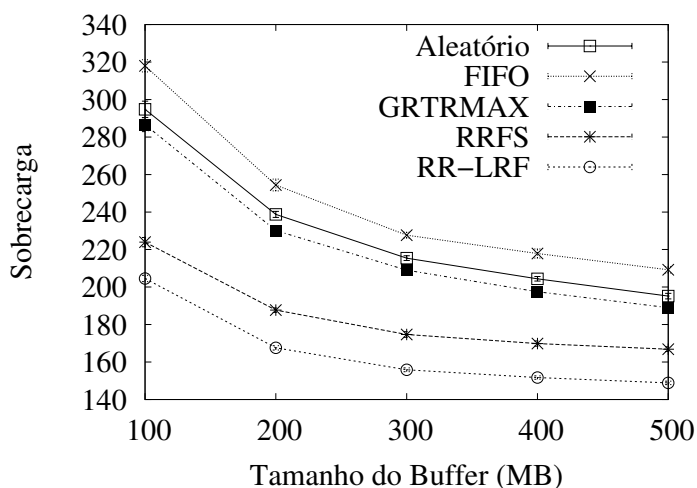
Figura 4.16: Sobrecarga no cenário Rollernet.

Na Figura 4.17 são ilustrados os desempenhos para a métrica sobrecarga, no cenário Infocom06. É possível observar na Figura 4.17(a), que utilizando-se o protocolo epidêmico no cenário Infocom06, RR-LRF é a política que possui a menor sobrecarga na transmissão de mensagens. No cenário com maior restrição de tamanho de *buffer* a política RRFS que tem a segunda menor sobrecarga, transmite cerca de 31% mensagens a mais por mensagem entregue, o que resulta na transmissão de aproximadamente 67 mensagens a mais. Para o tamanho de *buffer* de 500 MB, a política de segunda menor sobrecarga transmite 18,8% a mais de mensagens por mensagem entregue, o que resulta na transmissão de 28,2 mensagens a mais. A sobrecarga para o protocolo PRoPHET no cenário Infocom06 é

ilustrada na Figura 4.17(b). Neste cenário, a política de encaminhamento RR-LRF mantém menor sobrecarga de transmissão de mensagens para todos os tamanhos de *buffer* testados, seguida pelas políticas RRFS, GRTRMax, aleatória e FIFO, nesta ordem. A política RRFS, que obteve o segundo melhor resultado para sobrecarga, transmite entre 9,5% e 12% de mensagens a mais que a política RR-LRF para todos os tamanhos de *buffer*, transmitindo de 18 a 20 mensagens a mais por mensagem entregue.



(a) Epidêmico.

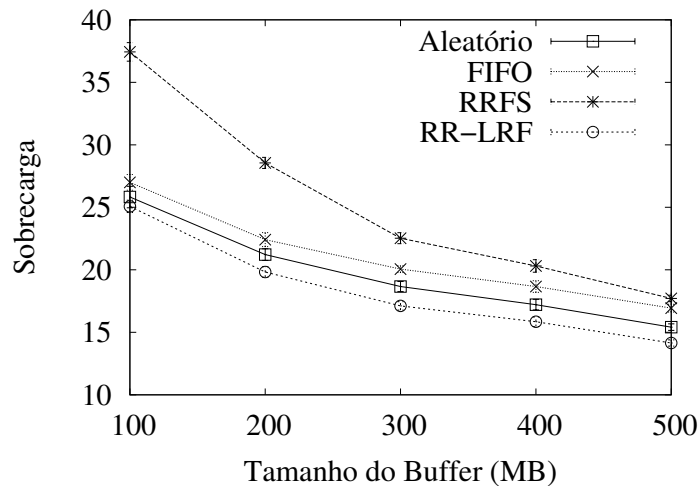


(b) PRoPHET.

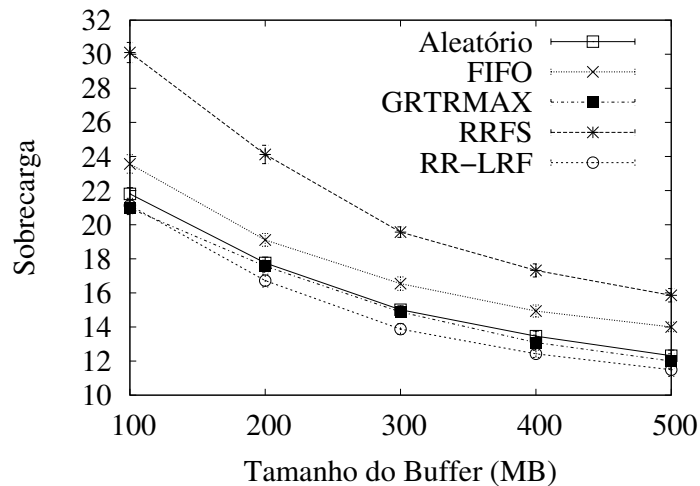
Figura 4.17: Sobrecarga no cenário Infocom06.

A Figura 4.18 ilustra a sobrecarga para o cenário Cambridge. Utilizando o protocolo Epidêmico, como mostra a Figura 4.18(a), a política de encaminhamento de mensagens RR-LRF obtém a menor sobrecarga para todos os tamanhos de *buffer*. No entanto, no quando o tamanho do *buffer* é configurado em 100 MB, as políticas RR-LRF e aleatória obtêm um desempenho estatisticamente equivalente. A políticas FIFO e RRFS obtêm os piores desempenhos nesse cenário. Quando se utiliza o protocolo PRoPHET, assim

como mostra a Figura 4.18(b), o desempenho das políticas Aleatório, GRTRMax e RR-LRF é semelhante em termos de sobrecarga de mensagens. Essas políticas obtêm uma sobrecarga de aproximadamente 12 a 21 mensagens enviadas por mensagem entregue. A política RRFS obtém o pior desempenho, o que pode novamente ser explicado pela política de descarte adotada, que acaba descartando mensagens que não chegaram ao destino, impactando negativamente no desempenho.



(a) Epidêmico.



(b) PProPHET.

Figura 4.18: Sobrecarga no cenário Cambridge.

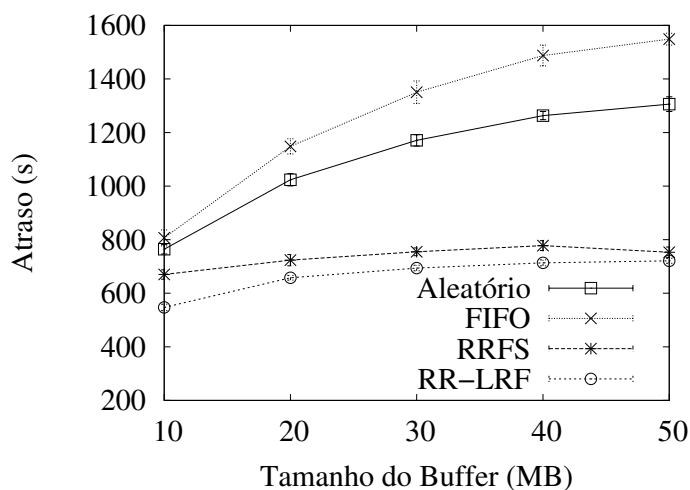
4.5.3 Atraso de Entrega

A Figura 4.19 ilustra o atraso de entrega médio das mensagens em segundos para o cenário Rollernet. Para o protocolo epidêmico, como é possível observar na Figura 4.19(a), a política RR-LRF tem menor atraso médio na entrega de mensagens. Com tamanho de

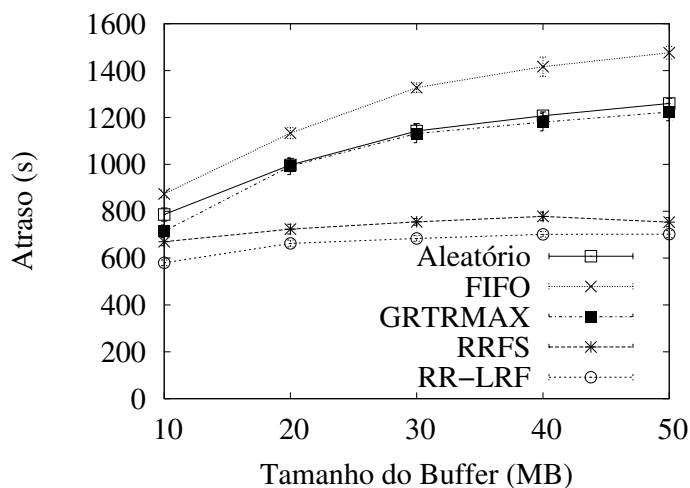
buffer de 10 MB, a política RR-LRF entrega mensagens com em média 123 s a menos que a política RRFS, que obteve o segundo melhor desempenho. Com relação a política aleatória que obteve o terceiro melhor desempenho, essa diferença aumenta para 217,22 s. Com o aumento do tamanho do *buffer*, a diferença entre os atrasos das políticas aleatório e RR-LRF aumenta ainda mais, chegando a 584,8 segundos quando o tamanho do *buffer* atinge 50 MB, ou seja, a política aleatória entrega mensagens com um tempo médio aproximadamente 82% maior que a política RR-LRF. É possível observar que o tempo de entrega aumenta a medida que o tamanho do *buffer* aumenta, para todas as políticas. No entanto, o atraso de entrega das políticas RR-LRF e RRFS aumenta de mais lentamente que o atraso de entrega das políticas aleatória e FIFO. É comum que o atraso de entrega aumente a medida que o tamanho do *buffer* aumenta. Isto porque a rede passa a entregar mais mensagens e por consequência, mensagens com maior atraso. As políticas RR-LRF e RRFS distribuem as oportunidades de encaminhamento entre as mensagens, sem priorizar determinadas mensagens, diminuindo o atraso médio de entrega de mensagens.

A Figura 4.19(b), ilustra o atraso de entrega com o protocolo PProPHET. Novamente, a política RR-LRF obtém menor média de atraso de entrega de mensagens, seguida pela política RRFS. As políticas GRTRMax e aleatória obtiveram desempenhos estatisticamente equivalentes, exceto para o cenário com tamanho de *buffer* igual a 10 MB, onde a política GRTRMax tem uma pequena vantagem. A política FIFO, obteve o maior atraso de entrega, com uma média de 1.476 s (24,6 minutos). Novamente, observa-se um crescimento mais lento do atraso médio de entrega para as políticas RR-LRF e RRFS.

A Figura 4.20 ilustra o atraso de entrega médio das mensagens em minutos para o cenário Infocom06. Utilizando-se o protocolo epidêmico, como é possível observar na Figura 4.20(a), a política RR-LRF obtém o melhor desempenho, seguida da política RRFS, com um atraso médio entre 13,7 minutos e 16,2 minutos menor. Para os cenários com tamanhos de *buffer* iguais a 100 MB, 200 MB, 300 MB, 400 MB e 500 MB, a política aleatória, que alcançou o terceiro melhor desempenho, obtém um atraso médio de entrega superior ao experimentado pela política RR-LRF, em cerca de 27,8%, 30,7%, 34,0%, 35,4% e 38,4%, respectivamente. Novamente, nota-se a tendência no aumento da diferença do atraso de entrega, à medida que o tamanho do *buffer* aumenta. A política RR-LRF obtém neste cenário também o melhor desempenho quando utilizando-se o protocolo PProPHET seguida novamente da política RRFS, como ilustrado na Figura 4.20(b). A tendência do crescimento mais lento do atraso de entrega das políticas RR-LRF e RRFS, com relação ao tamanho do *buffer*, é observada também nesse caso. Observa-se que a política RR-LRF entrega mensagens com um atraso médio aproximadamente 17,1 m e 31,8 m menor que as



(a) Epidêmico.



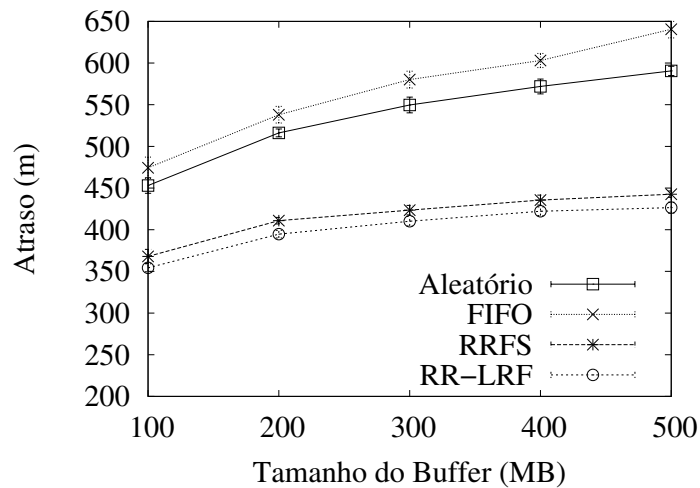
(b) PRoPHET.

Figura 4.19: Atraso de entrega no cenário Rollernet.

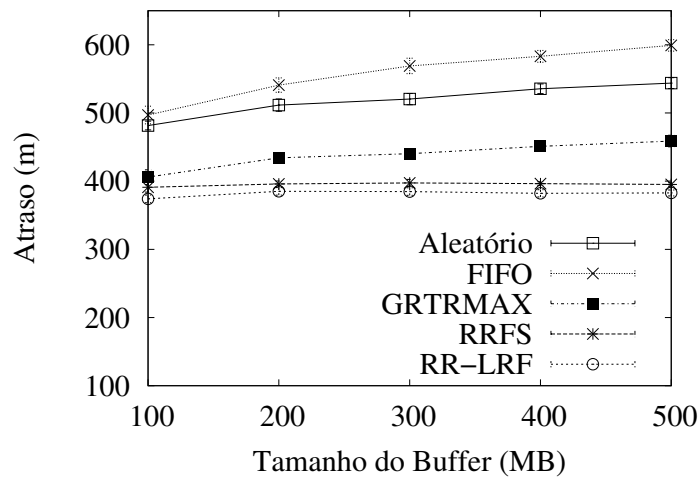
políticas RRFS e GRTRMax, respectivamente, que obtiveram o segundo e terceiro melhores desempenho, para o cenário com tamanho de *buffer* mais restrito. Para o cenário com menor restrição de tamanho de *buffer*, a política RR-LRF entrega mensagens com um tempo médio menor que as políticas RRFS e GRTRMax em aproximadamente 12,4 e 76,1 minutos, respectivamente.

A Figura 4.21 mostra o atraso de entrega médio de mensagens em minutos para o cenário Cambridge. Para os protocolos Epidêmico e PRoPHET, como ilustrado nas Figuras 4.21(a) e 4.21(b), as políticas RR-LRF e RRFS mantêm o melhor desempenho observado nos cenários anteriores, quando comparadas com as demais políticas.

A curva de crescimento mais suave das políticas RRFS e RR-LRF pode ser atribuída ao fato dessas políticas utilizarem um mecanismo de encaminhamento circular das men-



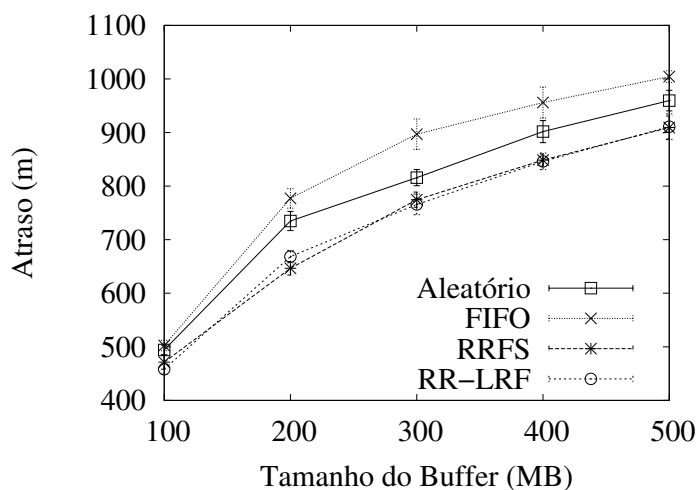
(a) Epidêmico.



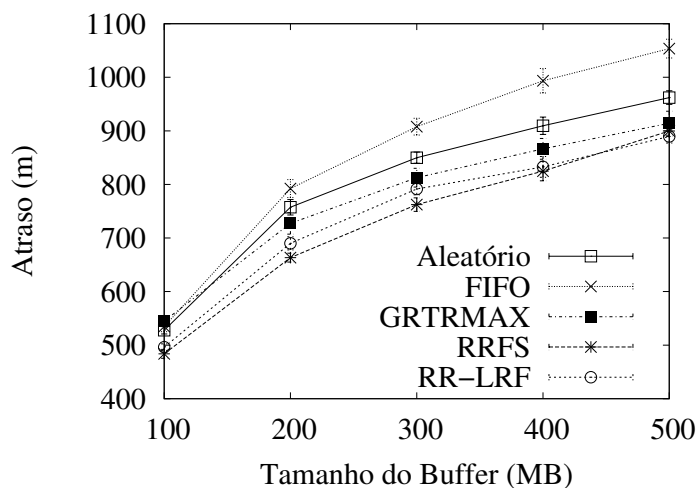
(b) PRoPHET.

Figura 4.20: Atraso de entrega no cenário Infocom06.

sagens. A distribuição do número de réplicas da mensagens na rede será detalhada na Seção 4.5.4. Já a política de encaminhamento de mensagens FIFO prioriza o envio das mensagens no começo da fila de envio. A política GRTRMax também pode priorizar um determinado grupo de mensagens, cujos destinatários são encontrados menos frequentemente pelo nó detentor da mensagem, assim, um número maior de nós que o nó detentor da mensagem encontra, possuirão uma probabilidade de entrega maior dessas mensagens. Já a política aleatória não faz distinção nenhuma, podendo encaminhar uma mensagem diversas vezes, mesmo quando um grupo de mensagens ainda não foi encaminhado.



(a) Epidêmico.



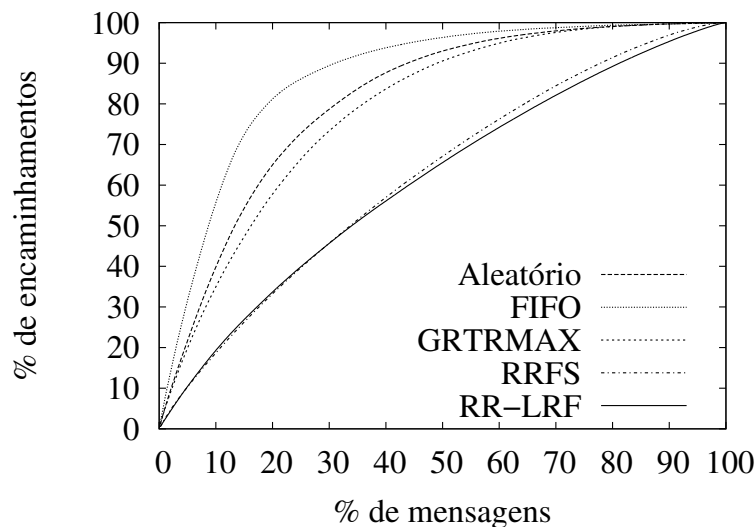
(b) PRoPHET.

Figura 4.21: Atraso de entrega no cenário Cambridge.

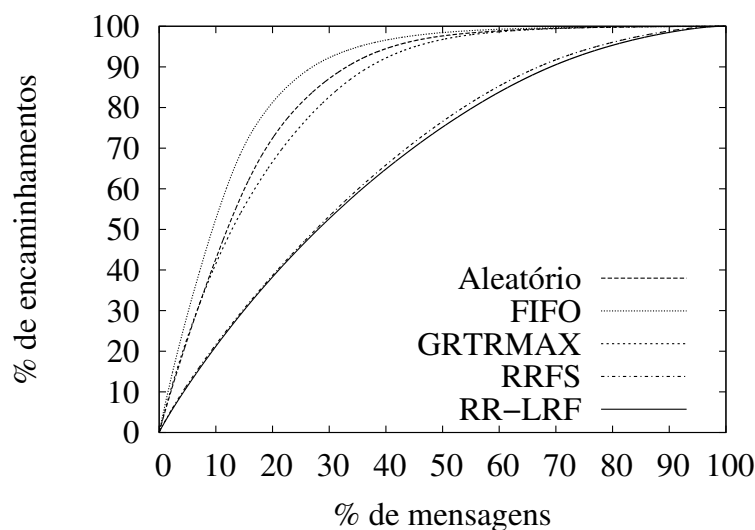
4.5.4 Distribuição das Mensagens

A função de distribuição acumulada é utilizada para ilustrar a distribuição do encaminhamento das mensagens. Os resultados são de uma rodada de simulação com tamanho de *buffer* igual a 50 MB para o cenário Rollernet e 500 MB para o cenário Infocom06. A Figura 4.22 ilustra a distribuição das mensagens quando o protocolo PRoPHET é utilizado nos cenários Rollernet e Infocom06, exibidos respectivamente nas Figuras 4.22(a) e 4.22(b). A Figura 4.22(a) mostra que 30% das mensagens são responsáveis por aproximadamente 78%, 89%, 73%, 45% e 45% dos encaminhamentos para as políticas aleatória, FIFO, GRTRMax, RRFS e RR-LRF, respectivamente. Visto que o protocolo PRoPHET cria uma réplica a cada encaminhamento, isso implica que as políticas RRFS e RR-LRF distribuem as mensagens de maneira mais uniforme na rede, evitando priorizar o envio de

um grupo de mensagens, alcançando assim um melhor desempenho. Resultados semelhantes são obtidos no cenário Infocom06, como mostra a Figura 4.22(b) onde 30% das mensagens são responsáveis por 87%, 92%, 82%, 53% e 52% das réplicas disseminadas na rede.



(a) Rollernet.

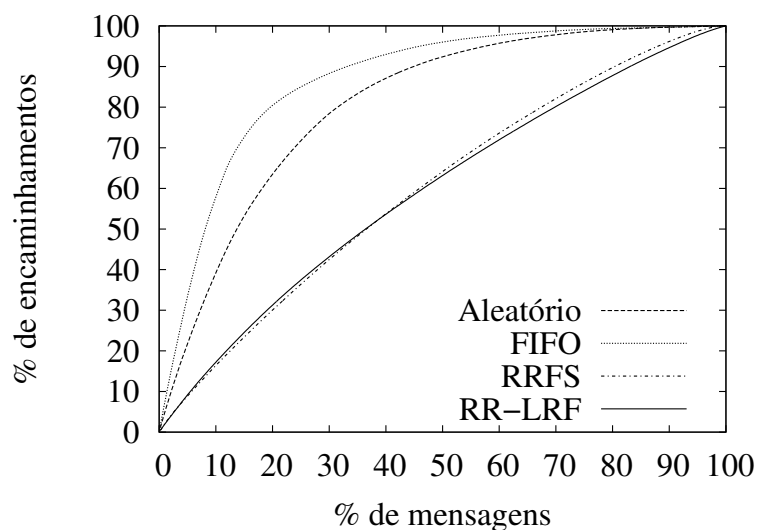


(b) Infocom06.

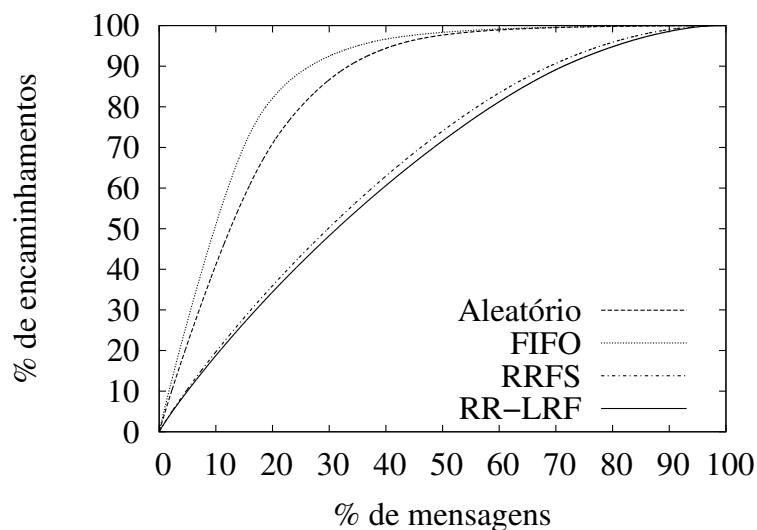
Figura 4.22: Distribuição do encaminhamento de mensagens para o protocolo PRoPHET.

A Figura 4.23, ilustra a distribuição das mensagens quando o protocolo epidêmico é utilizado nos cenários Rollernet e Infocom06. A Figura 4.23(a), relativa ao cenário Rollernet, mostra que 30% das mensagens são responsáveis por aproximadamente 78%, 88%, 42% e 43% dos encaminhamentos para as políticas Aleatório, FIFO, RRFS e RR-LRF, respectivamente, no cenário Rollernet. Assim como o protocolo PRoPHET, o protocolo epidêmico cria uma réplica a cada encaminhamento, ou seja, utilizando o protocolo

Epidêmico, as políticas RRFS e RR-LRF também distribuem de maneira mais uniforme as mensagens na rede, como observado anteriormente no protocolo P_{Ro}PHET, evitando priorizar determinadas mensagens. Para o cenário Infocom06, como ilustra a Figura 4.23(b), os resultados são semelhantes. Neste cenário, para as políticas Aleatório, FIFO, RRFS e RR-LRF, 30% das mensagens são responsáveis por 86%, 92%, 50% e 48%, respectivamente, das réplicas espalhadas na rede. Observa-se a grande diferença das políticas FIFO e aleatória, resultando em um pior desempenho.



(a) Rollernet.



(b) Infocom06.

Figura 4.23: Distribuição do encaminhamento de mensagens para o protocolo Epidêmico.

Capítulo 5

Conclusões e Considerações Finais

Neste trabalho, duas novas políticas de gerenciamento de *buffer* para Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões foram propostas e avaliadas. A política LRF (*Least Recently Forwarded*) descarta a mensagem que foi encaminhada há mais tempo, explorando o fato de que usuários reais não movem-se de maneira aleatória, portanto, se um nó passa muito tempo sem encaminhar uma determinada mensagem, essa mensagem já pode ter sido encaminhada para todos os destinos possíveis. A política LPS (*Less Probable Sprayed*), por sua vez, descarta a mensagem com menor probabilidade de entrega, desde que essa mensagem já tenha se espalhado pela rede. Através de simulações, as propostas LPS e LRF foram comparadas a algumas das principais políticas da literatura usando três conjuntos de dados reais. Os resultados mostram que as políticas de gerenciamento de *buffer* LPS e LRF proporcionam uma taxa de entrega mais alta com uma sobrecarga menor quando utilizadas com os protocolos epidêmico e PRoPHET, principalmente em cenários com tamanhos de *buffer* mais restritos. As políticas LPS e LRF obtiveram taxas de entrega superiores em até 75% e 47%, respectivamente. Ambas as políticas propostas também proporcionam uma menor sobrecarga, chegando a transmitir cerca de 90 mensagens a menos, por mensagem entregue.

Uma política de encaminhamento de mensagens, denominada RR-LRF (*Round Robin with Least Recently Forwarded Drop*), também foi proposta. Através de simulações a proposta foi comparada com algumas das principais políticas de encaminhamento de mensagens da literatura. Observa-se nos resultados que a política RR-LRF obtém um desempenho superior considerando-se as três métricas de desempenho utilizadas, ou seja, a proposta obtém uma maior taxa de entrega, com menor sobrecarga de mensagens e com um menor atraso médio de entrega de mensagens. Observa-se que tal resultado é consequência de uma distribuição mais uniforme dos encaminhamentos das mensagens na

rede, aliada com uma política de descarte eficiente.

O presente trabalho mostrou que a escolha da política de gerenciamento de *buffer* é um ponto importante na concepção de protocolos de roteamento para DTNs, pois tem impacto no desempenho desses protocolos. Através das duas propostas, LPS e LRF, visa-se introduzir políticas de gerenciamento de *buffer* eficientes e de fácil implementação. Além disso, é importante garantir que haja um espalhamento mais justo das réplicas das mensagens na rede através da política de encaminhamento, para que elas não impactem negativamente na eficiência dos protocolos de roteamento.

Em trabalhos futuros, pretende-se comparar o desempenho das diferentes políticas de gerenciamento de *buffer* e encaminhamento de mensagens utilizando-se diferentes valores para o parâmetro TTL. Além disso, pretende-se implementar e avaliar o desempenho dessa políticas em mais alguns dos inúmeros protocolos de roteamento para DTNs. Outro parâmetro que deseja-se avaliar é o impacto do tamanho das mensagens e da duração média dos contatos entre os nós.

A criação de uma solução para canal secundário de comunicação utilizando-se DTNs com contatos oportunistas entre dispositivos móveis é um objetivo futuro. Este canal tem como objetivo avaliar a carga de tráfego no canal primário, como por exemplo, redes com a tecnologia 3G. Para tanto, visa-se avaliar a utilização de protocolos de roteamento híbridos que utilizam tanto o histórico recente de contatos quanto métricas sociais para escolher o próximo salto.

Referências

- [1] BALASUBRAMANIAN, A.; LEVINE, B.; VENKATARAMANI, A. DTN routing as a resource allocation problem. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM* (Ago. 2007), pp. 373–384.
- [2] BALASUBRAMANIAN, A.; MAHAJAN, R.; VENKATARAMANI, A. Augmenting mobile 3g using wifi. In *Proceedings of the international conference on Mobile systems, applications, and services* (Jun. 2010), pp. 209–222.
- [3] BITSCH LINK, J. A.; VIOL, N.; GOLIATH, A.; WEHRLE, K. SimBetAge: utilizing temporal changes in social networks for pocket switched networks. In *Proceedings of the ACM workshop on User-provided networking: challenges and opportunities* (2009), pp. 13–18.
- [4] BURGESS, J.; GALLAGHER, B.; JENSEN, D.; LEVINE, B. N. MaxProp: Routing for Vehicle-Based Disruption-Tolerant Networks. In *Proceedings of the IEEE INFOCOM* (Abr. 2006).
- [5] BURLEIGH, S.; HOOKE, A.; TORGERSON, L.; FALL, K.; CERF, V.; DURST, B.; SCOTT, K.; WEISS, H. Delay-tolerant networking: an approach to interplanetary Internet. *IEEE Communications Magazine* 41, 6 (Jun. 2003), 128–136.
- [6] CAO, Y.; SUN, Z. Routing in delay/disruption tolerant networks: A taxonomy, survey and challenges. *IEEE Communications Surveys Tutorials PP*, 99 (Maio 2012), 1–24.
- [7] CCSDS. The Consultative Committee for Space Data Systems, Jul. 2012. <http://www.ccsds.org>.
- [8] CERF, V.; BURLEIGH, S.; HOOKE, A.; TORGERSON, L.; DURST, R.; SCOTT, K.; FALL, K.; WEISS, H. Delay-Tolerant Networking Architecture. RFC 4838, Abr. 2007.
- [9] CHAINTREAU, A.; MTIBAA, A.; MASSOULIE, L.; DIOT, C. The diameter of opportunistic mobile networks. In *Proceedings of the ACM Conference on emerging Networking EXperiments and Technologies* (Dez. 2007).
- [10] CHEA, S.; LUO, M.; BUI, T. If you build it, they will use: Usage motivations and unintended effects of the internet village motoman project in rural cambodia. In *Hawaii International Conference on System Sciences* (Jan. 2009), pp. 1–8.
- [11] CLARK, R. J.; ZASOSKI, E.; OLSON, J.; AMMAR, M.; ZEGURA, E. D-book: a mobile social networking application for delay tolerant networks. In *Proceedings of the ACM workshop on Challenged networks* (Set. 2008), pp. 113–116.

- [12] DALY, E.; HAAHR, M. Social network analysis for information flow in disconnected delay-tolerant MANETs. *IEEE Transactions on Mobile Computing* 8, 5 (Maio 2009), 606–621.
- [13] DALY, E. M.; HAAHR, M. Social network analysis for routing in disconnected delay-tolerant MANETs. In *Proceedings of the ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing* (Set. 2007), pp. 32–40.
- [14] DE OLIVEIRA, E. C. R.; DE ALBUQUERQUE, C. V. N. NECTAR: a DTN routing protocol based on neighborhood contact history. In *Proceedings of the ACM symposium on Applied Computing* (Maio 2009), pp. 40–46.
- [15] DISTL, B.; CSUCS, G.; TRIFUNOVIC, S.; LEGENDRE, F.; ANASTASIADIS, C. Extending the reach of online social networks to opportunistic networks with podnet. In *Proceedings of the International Workshop on Mobile Opportunistic Networking* (Fev. 2010), pp. 179–181.
- [16] DTNRG. Delay-tolerant networking research group, 2012. <http://www.dtnrg.org>.
- [17] FALL, K. A delay-tolerant network architecture for challenged internets. In *Proceedings of the SIGCOMM* (2003), pp. 27–34.
- [18] FARRELL, S.; CAHILL, V.; GERAGHTY, D.; HUMPHREYS, I.; McDONALD, P. When TCP breaks: Delay and disruption tolerant networking. *IEEE Internet Computing* 10, 4 (Jul. 2006), 72–78.
- [19] FOR SPACE DATA SYSTEMS, C. C. CCSDS File Delivery Protocol. Disponível em <http://public.ccsds.org/publications/archive/727x0b4.pdf>. Acessado em: (Junho de 2012).
- [20] GROSSGLAUSER, M.; TSE, D. N. C. Mobility increases the capacity of ad hoc wireless networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking* 10, 4 (Ago. 2002), 477–486.
- [21] GUO, S.; FALAKI, M.; OLIVER, E.; UR RAHMAN, S.; SETH, A.; ZAHARIA, M.; ISMAIL, U.; KESHAV, S. Design and implementation of the kiosknet system. In *International Conference on Information and Communication Technologies and Development* (2007), pp. 1–10.
- [22] HASSON, A. A. The last inch of the last mile challenge. In *Proceedings of the ACM workshop on Challenged Networks* (2010), pp. 1–4.
- [23] HOSSMANN, T.; CARTA, P.; SCHATZMANN, D.; LEGENDRE, F.; GUNNINGBERG, P.; ROHNER, C. Twitter in disaster mode: security architecture. In *Proceedings of the Special Workshop on Internet and Disasters* (2011), pp. 7:1–7:8.
- [24] HUI, P.; CHAINTREAU, A.; SCOTT, J.; GASS, R.; CROWCROFT, J.; DIOT, C. Pocket switched networks and human mobility in conference environments. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM workshop on Delay-tolerant networking* (2005), pp. 244–251.

- [25] HUI, P.; CROWCROFT, J.; YONEKI, E. Bubble rap: social-based forwarding in delay tolerant networks. In *Proceedings of the ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing* (Maio 2008), pp. 241–250.
- [26] IP, Y.-K.; LAU, W.-C.; YUE, O.-C. Forwarding and replication strategies for dtn with resource constraints. In *Proceedings of IEEE Vehicular Technology Conference* (Abr. 2007), pp. 1260–1264.
- [27] JAIN, S.; FALL, K.; PATRA, R. Routing in a delay tolerant network. In *Proceedings of the SIGCOMM* (Ago. 2004), pp. 145–158.
- [28] JONES, E. P. C.; LI, L.; WARD, P. A. S. Practical routing in delay-tolerant networks. In *Proceedings of the 2005 ACM SIGCOMM workshop on Delay-tolerant networking* (2005), pp. 237–243.
- [29] JUANG, P.; OKI, H.; WANG, Y.; MARTONOSI, M.; PEH, L. S.; RUBENSTEIN, D. Energy-efficient computing for wildlife tracking: design tradeoffs and early experiences with zebranet. *SIGPLAN Not.* 37, 10 (Out. 2002), 96–107.
- [30] KERANEN, A.; OTT, J. Increasing reality for DTN protocol simulations. *Helsinki University of Technology, Tech. Rep.* (Jul. 2007).
- [31] KERÄNEN, A.; OTT, J.; KÄRKKÄINEN, T. The ONE Simulator for DTN Protocol Evaluation. In *Proceedings of the International Conference on Simulation Tools and Techniques* (2009).
- [32] KRIFA, A.; BARAKAT, C.; SPYROPOULOS, T. Optimal buffer management policies for delay tolerant networks. In *Proceedings of the IEEE SECON* (Jun. 2008), pp. 260–268.
- [33] LEE, K.; LEE, J.; YI, Y.; RHEE, I.; CHONG, S. Mobile data offloading: how much can wifi deliver? In *Proceedings of the ACM Conference on emerging Networking EXperiments and Technologies* (2010), pp. 26:1–26:12.
- [34] LENDERS, V.; MAY, M.; KARLSSON, G.; WACHA, C. Wireless ad hoc podcasting. *SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review* 12, 1 (Jan. 2008), 65–67.
- [35] LINDGREN, A.; DORIA, A.; SCHELÉN, O. Probabilistic routing in intermittently connected networks. *SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review* 7 (Jul. 2003), 19–20.
- [36] LINDGREN, A.; PHANSE, K. S. Evaluation of queueing policies and forwarding strategies for routing in intermittently connected networks. In *Proceedings of the International Conference on COMMunication System softWARE and middlewaRE* (Ago. 2006), pp. 1–10.
- [37] NAVES, J. F.; MORAES, I. M.; DE ALBUQUERQUE, C. V. N. LPS and LRF: Efficient buffer management policies for delay and disruption tolerant networks. In *Accepted for publication in the Proceedings of the IEEE LCN* (Out. 2012).

- [38] NAVES, J. F.; MORAES, I. M.; DE ALBUQUERQUE, C. V. N. LPS e LRF: Políticas de gerenciamento de buffer eficientes para redes tolerantes a atrasos e desconexões. In *SBRC 2012* (Abr. 2012).
- [39] OLIVEIRA, C. T.; MOREIRA, M. D. D.; RUBINSTEIN, M. G.; COSTA, L. H. M. K.; B. DUARTE, O. C. M. Redes tolerantes a atrasos e desconexões. In *Minicursos do Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores* (Maio 2007).
- [40] PENTLAND, A.; FLETCHER, R.; HASSON, A. Daknet: rethinking connectivity in developing nations. *IEEE Computer* 37, 1 (Jan. 2004), 78 – 83.
- [41] RIBEIRO, F. J. L.; PEDROZA, A. C. P.; COSTA, L. H. M. K. Deepwater monitoring system in underwater delay/disruption tolerant network. *IEEE Latin America Transactions* 10, 1 (Jan. 2012), 1324–1331.
- [42] SASTRY, N.; MANJUNATH, D.; SOLLINS, K.; CROWCROFT, J. Data delivery properties of human contact networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing* 10, 6 (Jun. 2011), 868–880.
- [43] SCOTT, J.; GASS, R.; CROWCROFT, J.; HUI, P.; DIOT, C.; CHAINTREAU, A. CRAWDAD trace cambridge/haggle/imote/cambridge (v. 2006-01-31). Disponível em <http://crawdad.cs.dartmouth.edu/cambridge/haggle/imote/cambridge>. Acessado em (Junho de 2012), Jan. 2006.
- [44] SCOTT, J.; GASS, R.; CROWCROFT, J.; HUI, P.; DIOT, C.; CHAINTREAU, A. CRAWDAD trace cambridge/haggle/imote/infocom2006 (v. 2009-05-29). Disponível em <http://crawdad.cs.dartmouth.edu/cambridge/haggle/imote/infocom2006>. Acessado em (Junho de 2012), Maio 2009.
- [45] SCOTT, K.; BURLEIGH, S. Bundle Protocol Specification. RFC 5050 (Experimental), Nov. 2007.
- [46] SENDT. Sensor Networking with Delay Tolerance. Disponível em <http://down.dsg.cs.tcd.ie/sendt/>. Acessado em: (Julho de 2012).
- [47] SHAH, R.; ROY, S.; JAIN, S.; BRUNETTE, W. Data mules: modeling a three-tier architecture for sparse sensor networks. In *Sensor Network Protocols and Applications, 2003. Proceedings of the First IEEE. 2003 IEEE International Workshop on* (Maio 2003), pp. 30 – 41.
- [48] SOARES, V. N. G. J.; FARAHMAND, F.; RODRIGUES, J. J. P. C. Scheduling and drop policies for traffic differentiation on vehicular delay-tolerant networks. In *Proceedings of the international conference on Software, Telecommunications and Computer Networks* (2009), pp. 353–357.
- [49] SOARES, V. S.; FARAHMAND, F. F.; RODRIGUES, J. R. Performance analysis of scheduling and dropping policies in vehicular delay-tolerant networks. *Intrnl. Journal on Advances in Internet Technology - IARIA* 3 (Jul. 2010), 137–145.
- [50] SORBER, J.; BALASUBRAMANIAN, A.; CORNER, M.; ENNEN, J.; QUALLS, C. Tula: Balancing energy for sensing and communication in a perpetual mobile system. *IEEE Transactions on Mobile Computing* PP, 99 (Fev. 2012), 1.

- [51] SPYROPOULOS, T.; PSOUNIS, K.; RAGHAVENDRA, C. S. Single-copy routing in intermittently connected mobile networks. In *Proceedings of the IEEE SECON* (2004), pp. 235–244.
- [52] SPYROPOULOS, T.; PSOUNIS, K.; RAGHAVENDRA, C. S. Spray and wait: an efficient routing scheme for intermittently connected mobile networks. In *Proceedings of the 2005 ACM SIGCOMM workshop on Delay-tolerant networking* (2005), pp. 252–259.
- [53] THOMPSON, N.; NELSON, S. C.; BAKHT, M.; ABDELZAHER, T.; KRAVETS, R. Retiring replicants: congestion control for intermittently-connected networks. In *Proceedings of the IEEE INFOCOM* (2010), pp. 1118–1126.
- [54] TOURNOUX, P.-U.; LEGUAY, J.; BENBADIS, F.; CONAN, V.; DE AMORIM, M. D.; WHITBECK, J. The accordion phenomenon: Analysis, characterization, and impact on DTN routing. In *Proceedings of the IEEE INFOCOM* (Abr. 2009), pp. 1116–1124.
- [55] TWIMIGHT. Twimight website. Disponível em <http://code.google.com/p/twimight/>. Acessado em: (Julho de 2012).
- [56] UMASS. Dieselnet website. Disponível em <http://prisms.cs.umass.edu/dome/umassdieselnet>. Acessado em: (Julho de 2012).
- [57] UMASS. Turtlenet. Disponível em <http://prisms.cs.umass.edu/dome/turtlenet>. Acessado em: (Julho de 2012).
- [58] VAHDAT, A.; BECKER, D. Epidemic routing for partially-connected ad hoc networks. Tech. rep., Duke University, Jul. 2000.
- [59] WARTHMAN, F. Delay-tolerant networks (DTNs): A tutorial v1.1. Disponível em http://www.ipnsig.org/reports/DTN_Tutorial11.pdf. Acessado em : (Junho de 2012).
- [60] WHITBECK, J.; DE AMORIM, M. D.; CONAN, V.; AMMAR, M.; ZEGURA, E. From encounters to plausible mobility. *Pervasive and Mobile Computing* 7, 2 (Abr. 2011), 206–222.
- [61] WHITBECK, J.; LOPEZ, Y.; LEGUAY, J.; CONAN, V.; DE AMORIM, M. D. Push-and-track: Saving infrastructure bandwidth through opportunistic forwarding. *Accepted for publication in the Pervasive and Mobile Computing* (2012).
- [62] ZHANG, Z. Routing in intermittently connected mobile ad hoc networks and delay tolerant networks: Overview and challenges. *IEEE Communications Surveys and Tutorials* 8, 1-4 (2006), 24–37.