

UMA PROPOSTA DE ROTEAMENTO PROBABILÍSTICO PARA
REDES TOLERANTES A ATRASOS E DESCONEXÕES

Carina Teixeira de Oliveira

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

Aprovada por:

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

Prof. Paulo Roberto Freire Cunha, Ph.D.

Prof. Luís Henrique Maciel Kosmowski Costa, Dr.

Prof. Marcelo Gonçalves Rubinstein, D.Sc.

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL

MARÇO DE 2008

OLIVEIRA, CARINA TEIXEIRA DE

Uma Proposta de Roteamento Probabilístico
para Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões
[Rio de Janeiro] 2008

XV, 85 p. 29,7 cm (COPPE/UFRJ, M.Sc.,
Engenharia Elétrica, 2008)

Dissertação - Universidade Federal do Rio
de Janeiro, COPPE

1. Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões
2. Roteamento
3. Internet

I. COPPE/UFRJ II. Título (série)

*A meus pais, Mauro e Liduína,
e minhas irmãs, Karol e Carolina.*

Agradecimentos

Agradeço a Deus, que me deu saúde, física e mental, para investir nesse desafio.

Agradeço aos meus queridos pais, Mauro e Liduína, pelos *fantásticos* ensinamentos passados ao longo de toda minha vida. Às minhas irmãs e amigas, Karol e Carolina, pelos conselhos e por sempre torcerem por mim. Agradeço em especial ao Reinaldo, que esteve comigo em todos os momentos do mestrado, por todo o carinho e incentivo.

Agradeço aos professores Luís Henrique, Rubi, Rezende, Aloysio, Leão e, em particular, ao meu orientador, Prof. Otto, por sua amizade, confiança e orientação.

Agradeço aos amigos do GTA por toda a amizade e a cooperação durante todo o mestrado. Agradeço em particular ao Danilo, com quem troquei idéias e de quem recebi muitas sugestões e experiência.

Ao professor Paulo Cunha pela presença na banca examinadora.

Agradeço a Secretaria de Educação da Prefeitura Municipal de Itapipoca por ter disponibilizado as informações utilizadas no cenário de simulação deste trabalho.

Ao CNPq pelo financiamento da pesquisa.

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

UMA PROPOSTA DE ROTEAMENTO PROBABILÍSTICO PARA
REDES TOLERANTES A ATRASOS E DESCONEXÕES

Carina Teixeira de Oliveira

Março/2008

Orientador: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte

Programa: Engenharia Elétrica

O enorme sucesso da Internet nas últimas três décadas se deve ao seu perfil de protocolos denominados TCP/IP por causa da sua flexibilidade, eficiência e robustez, que permitem suportar diversas aplicações em diferentes cenários. No entanto, em cenários com longos atrasos e freqüentes desconexões, os protocolos TCP/IP não funcionam e novos protocolos são necessários. Redes com estas características específicas são denominadas Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões (*Delay and Disruption Tolerant Networks - DTNs*) e um dos seus principais desafios é o roteamento, pois é preciso determinar rotas sem o estabelecimento de um caminho fim-a-fim. Neste trabalho, é apresentada uma proposta de roteamento probabilístico capaz de lidar com informações imprecisas sobre as conexões futuras da rede. Essa proposta garante uma alta taxa de entrega de mensagens e um baixo custo em termos do número de transmissões de réplicas e espaço ocupado nos *buffers*. Para validar a eficiência do protocolo de roteamento probabilístico foi implementado um simulador DTN e utilizados dados de um cenário real tolerante a atrasos e desconexões.

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

A PROBABILISTIC ROUTING PROPOSAL FOR
DELAY AND DISRUPTION TOLERANT NETWORKS

Carina Teixeira de Oliveira

March/2008

Advisor: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte

Department: Electrical Engineering

The huge success of the Internet in the last three decades is related to the TCP/IP stack due to their flexibility, efficiency, and robustness that support several applications in different scenarios. Nevertheless, in networks with long delay and frequent disruptions, called Delay and Disruption Tolerant Networks (DTNs), TCP/IP protocols do not work and new protocols are required. The main challenge of these networks is routing, as routes need to be determined without establishing an end-to-end path. This work proposes a probabilistic routing protocol, capable of considering the uncertainty of the network connection. The proposal improves the message delivery rate, and reduces message replication and buffer occupation. The performance of the proposal is evaluated by simulating a DTN scenario with real-world data.

Sumário

Resumo	v
Abstract	vi
Lista de Figuras	x
Lista de Tabelas	xiii
Lista de Acrônimos	xiv
1 Introdução	1
1.1 A Motivação	3
1.2 Os Objetivos	4
1.3 A Organização	4
2 Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões	5
2.1 Fundamentos e Características das DTNs	6
2.2 A Arquitetura DTN	11
2.2.1 Os Tipos de Contatos	14
2.2.2 O Ponto de Extremidade	21

2.2.3	A Transferência de Custódia	22
2.2.4	As Classes de Prioridades	24
2.2.5	Os Registros Administrativos	24
2.3	O Roteamento em DTNs	26
2.3.1	O Cenário Estocástico	27
	O Roteamento Epidêmico	28
	O Roteamento Baseado em Estimativa	31
	O Roteamento Baseado em Modelo	33
	O Roteamento Baseado no Controle do Movimento do Nó	34
	O Roteamento Baseado em Codificação	37
2.3.2	O Cenário Determinístico	40
	O Modelo de Oráculos do Conhecimento	40
	O Modelo de Grafos Evolutivos	42
3	A Proposta de Roteamento	44
3.1	O Tipo de Incerteza	45
3.2	O Algoritmo de Roteamento Probabilístico	48
3.3	A Tabela de Jornadas	49
3.4	O Modelo Probabilístico	50
4	Ambiente de Simulação	54
4.1	O Cenário de Simulação	54
4.2	O Simulador DTN	62
4.3	Os Resultados	64

5 Conclusões	74
Referências Bibliográficas	78

Lista de Figuras

2.1	As três fases da operação do TCP.	7
2.2	As configurações fim-a-fim (E2E) e salto-a-salto (HOP).	8
2.3	O percentual de utilização de largura de banda na configuração fim-a-fim (E2E) e salto-a-salto (HOP) para os protocolos DTN, SMTP e SFTP.	9
2.4	A camada de agregação da arquitetura DTN.	13
2.5	O blocos que formam um agregado.	14
2.6	Um exemplo de rede com contatos programados.	15
2.7	Um exemplo de rede rural esparsa com contatos previsíveis.	17
2.8	Uma visão geral da tecnologia <i>First Mile Solutions</i>	19
2.9	Os pontos de extremidade da arquitetura DTN.	21
2.10	O mecanismo de Transferência de Custódia.	23
2.11	A notificação de entrega do agregado.	26
2.12	Uma rede sem fio que utiliza o protocolo de roteamento epidêmico.	29
2.13	Uma rede de sensores em camadas que utiliza um protocolo de roteamento baseado no controle do movimento do nó.	36
2.14	Um exemplo de desperdício do tempo de contato no protocolo baseado em codificação por apagamento.	38

2.15	Um exemplo de protocolo baseado em codificação por apagamento usando a técnica de <i>encaminhamento agressivo</i>	39
2.16	Um exemplo de protocolo híbrido.	40
2.17	O desempenho dos algoritmos de roteamento em função da quantidade de oráculos do conhecimento utilizados.	41
2.18	Um exemplo de grafo evolutivo.	42
3.1	Um exemplo de DTN com contatos previsíveis e com incerteza em relação ao horário de estabelecimento dos contatos.	46
3.2	Um exemplo de rota sem interseções entre os intervalos de tempo.	47
3.3	Um exemplo de rota com interseções entre os intervalos de tempo.	47
3.4	Um exemplo da adaptação do modelo original de grafos evolutivos.	48
3.5	A função densidade de probabilidade da distribuição uniforme contínua.	51
3.6	A função de distribuição acumulada da distribuição uniforme contínua.	51
4.1	O mapa da DTN rural esparsa utilizada como cenário de simulação.	56
4.2	A conectividade geral da DTN rural esparsa.	58
4.3	A variação dos enlaces da DTN rural esparsa para os três turnos escolares.	61
4.4	A taxa de entrega de mensagens de cada protocolo de roteamento em função do momento de geração da mensagem e para um dia de simulação.	65
4.5	A taxa de entrega de mensagens de cada protocolo de roteamento em função do número de dias de simulação.	67
4.6	A taxa de entrega de mensagens de cada protocolo de roteamento em função do momento de geração da mensagem e para cinco dias de simulação.	68
4.7	O atraso de cada protocolo de roteamento em função do momento de geração da mensagem e para cinco dias de simulação.	70

4.8	A porcentagem de regiões contaminadas para cada mensagem entregue de acordo com o protocolo de roteamento e para cinco dias de simulação.	72
4.9	A porcentagem de regiões contaminadas para cada mensagem não entregue de acordo com o protocolo de roteamento e para cinco dias de simulação.	73

Lista de Tabelas

3.1	O formato da tabela de jornadas do protocolo de roteamento probabilístico.	50
4.1	A variação nos horários de partida e de retorno dos ônibus.	59
4.2	Os trajetos utilizados no cenário de simulação.	60
4.3	Um resumo do protocolos de roteamento implementados no simulador DTN.	63

Lista de Acrônimos

ADU :	<i>Application Data Unit;</i>
BSR :	<i>Bundle Status Report;</i>
CDF :	<i>Cumulative Distribution Function;</i>
CHANTS :	<i>CHALLENGED NeTworkS;</i>
DARPA :	<i>Defense Advanced Research Projects Agency;</i>
DSL :	<i>Digital Subscriber Line;</i>
DTN :	<i>Delay and Disruption Tolerant Network;</i>
DTNRG :	<i>Delay Tolerant Network Research Group;</i>
FIMF :	<i>Ferry-Initiated Message Ferrying;</i>
FMS :	<i>First Mile Solutions;</i>
GPS :	<i>Global Positioning System;</i>
ICMP :	<i>Internet Control Message Protocol;</i>
IP :	<i>Internet Protocol;</i>
IPN :	<i>InterPlaNetary Internet;</i>
IPNSIG :	<i>InterPlaNetary Internet Special-Interest Group;</i>
IRTF :	<i>Internet Research Task Force;</i>
JPL :	<i>Jet Propulsion Laboratory;</i>
LTSP :	<i>Linux Terminal Server Project;</i>
MANET :	<i>Mobile Ad hoc NETworks;</i>
MF :	<i>Message Ferrying;</i>
MRG :	<i>Minimum Reception Group;</i>
MULE :	<i>Mobile Ubiquitous LAN Extensions;</i>
NIMF :	<i>Node-Initiated Message Ferrying;</i>

PDF : *Probability Density Function;*
PDU : *Protocol Data Unit;*
PROPHET : *Probabilistic Routing Protocol using History of Encounters and Transitivity;*
PSN : *Pocket Switched Network;*
SBC : *Sociedade Brasileira de Computação;*
SFTP : *Simple File Transfer Protocol;*
SMTP : *Simple Mail Transfer Protocol;*
SNC : *Sámi Network Connectivity;*
TC : *Transferência de Custódia;*
TCP : *Transmission Control Protocol;*
TIER : *Technology and Infrastructure for Emerging Regions;*
VANET : *Vehicular Ad hoc NETWORK.*

Capítulo 1

Introdução

O SUCESSO da Internet nas últimas três décadas se deve ao seu perfil de protocolos denominados TCP/IP. O modelo TCP/IP foi teoricamente projetado para operar de forma independente da tecnologia de sub-rede que existisse. Assim, o perfil de protocolos TCP/IP deve operar em redes cabeadas confiáveis, redes sem fio, redes de satélite, redes ópticas etc. No entanto, os atuais mecanismos do TCP/IP se baseiam em suposições típicas de redes cabeadas convencionais, tais como a existência de uma conectividade fim-a-fim entre origem e destino durante todo o período correspondente a sessão de comunicação, atrasos de comunicação relativamente pequenos (da ordem de milissegundos), baixas taxas de erros e mecanismos de retransmissão efetivos para reparar erros [1].

Entretanto, algumas premissas necessárias ao bom funcionamento desse modelo não são encontradas em determinados ambientes, tornando o perfil de protocolos da Internet inadequado e pouco robusto. Exemplos de tais ambientes são: comunicações sem fio, comunicações entre dispositivos móveis, comunicações entre dispositivos com restrições de energia, comunicações rurais, comunicações submarinas e comunicações interplanetárias [2]. Estes ambientes, considerados desafiadores, possuem em comum a dificuldade de manter uma comunicação fim-a-fim com baixa latência e baixa perda de pacotes. Devido a estas características, as redes que consideram estes aspectos foram denominadas Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões (*Delay and Disruption Tolerant Networks* [3, 4] e, mais recentemente, de redes com desafios (*CHALLENGED NeTworkS* - CHANTS) [5].

As principais características das DTNs estão relacionadas aos atrasos e às desconexões [6]. Uma DTN pode chegar a ter atrasos da ordem de horas e, até mesmo, dias. A variação do atraso também pode chegar a estes valores. Em relação às desconexões, estas podem ocorrer pela alta mobilidade que provoca constantes mudanças na topologia da rede, por péssimas condições de comunicação, por economia de recursos como em sensores sem fio que dormem para poupar energia, por negação de serviço como o ato do inimigo sujar a frequência etc. Estes eventos podem resultar em uma conectividade intermitente da rede durante um período ou, ainda, pode ser que um caminho entre a origem e o destino nunca chegue a ficar completamente conectado. As características destes e de outros novos ambientes de rede conduzem a uma série de desafios que precisam ser vencidos: freqüentes desconexões, atrasos longos e/ou variáveis, conectividade intermitente, recursos limitados dos dispositivos de comunicação, alta taxa de erros etc [7].

Para contornar os problemas de atrasos e desconexões, as DTNs se servem da técnica de comutação de mensagens além de armazenamento persistente dos dados [8]. Quando uma mensagem precisa ser enviada, ela é armazenada e encaminhada nó a nó desde a origem até o destino. Por utilizar essa técnica, diz-se que as DTNs são redes do tipo armazena-e-encaminha (*store-and-forward*), ou seja, primeiro a mensagem é recebida integralmente e armazenada para, depois, ser enviada ao próximo nó, que pode ou não ser o destino. Como as DTNs não operam sobre enlaces que estão sempre disponíveis, é esperado que os nós armazenem mensagens durante algum tempo, sendo preciso alguma forma de armazenamento persistente e robusto (ex. disco rígido, memória *flash* de dispositivos portáteis) para preservar as informações diante de reinicializações no sistema.

Como a comutação de mensagens e o armazenamento persistente são mandatórios em DTNs, a solução adotada pelo grupo de pesquisa em DTN (*DTN Research Group - DTNRG*) [9] é a arquitetura DTN, que utiliza uma sobrecamada (*overlay*) abaixo da camada aplicação [10]. Esta camada recebeu o nome de camada de agregação (*bundle layer*) e o protocolo de agregação é executado em todos os nós da DTN [11]. As sub-redes são denominadas redes regionais. Essa arquitetura torna a DTN independente das diversas redes regionais e permite que as aplicações se comuniquem através de múltiplas regiões. Para garantir interoperabilidade com qualquer tipo de rede, a sobrecamada se situa acima da camada transporte das redes que se servem do perfil de protocolos TCP/IP.

As camadas abaixo da camada de agregação são definidas de acordo com a conveniência do ambiente de comunicação de cada região, podendo ser específicas para cada região englobada pela DTN.

1.1 A Motivação

Um desafio comum a todas as categorias de DTN é o roteamento, pois é preciso projetar protocolos capazes de superar os problemas dos atrasos extremamente longos e das freqüentes desconexões, já que os protocolos convencionais não estão aptos a manipular eficientemente a transmissão de dados em DTNs. Diversos protocolos de roteamento foram especialmente projetados para DTN. Atualmente, esses protocolos são classificados de acordo com o grau de informação disponível sobre a topologia da rede, sendo, por isso, divididos em: cenário estocástico e cenário determinístico [12]. No cenário estocástico, o comportamento da rede é aleatório e desconhecido, impossibilitando o cálculo das melhores rotas. Como os nós se comunicam diante de encontros não previamente programados, os contatos, ocasiões favoráveis para os nós trocarem dados, são denominados *contatos oportunistas*. O objetivo é obter vantagens de contatos realizados ao acaso para realizar a comunicação com qualquer nó que esteja fora do alcance da origem. Ao contrário desse cenário, no cenário determinístico as conexões e as movimentações futuras são totalmente conhecidas pelos nós. Um acordo pode ser pré-estabelecido entre os nós para a realização de contatos, ou seja, o momento de cada contato pode ser negociado previamente. Por isso, os contatos em cenários determinísticos são denominados *contatos programados*.

Apesar de essa classificação ser a mais adotada, alguns ambientes DTN não caminham em direção a nenhum desses cenários, pois as informações disponíveis sobre as conexões futuras da rede possuem certo grau de incerteza. Por isso, nesses ambientes os contatos são denominados *contatos previsíveis*. Esses contatos podem apresentar informações incertas em relação à ocorrência dos contatos, ao horário dos contatos e/ou à duração dos contatos [10]. Geralmente, as previsões são obtidas de históricos de contatos previamente realizados. Com a presença da incerteza, o desempenho de algoritmos de roteamento para cenário determinístico é afetado negativamente, pois os nós não conseguem obter

as informações precisas necessárias para o seu correto funcionamento. Já a presença da incerteza não afeta negativamente os algoritmos para cenário estocástico. Porém, estes algoritmos poderiam ser mais eficientes utilizando as informações disponíveis para prever as melhores rotas. Neste contexto, são necessários novos protocolos de roteamento capazes de lidar com a incerteza dos contatos previsíveis.

1.2 Os Objetivos

Os objetivos desse trabalho são apresentar e validar uma proposta de roteamento probabilístico para redes tolerantes a atrasos e desconexões capaz de lidar com a incerteza dos contatos previsíveis, garantir uma alta taxa de entrega de mensagens e um baixo custo em termos do número de transmissões de réplicas e espaço ocupado nos *buffers*. Para atingir esses objetivos estendeu-se o modelo de grafos evolutivos proposto por Ferreira [13] para formalizar um domínio no tempo em grafos. Um modelo probabilístico capaz de representar a ocorrência de um contato previsível também é apresentado neste trabalho. Para validar a proposta de roteamento probabilístico foi implementado um simulador DTN e utilizados dados reais de um ambiente DTN com incerteza em relação ao horário de estabelecimento dos contatos.

1.3 A Organização

Este trabalho está organizado da seguinte forma. O Capítulo 2 apresenta os conceitos, as características, os problemas e os grandes desafios das DTNs. Neste capítulo, também são apresentadas as principais características da arquitetura DTN proposta pelo *Internet Research Task Force (IRTF)* [14] e o estado da arte dos protocolos de roteamento especialmente projetados para DTNs. No Capítulo 3, os detalhes da proposta de roteamento probabilístico são apresentados. No Capítulo 4, são apresentados o cenário tolerante a atrasos e desconexões utilizado para as simulações, o simulador implementado para validar a proposta e os resultados das simulações. Por fim, no Capítulo 5, são apresentadas as conclusões sobre este trabalho e as considerações sobre os trabalhos futuros.

Capítulo 2

Redes Tolerantes a Atrasos e

Desconexões *

A ARQUITETURA da Internet é uma solução tecnológica de comprovado sucesso, sendo utilizada no mundo todo para interconectar os mais variados tipos de dispositivos de comunicação, em diferentes cenários e dando suporte a diversas aplicações. Entretanto, algumas premissas necessárias ao bom funcionamento da arquitetura da Internet não são encontradas em determinados ambientes, tornando o perfil de protocolos da Internet inadequado e pouco robusto. Exemplos de tais ambientes são: as comunicações sem fio, as comunicações entre dispositivos móveis, as comunicações entre dispositivos que possuem restrições de energia, as comunicações rurais, as comunicações em campo de batalha, as comunicações submarinas, as comunicações interplanetárias etc. Estes ambientes, considerados “desafiadores”, possuem em comum a dificuldade de manter uma comunicação fim-a-fim com baixa latência e pequena perda de pacotes. Devido a estas características, as redes que consideram estes aspectos foram denominadas Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões (*Delay and Disruption Tolerant Networks - DTNs*) [3]. Apesar de o termo DTN ser o mais utilizado na literatura, também podem ser encontradas outras terminologias, tais como: redes com conectividade eventual, redes móveis parcialmente conectadas, redes desconectadas, redes com conectividade transiente, redes inco-

*Este capítulo é baseado no minicurso “Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões” [7] apresentado no 25º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos (SBRC 2007).

muns, redes extremas e, mais recentemente, redes com desafios (*CHALLENGED NeTworks* - CHANTS) [8].

2.1 Fundamentos e Características das DTNs

Um exemplo de ambiente onde os protocolos convencionais da Internet não apresentam um bom desempenho são as redes ad hoc móveis (*Mobile Ad hoc NeTworks* - MANETs), onde a topologia da rede pode mudar constantemente quando a mobilidade dos nós é muito alta, provocando freqüentes desconexões [15]. Outro exemplo são as redes de sensores sem fio, onde os nós precisam economizar energia e por isso permanecem desligados periodicamente, causando o particionamento da rede e conectividade intermitente [16]. Assim, o caminho entre a origem e o destino pode não existir durante um período ou, ainda, pode ser que um caminho entre a origem e o destino nunca chegue a ficar completamente conectado. As características destes e de outros novos ambientes de rede conduzem a uma série de desafios que precisam ser vencidos: freqüentes desconexões, atrasos longos e/ou variáveis (da ordem de horas ou dias), conectividade intermitente, recursos limitados dos dispositivos de comunicação, alta taxa de erros etc [6].

Em resumo, as principais características encontradas nas redes tolerantes a atrasos e desconexões são:

- **os atrasos longos e/ou variáveis** - uma DTN pode chegar a ter atrasos da ordem de horas e, até mesmo, dias. A variação do atraso também pode chegar a estes valores. O atraso fim-a-fim é determinado através da soma dos tempos de atraso salto-a-salto. Basicamente, é formado por quatro componentes: tempo de espera, atraso nas filas, atraso de transmissão e atraso de propagação [17]. O primeiro componente corresponde ao tempo de espera de cada nó pelo nó de destino ou pela chegada de um nó intermediário que possa encaminhar as suas mensagens. O atraso nas filas corresponde aos atrasos variáveis que ocorrem nas filas dos nós antes de uma mensagem corrente ser entregue. Em seguida, existem o atraso de transmissão da mensagem e o atraso correspondente ao tempo de propagação do sinal (latência) a cada contato entre dois nós;

- **as freqüentes desconexões** - desconexões podem ocorrer pela mobilidade que provoca constantes mudanças na topologia da rede, por péssimas condições de comunicação (desvanecimentos), por economia de recursos como em sensores sem fio onde sensores dormem para poupar energia, por negação de serviço como o ato do inimigo sujar a freqüência (*jamming*) em operações militares. Estes eventos podem resultar em uma conectividade intermitente da rede, ou seja, na inexistência de um caminho fim-a-fim entre um nó de origem e um nó de destino.

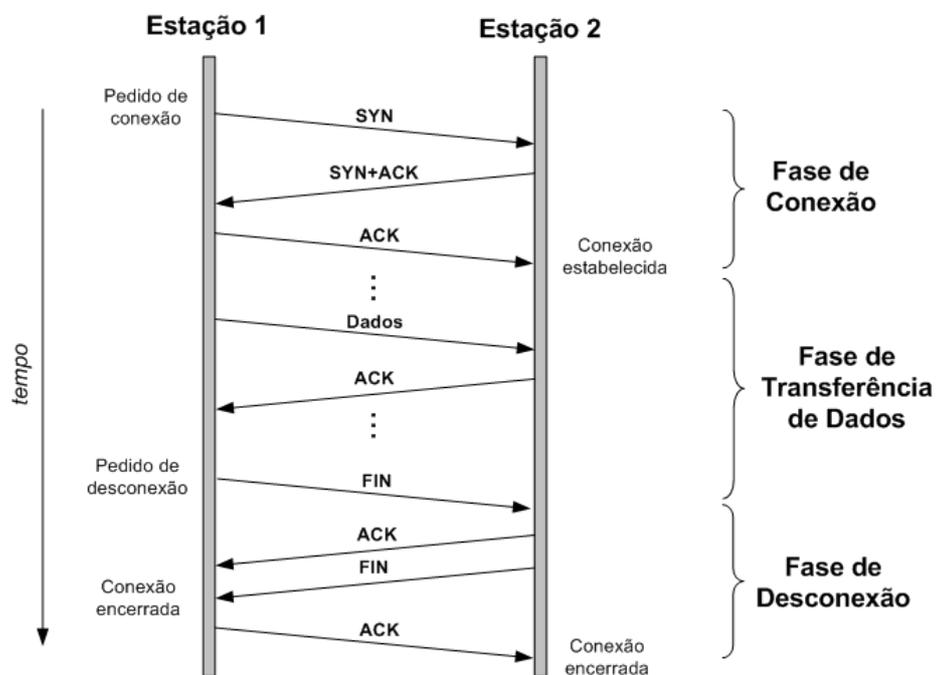


Figura 2.1: As três fases da operação do TCP.

A principal causa da Internet convencional não apresentar um bom desempenho em redes com longos atrasos e freqüentes desconexões está na operação do *Transmission Control Protocol* (TCP) [18]. O TCP é um protocolo de transporte orientado a conexão que garante confiabilidade na entrega de dados fim-a-fim em cima de redes não confiáveis. Ele foi projetado para operar independentemente da infra-estrutura de sub-rede, não se preocupando com o tipo de tecnologia usada (ex. fibra, coaxial, par trançado, radio-freqüência etc.) sobre a qual o *Internet Protocol* (IP) opera. Como ilustrado na Figura 2.1, a operação do TCP pode ser dividida em três fases: estabelecimento de conexão, transferência de dados e desconexão. O estabelecimento de conexão se faz com a troca de três

mensagens (*three-way handshake*). Em seguida, inicia-se a transferência de dados, onde a boa recepção dos dados pelo destino deve ser sinalizada por reconhecimentos positivos (*acknowledgments* - ACKs). O encerramento de uma conexão TCP se dá com a troca de quatro mensagens. Fica evidente que o bom funcionamento do TCP requer a existência de um caminho fim-a-fim entre a origem e o destino durante todo o período correspondente à sessão de comunicação, atrasos de comunicação relativamente pequenos (da ordem de milissegundos) e baixa taxa de erros [1].

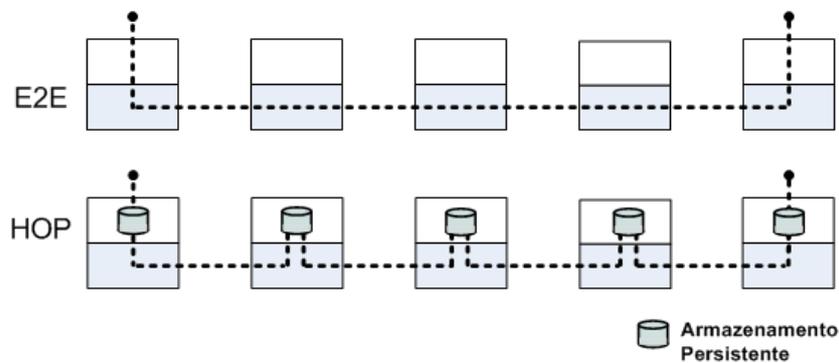


Figura 2.2: As configurações fim-a-fim (E2E) e salto-a-salto (HOP).

Para contornar os problemas de atrasos e desconexões, as DTNs se servem da técnica de comutação de mensagens [19] além de armazenamento persistente. Na técnica de comutação de mensagens nenhum circuito é estabelecido com antecedência entre a origem e o destino, não existindo qualquer fase anterior ao envio de dados. Quando uma mensagem precisa ser enviada, ela é armazenada e encaminhada nó a nó desde a origem até o destino. Por utilizar essa técnica, diz-se que as DTNs são redes do tipo armazena-e-encaminha (*store-and-forward*), ou seja, primeiro a mensagem é recebida integralmente e armazenada para, em seguida, ser enviada ao próximo nó e assim por diante até alcançar o destino. Assim, não há necessidade de o nó de destino estar ativo quando o nó de origem envia a mensagem, pois os nós intermediários podem armazenar a mensagem e entregá-la mais tarde. Como prova deste conceito, um bom exemplo são os resultados obtidos por Demmer *et al.* [4] através da comparação de três protocolos de entrega de mensagens: DTN, *Simple Mail Transfer Protocol* (SMTP) e *Simple File Transfer Protocol* (SFTP). Inicialmente, são propostas duas configurações. A primeira configuração representa uma comunicação comum da Internet que necessita do estabelecimento de uma conexão fim-

a-fim antes da troca de dados. Por isso, esta é chamada de E2E (*end-to-end*). Como ilustrado na Figura 2.2, adaptada de Demmer *et al.* [4], no E2E cinco nós são dispostos em uma topologia linear onde somente o nó de origem e o nó de destino executam *daemons* do protocolo, enquanto os três outros nós intermediários executam o encaminhamento IP. Na segunda configuração, é utilizada a comutação de mensagens onde cada nó armazena-e-encaminha a mensagem salto a salto (HOP), indicada na Figura 2.2 pela linha pontilhada que sobe até a parte central de cada nó intermediário. Nesse caso, os cinco nós executam *daemons* do protocolo.

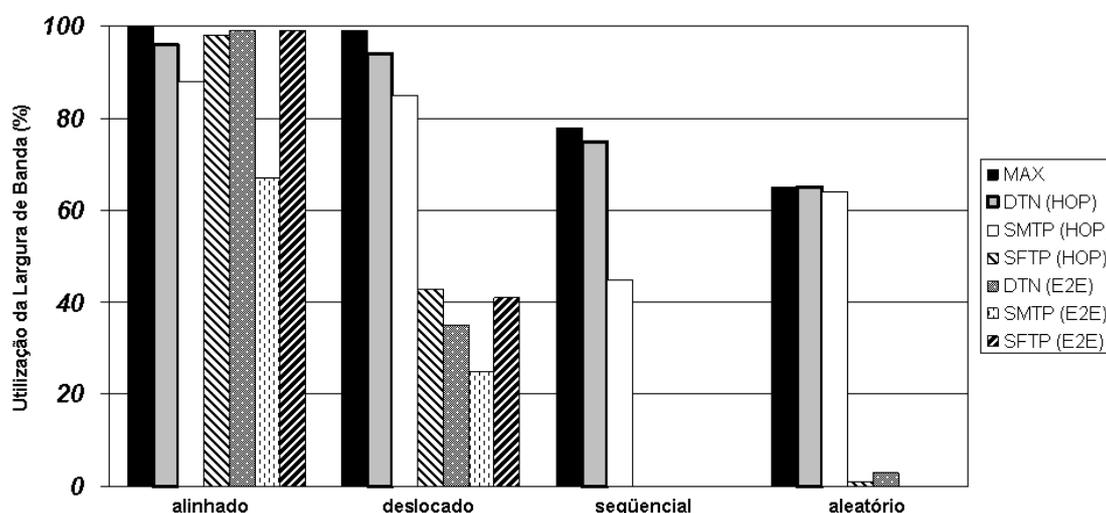


Figura 2.3: O percentual de utilização de largura de banda na configuração fim-a-fim (E2E) e salto-a-salto (HOP) para os protocolos DTN, SMTP e SFTP.

Quatro experimentos são realizados para avaliar a utilização da largura de banda pelos diferentes protocolos. Em cada experimento é introduzido um período de desconexão para cada enlace. Todas as desconexões são cíclicas, de forma que um enlace fica ativado por um minuto e desativado por três minutos. O primeiro experimento é chamado de “alinhado”, pois todos os enlaces são ativados ao mesmo tempo. O segundo experimento é chamado de “deslocado”, pois o instante da ativação de um enlace é deslocado de 10 segundos em relação ao instante da ativação do enlace anterior. O terceiro experimento é “seqüencial”, o que significa que somente um enlace fica ativo por vez. O último experimento é chamado de “aleatório” e, como o próprio nome indica, o instante da ativação dos enlaces ocorre aleatoriamente. Também é avaliada a taxa máxima alcançada (MAX)

para cada um dos experimentos com o objetivo de mostrar que em alguns experimentos a largura de banda é desperdiçada. O gráfico da Figura 2.3, adaptada de Demmer *et al.* [4], apresenta os resultados dos quatro experimentos para cada configuração (E2E e HOP) de acordo com o protocolo de entrega de mensagens (DTN, SMTP e SFTP). Como pode ser visto pelo gráfico, em todos os experimentos tanto o DTN (HOP) quanto o SMTP (HOP) alcançam um bom desempenho quando comparado com os outros, com destaque para o protocolo DTN (HOP), que em todos os experimentos permanece próximo da MAX. Estes experimentos são uma prova de que o perfil de protocolos TCP/IP não atende às características da DTN e que a comutação de mensagens provê bons resultados.

Deve ser ressaltado que a operação armazena-e-encaminha em DTNs difere daquela de outros protocolos tradicionais de rede. Por exemplo, em redes IP baseadas nesta operação, o armazenamento ocorre por um pequeno período de tempo até que os pacotes sejam encaminhados para o próximo nó. Este armazenamento é normalmente feito por memórias dinâmicas (ex. *chips* de memória de roteadores) e o tempo de armazenamento é da ordem de milissegundos. Em contraste, como as DTNs não operam sobre enlaces que estão sempre disponíveis, é esperado que os nós armazenem mensagens durante algum tempo. Nesse caso, o tempo de armazenamento em DTNs pode ser até da ordem de horas ou dias, sendo preciso alguma forma de armazenamento persistente e robusto (ex. disco rígido, memória *flash* de dispositivos portáteis) para preservar as informações diante de reinicializações no sistema.

Como o uso da técnica de comutação de mensagens e o armazenamento persistente são mandatórios em DTN, surge a questão de “em que camada” aplicar esta tecnologia. É claro que a técnica de comutação de mensagens pode ser feita na camada de aplicação e, desta forma, os nós intermediários se comportariam como *gateways* de aplicação. No entanto, seria necessário que todas as aplicações fossem desenvolvidas levando em conta os problemas de atraso e desconexões. Além disso, para obter interoperabilidade entre redes convencionais e redes DTNs é importante que as especificidades se encontrem acima da camada TCP. Como será apresentado na Seção 2.2 deste trabalho, a solução adotada pelo *Internet Research Task Force* (IRTF) foi a utilização de uma sobrecamada (*overlay*) ao TCP/IP e logo abaixo da camada de aplicação.

O desenvolvimento de aplicações para DTNs deve considerar a existência de cenários desconectados e características pouco propícias à interatividade. Os problemas mais comuns no desenvolvimento de aplicações em DTNs estão relacionados aos diferentes temporizadores da camada de aplicação. Geralmente, os temporizadores da aplicação são usados para a realização repetitiva de tentativas de execução de transações, ou seja, quando uma transação é enviada e a resposta não é obtida dentro do tempo esperado, uma nova transação é emitida. O exemplo mais comum é o acesso a páginas *web*, onde o navegador espera um certo tempo por uma resposta às requisições enviadas pelo usuário. Após expirar o tempo, novas tentativas são realizadas até que seja retornada uma mensagem de sucesso ou de erro quando não é possível o estabelecimento. Desta forma, torna-se inviável a utilização de servidores *web* em estações pertencentes a uma DTN, pois a conectividade não é permanente, impossibilitando a utilização dos serviços a todo instante. Portanto, devido às suas características peculiares, o sistema de entrega de mensagens em DTNs é do tipo assíncrono, suportando aplicações tolerantes a atrasos e desconexões. Para as aplicações DTN o sucesso da entrega da mensagem é mais importante que qualquer outra métrica de desempenho, inclusive o atraso. A principal aplicação mais imediata de ser implementada em DTNs é o serviço de correio eletrônico (*e-mail*), que tem como vantagem possibilitar que arquivos grandes sejam anexados [20]. Entretanto, outros tipos de aplicações DTNs que também podem ser desenvolvidas: transferência de arquivos, repositórios para compartilhamento e/ou *backup*, educação à distância, formulários eletrônicos, coleta de informações (votação, censo, etc), sistemas de publicação e distribuição de conteúdos como governo eletrônico (*e-gov*), vídeos, páginas *web* pessoais, jornais, revistas etc.

2.2 A Arquitetura DTN

Uma nova arquitetura capaz de suprir as características peculiares das DTNs foi apresentada década de 90 durante o desenvolvimento do projeto Internet InterPlaNetária (IPN) por um grupo de engenheiros¹ do *Jet Propulsion Laboratory* (JPL) da agência espacial americana NASA [2]. O objetivo do IPN é definir uma arquitetura de redes que permita

¹Grupo liderado por Vint Cerf, um dos “pais” da Internet.

a interoperabilidade da Internet convencional (“terrestre”) com uma Internet Interplanetária, que envolve outros planetas e astronaves em movimento [21]. O projeto ainda está em andamento como um grupo especial (IPN *Special-Interest Group* - IPNSIG) dentro da *Internet Society*. O grande problema da Internet Interplanetária é o atraso que pode ser de horas e até dias.

Observou-se que as soluções para o projeto IPN também atendiam aos problemas de quebras de conexões bastante comuns em algumas redes terrestres. Assim, em 2002, o *Internet Research Task Force* (IRTF) [14], uma comunidade que realiza pesquisas de longo prazo referentes ao funcionamento da Internet, criou um grupo de pesquisa em redes tolerantes a atrasos (*Delay Tolerant Network Research Group* - DTNRG) com o objetivo de empregar o conceito de DTN também em ambientes operacionais terrestres [9]. No ano de 2004, a *Defense Advanced Research Projects Agency* (DARPA) realizou uma chamada de trabalhos² denominada redes tolerantes a desconexões (*disruption-tolerant networks*), também chamada DTN [22]. Apesar da diferença entre os nomes, o IPN, o DTNRG e a DARPA trabalham em busca de uma solução comum para resolver os problemas associados às DTNs [23]. A proposta de uma arquitetura DTN é definida na RFC 4838 que descreve como um conjunto de nós se organiza para armazenar e encaminhar mensagens em ambientes sujeitos a atrasos longos e/ou variáveis e com frequentes desconexões [10].

A arquitetura DTN prevê a utilização da técnica de comutação de mensagens e o armazenamento persistente dos dados definindo uma sobrecamada (*overlay*) abaixo da camada de aplicação. Esta nova camada é denominada camada de agregação (*Bundle Layer*) e o protocolo de agregação é executado em todos os nós pertencentes à rede DTN, denominados nós DTN, da origem até o destino, à semelhança da camada IP. As “sub-redes” são denominadas redes regionais e a arquitetura em sobrecamada permite tornar a DTN totalmente independente das diversas redes regionais, permitindo que as aplicações se comuniquem através de múltiplas regiões. Para garantir interoperabilidade com qualquer tipo de rede, esta sobrecamada se situa acima da camada de transporte das redes que se servem do perfil de protocolos TCP/IP. Como ilustrado na Figura 2.4, as camadas abaixo da camada de agregação são definidas de acordo com a conveniência do ambiente de comunicação de cada região, podendo ser específicas para cada região englobada pela DTN.

²Valor de 22 milhões de dólares (<http://www.dtic.mil/descriptivesum/Y2006/DARPA/0603760E.pdf>).

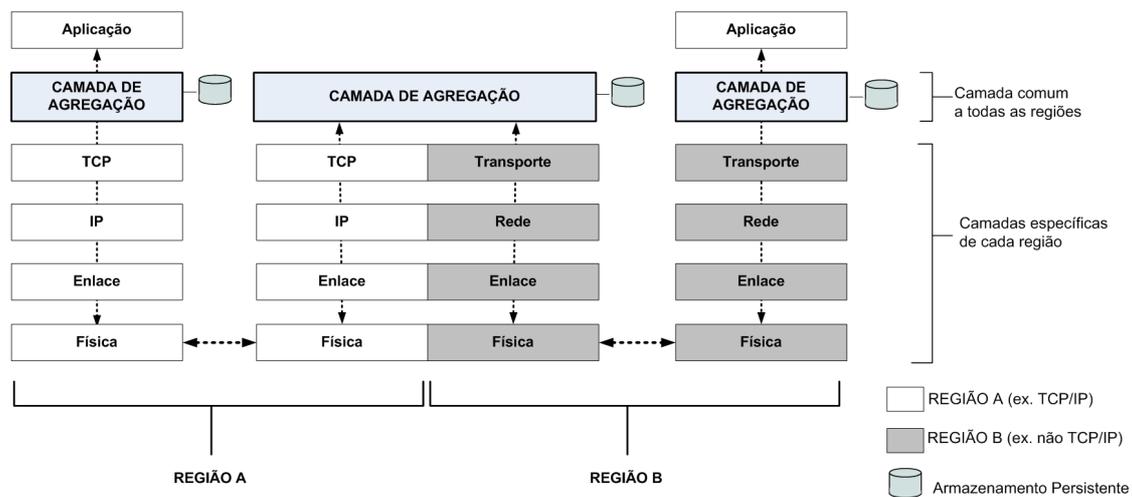


Figura 2.4: A camada de agregação da arquitetura DTN.

O protocolo de agregação (*Bundle Protocol*) é especificado na RFC 5050 [11]. As aplicações das DTNs enviam mensagens de tamanhos variáveis chamadas de unidades de dados da aplicação (*Application Data Units - ADUs*). As mensagens são transformadas pela camada de agregação em uma ou mais unidades de dados de protocolo (*Protocol Data Units - PDUs*) denominadas agregados (*bundles*), que são armazenados e encaminhados pelos nós DTN. Múltiplas cópias do mesmo agregado podem existir simultaneamente em diferentes partes da rede, tanto na memória local de um ou mais nós DTN quanto em trânsito entre os nós. Cabe ressaltar que o termo agregado foi escolhido para ser usado em DTN, ao invés de transação, para evitar a associação a algum tipo de interatividade, que é ineficaz em ambientes com longos atrasos e freqüentes desconexões [24]. Assim, nestes ambientes, por exemplo, o pedido de transferência de um arquivo pode ser enviado contendo os dados necessários para a autenticação do usuário (ex. login/senha), o nome do arquivo desejado e o diretório local onde o arquivo deve ser entregue. Todas essas informações são “agregadas” e enviadas de uma única vez evitando a seqüência interativa de trocas de mensagens que são realizadas numa transferência de arquivos realizada em uma rede TCP/IP convencional.

Como ilustrado na Figura 2.5, cada agregado consiste de dois ou mais “blocos”. O termo bloco é utilizado no lugar de cabeçalho, pois um bloco pode estar no início ou

no fim da unidade de dados de protocolo. O primeiro bloco, chamado bloco primário, é obrigatório. Esse bloco contém as informações básicas necessárias para encaminhar um agregado até o destino e existe apenas um bloco primário por agregado. Somente um dos blocos seguintes pode conter a carga útil (*payload*) dos dados. Além desses dois blocos, cada agregado pode possuir outros blocos com campos adicionais, denominados blocos de extensão, que ainda estão sendo definidos na especificação do protocolo.



Figura 2.5: O blocos que formam um agregado.

2.2.1 Os Tipos de Contatos

Em DTNs não é assumido que todos os nós são alcançáveis e podem ser contatados a todo instante. Essa característica das DTNs contrasta fortemente com o que é assumido para a Internet convencional, que considera que as entidades comunicantes estão sempre alcançáveis. Por isso, um conceito importante que deve ser considerado na arquitetura DTN é o de *contato*. Um contato corresponde a uma ocasião favorável para os nós trocarem dados [19]. A arquitetura DTN classifica os contatos em cinco tipos:

Os Contatos Persistentes

Os contatos persistentes são aqueles contatos que estão sempre disponíveis. Uma conexão Internet sempre disponível como a *Digital Subscriber Line* (DSL) é um exemplo de contato persistente.

Os Contatos sob Demanda

Os contatos sob demanda são aqueles contatos que requerem alguma ação para que sejam instanciados, mas que, uma vez acionados, funcionam como contatos persistentes até serem encerrados. Do ponto de vista do usuário, uma conexão discada pode ser vista como um exemplo de contato sob demanda. Outro exemplo de contato sob demanda é em redes de sensores que requerem o envio de uma mensagem específica para “acordar” os sensores que estão dormindo.

Os Contatos Programados

Em algumas DTNs, uma agenda de contato pode ser preestabelecida entre dois ou mais nós antes que ocorra a troca de informações. O horário e a duração de cada contato são estabelecidos previamente entre os nós comunicantes. Por isso, esse tipo de contato estabelecido é denominado contato programado. Uma característica das redes com contatos programados é a exigência de uma sincronização do tempo na rede para que a troca de informações seja realizada com sucesso.

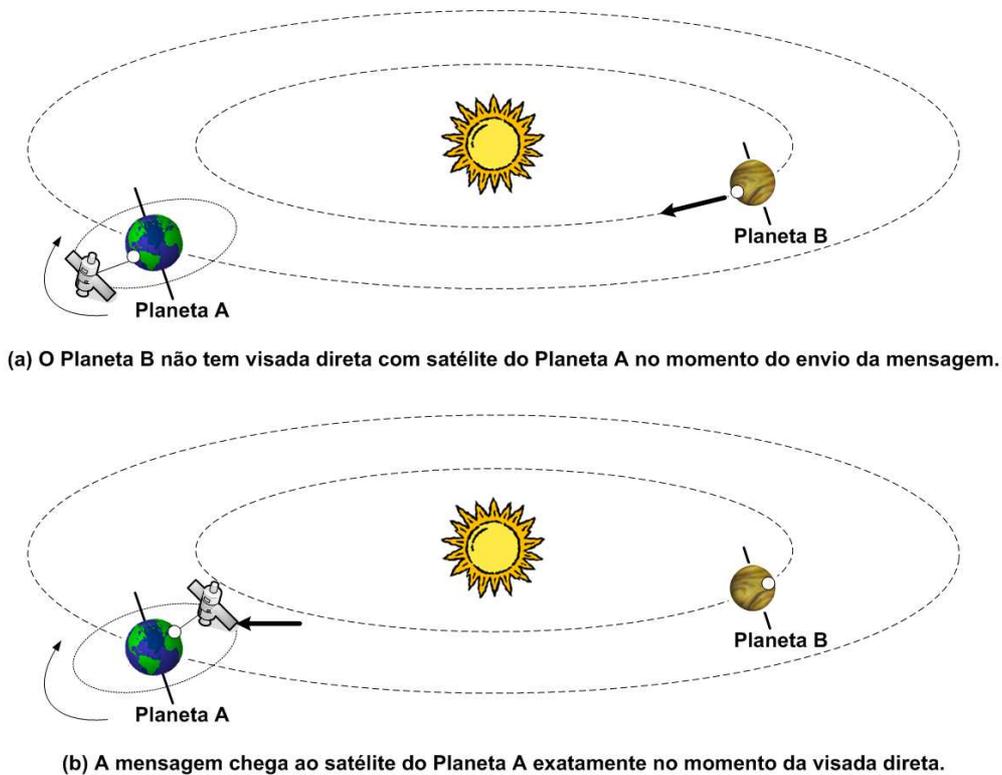


Figura 2.6: Um exemplo de rede com contatos programados.

As aplicações espaciais são um exemplo de rede com contatos programados, pois a movimentação dos elementos da rede (planetas, satélites, naves espaciais etc.) e os atrasos relativos às longas distâncias envolvidas são significativos [25]. Na Figura 2.6 é apresentado um cenário com dois planetas: *Planeta A* e *Planeta B*. No *Planeta A*, o nó mantém um contato persistente com um satélite, que se movimenta ao longo de uma órbita fixa e que por isso possibilita que todas as suas futuras posições sejam conhecidas. O nó do *Planeta B* possui uma informação armazenada que deve ser entregue ao nó do *Planeta A*. Em um

determinado instante, previamente programado, o nó do *Planeta B* envia uma mensagem em direção ao *Planeta A*. Através da Figura 2.6 (a) é possível perceber que, no momento do envio da mensagem, o nó do *Planeta B* possui um enlace desconectado/obstruído com o satélite. Entretanto, a recepção da mensagem pelo satélite, ilustrada na Figura 2.6 (b), é realizada com sucesso, garantindo a entrega da mensagem ao nó do *Planeta A*. Em aplicações terrestres pode-se imaginar comunicações com contatos programados em uma rede de sensores onde determinados nós “acordam” em horários preestabelecidos, voltando a “dormir”, para poupar energia, fora dos horários programados.

Os Contatos Previsíveis

Os contatos previsíveis são aqueles nos quais os nós podem fazer previsões sobre o horário e/ou a duração dos contatos. Geralmente, essas informações são obtidas com base em históricos de contatos previamente realizados. Ao contrário dos contatos programados, os contatos previsíveis possuem certo grau de incerteza do contato. Assim, algumas rotas da origem ao destino podem ser previstas, mas possuem alguma incerteza em relação a sua ocorrência, horário ou duração. Dado um nível de segurança suficiente, as rotas podem ser escolhidas baseadas nas informações de experiências passadas.

A rede rural esparsa ilustrada na Figura 2.7 é um exemplo de DTN com contatos previsíveis. Esse tipo de rede vem sendo utilizado para oferecer acesso à Internet a baixo custo para habitantes de áreas remotas que não são atendidas a contento pelas atuais tecnologias de rede e que, portanto, não possuem a infra-estrutura necessária para a utilização de aplicações comuns como o correio eletrônico e a *World Wide Web*. Estas áreas estão representadas na Figura 2.7 pela Região 2. Normalmente, são regiões rurais ou regiões residenciais habitadas por pessoas de baixo poder aquisitivo. Essas localidades encontram-se, em geral, afastadas dos grandes centros (Região 1), onde existem diversas formas de acesso à Internet como a banda larga e o modem discado. Para superar os problemas ocasionados pela conectividade intermitente entre as duas ou mais regiões, ônibus públicos e motos são utilizados como mensageiros móveis, sendo responsáveis pelo armazenamento, transporte e entrega de dados entre as regiões. Estes mensageiros móveis são conhecidos como “mulas de dados” (*data MULES*). O termo MULE vem do acrônimo *Mobile Ubiquitous LAN Extensions* [26] e tem sido bastante usado em DTNs.

Neste trabalho, assume-se a tradução “mula de dados” para indicar a transferência de informações por veículos motorizados, pessoas ou animais. As mulas de dados são equipadas com um ponto de acesso e um dispositivo de armazenamento. Assim, o *upload* e o *download* dos dados ocorrem quando a mula entra na área de cobertura de cada região, também equipada com pontos de acesso. Neste cenário específico, a mula de dados desempenha o papel de agente tradutor das características incompatíveis da Região 1 e da Região 2, além de agir como um *buffer* armazenando os dados que precisam ser trocados entre as regiões. Em função da distância entre a área isolada e a cidade, o atraso de comunicação geralmente é de algumas horas. Como as visitas das mulas de dados são variáveis, estando sujeitas a falhas mecânicas, problemas ambientais (ex. uma estrada interditada), as regiões não possuem informações precisas sobre a próxima troca de dados [27]. Porém, podem se basear em históricos das últimas visitas das mulas de dados para estimar o horário e a duração das próximas visitas.

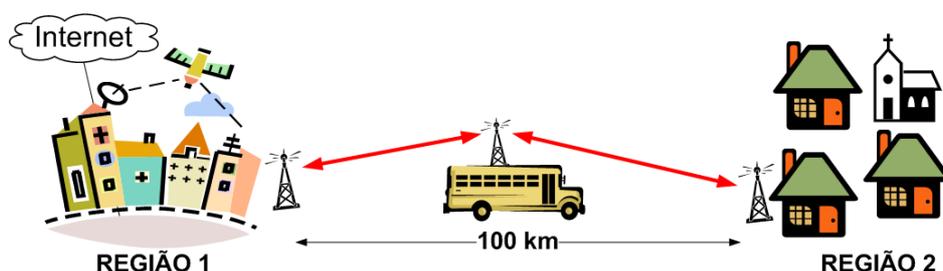


Figura 2.7: Um exemplo de rede rural esparsa com contatos previsíveis.

Alguns projetos já atuam neste contexto de integração digital, com destaque para os seguintes:

- **TierStore** [28] - o grupo de pesquisa *Technology and Infrastructure for Emerging Regions* (TIER) [29] da Universidade da Califórnia em Berkeley, nos Estados Unidos, tem por objetivo levar a revolução da tecnologia de informação às populações dos países em desenvolvimento atuando em áreas como educação, saúde, comunicação sem fio e armazenamento distribuído. O TierStore é um projeto do TIER que procura contornar as dificuldades existentes para a execução de aplicações como o correio eletrônico e a *web* em regiões com conectividade intermitente ou sem conectividade [30]. Um protótipo já foi testado na República de Guiné-Bissau;

- ***KioskNET*** [31] - é um projeto da Universidade de Waterloo, no Canadá. O projeto *KioskNET* provê acesso à Internet confiável e de baixo custo a quiosques rurais, nos quais são realizados serviços de cartório, serviços de consultas médicas, serviços relativos à agricultura etc. Nesse projeto a tolerância à desconexão surge em função dos problemas de energia existentes nos países em desenvolvimento e dos custos de outras soluções. Cada quiosque possui um ou mais computadores simples e de baixo custo, além de um equipamento que se comunica por rádio com computadores carregados em ônibus, carros e caminhões. Esses veículos fazem o papel de mula de dados, transportando os dados dos quiosques para *gateways* com acesso à Internet e vice-versa. Uma vila da Índia recebeu a primeira implementação da solução no ano de 2006;
- ***Sámi Network Conectivity (SNC)*** [32] - é um projeto da Universidade Tecnológica de Lulea, na Suécia. Tem como objetivo principal prover acesso à Internet ao povo Sámi, uma população nômade da região da Suécia e de outros países escandinavos que vive principalmente do pastoreio de renas, passando grande parte do tempo fora de suas vilas sem contato com outros Sámis que ficam nas vilas. Esse povo não possui nenhum tipo de comunicação confiável na maioria das áreas nas quais trabalham e vivem. Em função disso, o projeto utiliza o conceito de DTN para prover correio eletrônico, acesso à *web* e transferência de dados aos Sámis. Um projeto piloto foi iniciado em 2004 em uma das vilas Sámis;
- ***Wizy Digital Courier*** [33] - é um projeto que visa oferecer acesso à Internet para alunos de escolas rurais da África do Sul. Esse acesso pode ser feito através da utilização à noite de modems discados em função do menor custo das ligações (custo fixo por 12 horas) ou através de um mensageiro para as localidades que não possuem telefone. Nesse caso, o mensageiro utiliza uma motocicleta ou uma bicicleta, como uma mula de dados, para transferir os dados entre as localidades sem acesso e as com acesso à Internet. O transporte é realizado através de dispositivos de armazenamento com interface USB (*pen drives*) ou através de redes sem fio, com as quais não é necessário entrar na escola para obter os dados. Atualmente, seis escolas estão sendo atendidas por esse serviço;

- **First Mile Solutions (FMS)** [34] - é um projeto comercial que trabalha com o objetivo de prover acesso à Internet em áreas remotas não atendidas por esse serviço. Como ilustrado na Figura 2.8, que apresenta uma visão geral do FMS, as mulas de dados, aqui chamadas de pontos de acesso móveis (*Mobile Access Point - MAP*), são ônibus, motos ou barcos, que são responsáveis pelo transporte físico dos dados entre quiosques das vilas e os grandes centros. A organização utiliza uma arquitetura proprietária chamada DakNet [35] e desenvolve produtos especializados como *hubs* e pontos de acesso. Há projetos pilotos implementados em Ruanda, Camboja, Costa Rica e Índia.

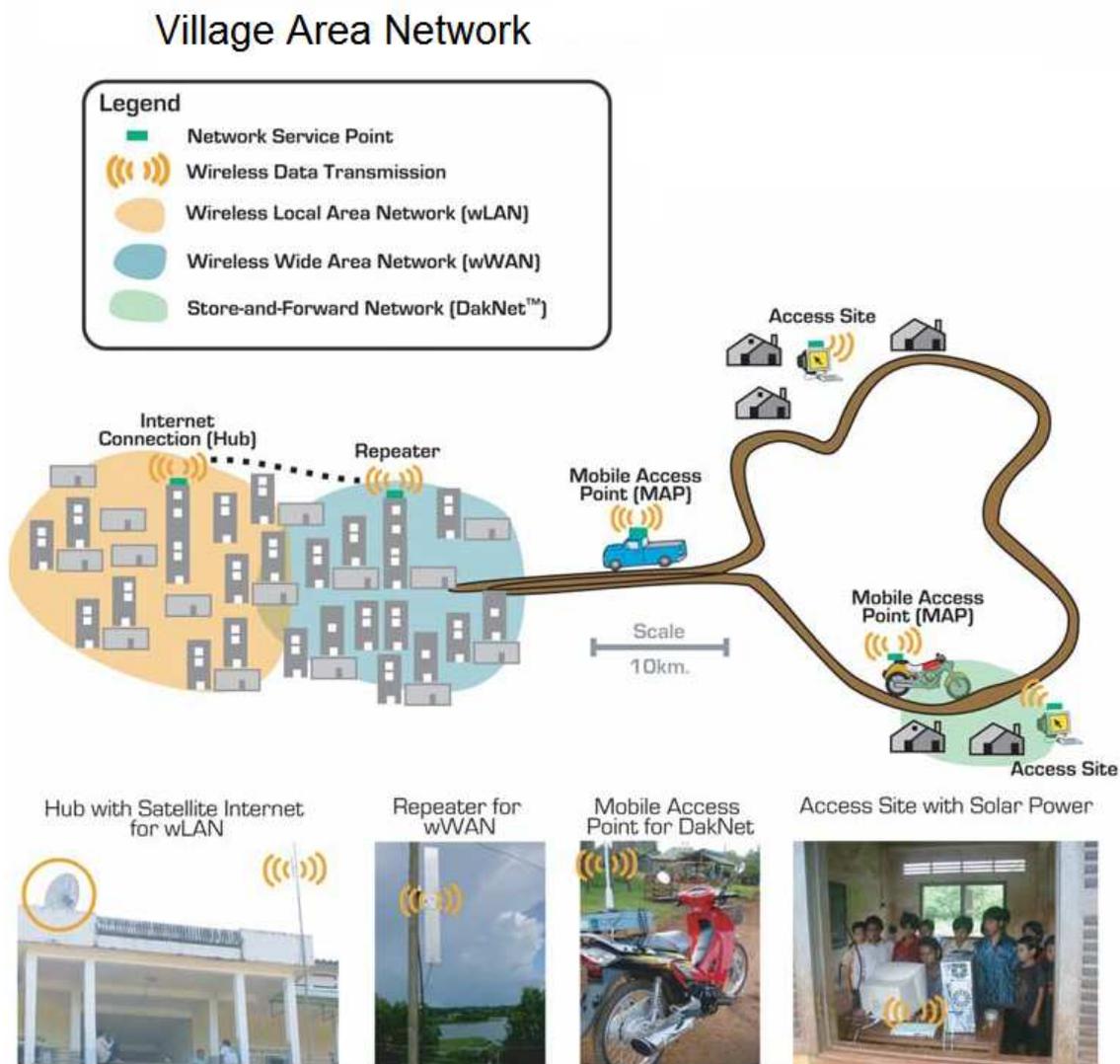


Figura 2.8: Uma visão geral da tecnologia *First Mile Solutions*.

Os Contatos Oportunistas

Os contatos oportunistas ocorrem diante de encontros não previamente programados entre os nós. Esse tipo de contato tem como objetivo aproveitar os contatos realizados totalmente ao acaso para realizar a comunicação com qualquer nó que esteja fora do alcance de um nó de origem. Utiliza-se a capacidade dos nós se comunicarem localmente com os seus vizinhos para criar possibilidades de comunicação com outros nós que estão fora do alcance. Esta é uma característica inédita na Internet convencional. O conceito de contato oportunista permite comunicação entre nós na qual em nenhum momento existe um caminho inteiramente conectado entre eles, o que inviabiliza a comunicação na Internet convencional. Geralmente, os nós que estabelecem contatos oportunistas desconhecem qualquer informação acerca do estado, da localização ou dos padrões de mobilidade dos outros nós. Além disso, os nós são autônomos, o que significa que cada nó possui um controle independente de si mesmo e de seus movimentos.

Como exemplo, suponha que Maria deseja encontrar-se com sua amiga Paula para entregar um dinheiro que estava lhe devendo. Porém, por algum motivo, Maria não consegue se comunicar com Paula. Certo dia, na universidade, Maria encontra Pedro, o irmão de Paula. Sabendo que Pedro é uma pessoa confiável, Maria entrega-lhe o dinheiro, passando para ele a responsabilidade de entregar o dinheiro a Paula. Quando chega em casa, Pedro encontra a irmã e entrega o dinheiro. Assim, apesar das duas amigas não terem se encontrado pessoalmente (conectividade intermitente), Maria (nó de origem) conseguiu fazer com que o dinheiro chegasse até Paula (nó de destino) através de uma pessoa intermediária (nó intermediário) que encontrou ao acaso na universidade (contato oportunista).

Esse é um exemplo que pode acontecer entre seres humanos, mas que atualmente pode ser implementado também entre dispositivos eletrônicos sem-fio como celulares, *laptops*, *palmtops*, *paggers*, *Personal Digital Assistants* (PDAs) etc. O contato oportunista e a comunicação de dispositivos portáteis constituem um novo paradigma de comunicação entre usuários denominado *Pocket Switched Networks* (PSNs) [36, 37]. Nesse trabalho, é considerado um novo modelo de redes que atua dentro do contexto de DTN, pois realiza a comunicação na ausência de conectividade fim-a-fim, obtendo vantagem de qualquer oportunidade de transmissão ao longo do trajeto do dispositivo móvel para que o encami-

nhamento das mensagens seja realizado até o destino.

Leguay *et al.* [38] realizaram experimentos nos quais a movimentação de um grupo de estudantes com dispositivos de bolso *bluetooth* de pequeno alcance são utilizados como forma de propagar um jornal eletrônico dentro de uma universidade e em locais populares próximos como centros comerciais, lojas, restaurantes e bares. Dentre os resultados apresentados, são avaliados os contatos oportunistas realizados entre os próprios integrantes do grupo de estudantes. Também são avaliados os contatos externos, ou seja, os contatos oportunistas do grupo de estudantes com dispositivos de pessoas comuns portando um celular, PDA, *laptop* etc. Os experimentos demonstram que o fato de alguns estudantes da universidade colaborarem com o experimento resulta em uma taxa de entrega de 90%. Também é apresentado o interesse no uso de dispositivos externos como encaminhadores do jornal eletrônico quando o tamanho da infra-estrutura tende a crescer.

2.2.2 O Ponto de Extremidade

A arquitetura DTN define o conceito de ponto de extremidade (*endpoint* DTN). Um ponto de extremidade é um grupo de nós DTN. A Figura 2.9 ilustra dois exemplos de ponto de extremidade: o Ponto de Extremidade 1 formado por um grupo de dez nós DTN e Ponto de Extremidade 2 formado por um grupo de treze nós DTN. Um nó DTN pode ser membro de um ou mais pontos de extremidade, como é o caso do nó central A da Figura 2.9. A abstração de ponto de extremidade é semelhante a um grupo *multicast*. Por outro lado, o ponto de extremidade pode ter apenas um nó.

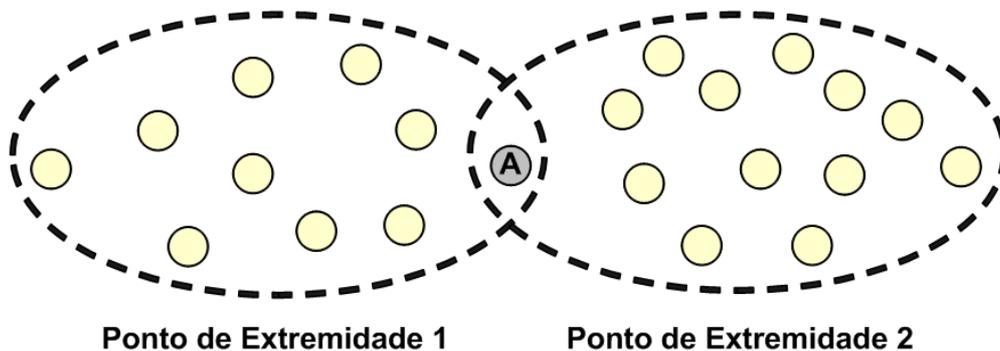


Figura 2.9: Os pontos de extremidade da arquitetura DTN.

Um agregado é considerado entregue com sucesso quando um subconjunto mínimo de nós do ponto de extremidade recebê-lo sem erro. Esse subconjunto é denominado grupo mínimo de recepção (*Minimum Reception Group* - MRG) de um ponto de extremidade. O MRG pode fazer referência a um único nó, o que seria equivalente a uma transmissão *unicast*, algum nó dentre um grupo de nós (*anycast*) ou a todos os nós do grupo (*multicast* ou *broadcast*).

2.2.3 A Transferência de Custódia

As DTNs se servem do protocolo de agregação e dos protocolos que operam nas camadas abaixo da camada de agregação para a retransmissão nó a nó em casos de perdas ou dados corrompidos. Entretanto, como os protocolos que operam abaixo da camada de agregação não são executados de modo fim-a-fim na DTN, os mecanismos que provêm confiabilidade fim-a-fim só podem ser implementados na camada de agregação [19].

A camada de agregação suporta a retransmissão nó a nó através do mecanismo denominado Transferência de Custódia (TC), que tem como objetivo passar a responsabilidade da entrega de uma mensagem de um nó para outro nó, iniciando na origem e sendo completada no destino [39]. Por exemplo, para entregas ponto-a-ponto (*unicast*), isto significa mover uma cópia de uma mensagem para mais perto (em termos de alguma métrica de roteamento) do destino. Para realizar a transferência de custódia, a camada de agregação utiliza um temporizador e retransmissões para implementar um mecanismo de reconhecimento custódia-a-custódia.

Como ilustrado na Figura 2.10, quando um nó DTN emissor envia um agregado para o próximo nó, ele solicita a transferência de custódia e inicia o temporizador de retransmissão. Se a camada de agregação do próximo salto aceitar a custódia, é retornado um reconhecimento (ACK) para o nó emissor. Porém, se nenhum reconhecimento for retornado antes do temporizador expirar, o nó emissor reenvia o agregado. O valor atribuído para o temporizador de retransmissão pode ser distribuído entre os nós junto com a informação de roteamento, mas também pode ser calculado localmente baseado em históricos de experiências passadas. Os nós que aceitam a transferência de custódia são denomina-

dos custódios.

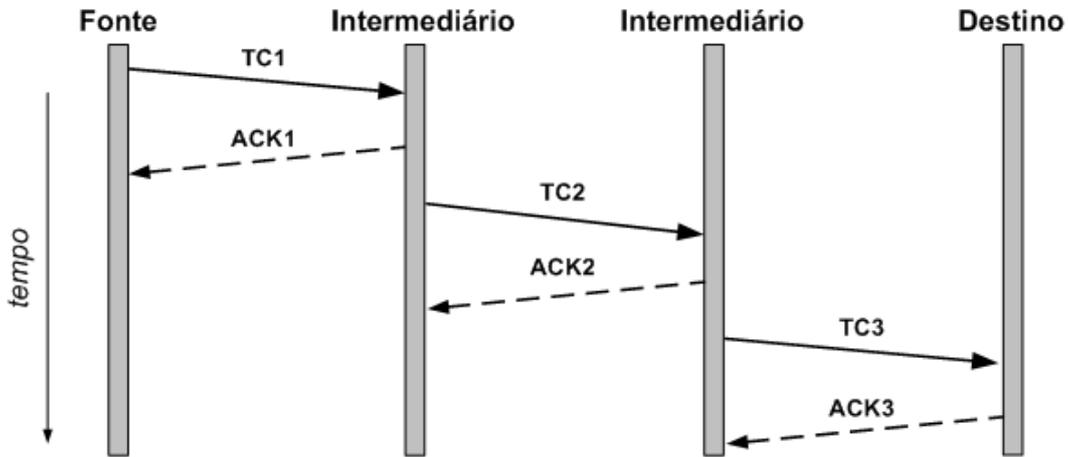


Figura 2.10: O mecanismo de Transferência de Custódia.

A arquitetura DTN não exige que todos os nós DTN aceitem a transferência de custódia [10]. Por isso, não pode ser considerado um mecanismo salto-a-salto legítimo. Em caso de não aceitação da custódia, o temporizador e o mecanismo de retransmissão não são empregados, de forma que o sucesso da entrega de mensagens depende somente dos protocolos subjacentes. Por exemplo, pode ser possível que um nó tenha capacidade de armazenamento suficiente para agir como custódio, mas opte por não aceitar a transferência de custódia quando sua capacidade de bateria estiver abaixo de um determinado limiar. Os nós DTN também podem tomar decisões individuais sobre a aceitação da custódia baseados, por exemplo, no roteamento, em políticas de segurança, no tamanho, na prioridade ou no tempo máximo de vida da mensagem.

Em DTNs, um dos recursos mais disputados é o acesso ao armazenamento em cada nó. Enquanto que em muitas redes as mensagens são simplesmente descartadas quando a memória esgota, o mesmo não pode ser feito em DTNs se a custódia tiver sido aceita. Um custódio só pode apagar um agregado em duas situações: primeira, se transferir o agregado para outro custódio; segunda, se o tempo de vida do agregado expirar. O ideal seria o armazenamento estar bem distribuído através da rede e os nós possuírem uma capacidade de armazenamento suficientemente persistente e robusta para armazenar agregados até o encaminhamento ocorrer.

2.2.4 As Classes de Prioridades

A arquitetura DTN define classes de prioridades para a entrega de mensagens. Essas classes diferenciam o tráfego baseadas no grau de urgência especificado pela aplicação para a entrega das mensagens. Os serviços do sistema de correios convencionais podem ser comparados às classes de prioridades oferecidas pela arquitetura DTN, pois o tráfego geralmente não é interativo e, freqüentemente, possui um sentido único. Nos correios convencionais, em geral, não há garantia quanto ao tempo que a entrega levará, contudo, são oferecidas algumas classes de serviço: encomenda normal, encaminhamento de mensagens urgentes (telegrama), entrega no mesmo dia da postagem, encomenda expressa etc.

A arquitetura DTN define três classes de prioridades: baixa (*bulk*), normal (*normal*) e expressa (*expedited*). A classe baixa é a de menor prioridade. Nenhum agregado dessa classe é transportado até que todos os agregados das outras classes sejam transmitidos. Os agregados da classe normal são transportados antes dos agregados da classe baixa e os agregados da classe expressa são enviados com prioridade sobre as outras duas classes.

2.2.5 Os Registros Administrativos

A arquitetura DTN define “registros administrativos” como mensagens (também agregados) utilizadas para prover informações sobre a entrega dos agregados na DTN. Esses registros têm certa semelhança com as mensagens ICMP (*Internet Control Message Protocol*) do IP, utilizadas para diagnóstico de condições de erro da rede (ex. erros de transmissão). A diferença é que as mensagens ICMP são retornadas para o nó fonte, enquanto os registros administrativos também podem ser enviados para nós intermediários da DTN.

São definidos dois tipos de registros administrativos. O primeiro tipo de registro é composto por um relatório denominado Sinalização de Custódia. Esse relatório é enviado por um nó DTN como resposta ao recebimento de uma solicitação de transferência de custódia de um agregado. Um indicador booleano é utilizado para informar ao nó que enviou o pedido se a custódia foi recusada (0) ou aceita (1). Esse tipo de relatório pode ser enviado por qualquer nó DTN da rede. O segundo tipo de registro administrativo é formado

por vários relatórios que informam o estado do agregado, sendo por isso denominado de relatórios sobre o estado do agregado (*Bundle Status Reports* - BSRs).

As condições para o envio desses registros administrativos estão relacionadas diretamente com opções de entrega definidas pela arquitetura DTN. Essas opções são determinadas pela aplicação, que ao enviar uma unidade de dados pode requisitar qualquer combinação das opções de entrega disponíveis. A informação sobre as opções requisitadas pela aplicação é levada juntamente com cada agregado produzido pela camada de agregação. Dentre as opções básicas, destacam-se:

- **pedido de transferência de custódia:** solicitação para que um agregado seja entregue utilizando os procedimentos de transferência de custódia descritos na Seção 2.2.3;
- **pedido de aceitação de custódia pelo nó fonte:** a aplicação requer que o nó DTN fonte suporte transferência de custódia para os agregados que são enviados. Se a transferência de custódia não estiver disponível na fonte quando esta opção é requisitada, o pedido de transferência entre a camada de aplicação e a camada de agregação falha. Este tipo de pedido provê uma forma da aplicação exigir que o nó DTN fonte aceite a custódia dos agregados enviados (por exemplo, armazenando de forma persistente os agregados);
- **notificação de entrega do agregado:** solicitação de um relatório do Estado da Entrega do Agregado quando a ADU é entregue ao(s) destinatário(s). Essa opção também é conhecida como aviso de recebimento (*return receipt*). Como ilustrado na Figura 2.11, esse relatório corresponde a um aviso único enviado pelo nó de destino para os nós que participaram do encaminhamento do agregado, podendo o relatório chegar até o nó DTN fonte [19];
- **notificação de apagamento do agregado:** solicitação de um relatório do Estado do Agregado Apagado. Esse relatório é enviado quando um agregado é apagado do *buffer* de um nó DTN. O objetivo é informar o motivo pelo qual o descarte ocorreu.

A solicitação de relatórios sobre o estado do agregado pode resultar no aumento inaceitável do tráfego de agregados na rede. Por isso, a arquitetura DTN define que a ge-

ração dos relatórios seja obrigatória somente em um caso: quando um agregado aceito sob custódia é apagado. Em todos os outros casos, a decisão sobre a geração dos BSRs é limitada por políticas locais. Porém, é importante destacar que em muitas DTNs o encaminhamento de agregados é unidirecional, ou seja, um nó DTN intermediário utilizado no encaminhamento ou o próprio nó de destino são incapazes de gerar relatórios de volta para o nó que lhe enviou o agregado. Desta forma, a geração dos relatórios depende do cenário DTN em questão. Por exemplo, não é recomendado o envio de relatórios em redes de alta mobilidade com nós que se movimentam aleatoriamente.

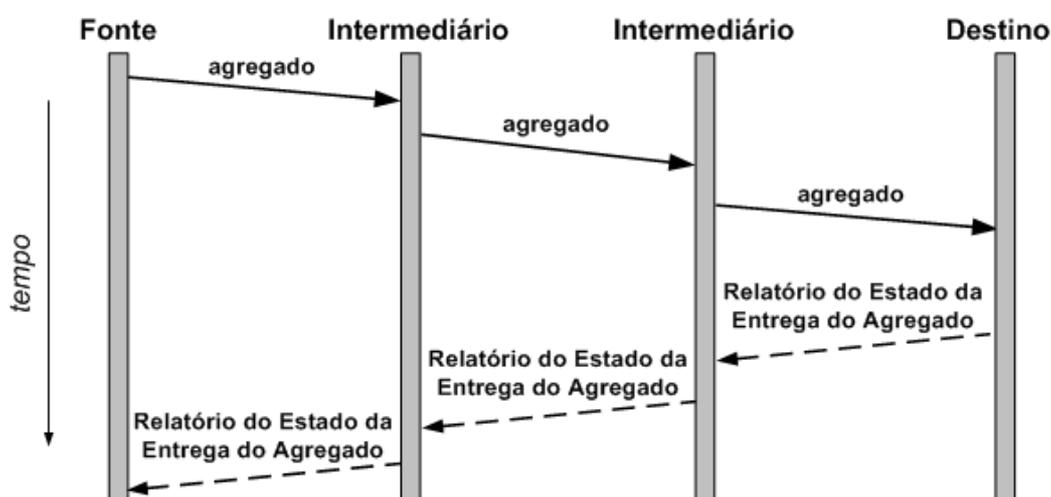


Figura 2.11: A notificação de entrega do agregado.

2.3 O Roteamento em DTNs

Um desafio comum a todas as categorias de DTN é o roteamento, pois é preciso projetar protocolos que sejam capazes de superar os problemas dos atrasos extremamente longos e das freqüentes desconexões, já que os protocolos convencionais não estão aptos a manipular eficientemente a transmissão de dados em DTNs [6]. É importante observar que em algumas DTNs os enlaces existem apenas durante alguns intervalos de tempo, de forma que a topologia de rede varia ao longo do tempo. Conseqüentemente, é possível que dois nós específicos nunca estejam conectados, ou seja, é possível que nunca exista um caminho fim-a-fim entre a origem e o destino. No entanto, utilizando a técnica

de comutação de mensagens, o armazenamento persistente de dados e um protocolo de roteamento específico, estes nós podem se comunicar [7].

Nesta seção, é apresentado o estado da arte dos principais protocolos de roteamento projetados para as DTNs. Como existem vários tipos de DTNs, diferentes soluções foram propostas na literatura. De acordo com Zhang [12], as propostas de roteamento para DTNs podem ser analisadas de acordo com o grau da informação disponível sobre a topologia da rede para os nós, sendo divididas de acordo com o cenário: cenário estocástico ou cenário determinístico. Esses dois cenários são estudados a seguir em maiores detalhes.

2.3.1 O Cenário Estocástico

No cenário estocástico, ou dinâmico, o comportamento da rede não é completamente conhecido. Por isso, calcular rotas em cenário estocástico é mais difícil [6]. Em algumas DTNs, os nós não possuem informações sobre o estado da rede. Logo, o cálculo de rotas não pode ser realizado. Nesse caso, o algoritmo mais simples é replicar para todos os vizinhos a mensagem, confiando na mobilidade dos nós para disseminar as mensagens em direção ao destino. Quanto mais nós existirem na DTN, maior é a probabilidade do destino ser alcançado em um menor tempo [7]. As principais desvantagens são o alto custo em termos do número de retransmissões e o consumo dos recursos dos nós. Este tipo de algoritmo é chamado de epidêmico. Para aumentar o desempenho da DTN, alguns protocolos sugerem a troca de informações entre os nós da rede para estimar a probabilidade de entrega de mensagens. Esses protocolos estão inseridos na categoria de roteamento baseado em estimativa. Também existem algoritmos baseados no controle do movimento do nó, que contribuem para aumentar a eficiência da rede. Mais recentemente, técnicas de codificação também vêm sendo incorporadas aos protocolos de roteamento em cenários estocásticos. Esses protocolos para cenários estocásticos são estudados a seguir em maiores detalhes.

O Roteamento Epidêmico

Dentre os protocolos do cenário estocástico, o roteamento epidêmico é considerado a primeira proposta para redes caracterizadas por freqüentes desconexões e conectividade intermitente [40]. É um protocolo de roteamento estocástico porque suporta a entrega eventual de mensagens a destinos arbitrários com suposições mínimas relativas ao conhecimento da topologia de rede. O algoritmo de roteamento epidêmico propõe técnicas eficientes que garantem a entrega de mensagens até mesmo quando não existe um caminho totalmente conectado entre a fonte e o destino. Assim, esse protocolo pressupõe que um nó fonte não conhece onde o nó de destino está localizado e nem mesmo sabe qual a melhor rota para alcançá-lo. A idéia é que a mobilidade dos nós na rede possibilite que eles entrem no alcance de transmissão uns dos outros periodicamente e, o mais importante, de maneira aleatória. Logo, a mobilidade dos nós é utilizada como solução para a entrega de mensagens, ao invés de ser tratada como um problema que precisa ser superado na rede.

Somente a conectividade periódica par-a-par é necessária para assegurar a entrega eventual de mensagens. Quando dois nós iniciam um contato, são trocadas listas com informações que identificam as mensagens armazenadas em cada nó. Essa troca é realizada para que o nó determine quais as mensagens existentes no *buffer* do nó vizinho que ele ainda não possui. Depois que as mensagens são identificadas, cada nó solicita o envio das cópias das mensagens que ainda não possui. O processo de troca de mensagens se repete toda vez que um nó entra em contato com um novo vizinho, o que permite que as mensagens sejam rapidamente distribuídas pelas partes conectadas da rede. Assim, quanto mais cópias de uma mesma mensagem forem encaminhadas na rede, maior é a probabilidade da mensagem ser entregue e menor é o atraso.

A Figura 2.12 apresenta um exemplo de uma rede sem fio cujo protocolo de roteamento é epidêmico. Os nós móveis são representados por computadores portáteis e seus respectivos alcances de transmissão são ilustrados por círculos pontilhados. As setas indicam a direção que cada nó está se movimentando. Na Figura 2.12 (a), o nó fonte F deseja enviar uma mensagem para o nó de destino D , que não está no seu alcance de transmissão e cujo caminho é desconhecido. Logo, F inicia a “contaminação” da rede transmitindo a

mensagem para todo vizinho que venha a entrar no seu alcance de comunicação. Os nós que vão sendo contaminados com a mensagem estão destacados com a cor cinza, como ilustra a Figura 2.12 (b). Após a contaminação, tanto o nó fonte F quanto os nós intermediários já contaminados continuam a replicar, ou contaminar, a mensagem para os outros nós que ainda não possuem a mensagem, como ilustra a Figura 2.12 (c). Desta forma, a mensagem de F é rapidamente distribuída pelas partes conectadas da rede. Algum tempo depois, representado pela Figura 2.12 (d), um dos nós contaminados entra em contato direto com o nó de destino D e, finalmente, entrega a mensagem de F .

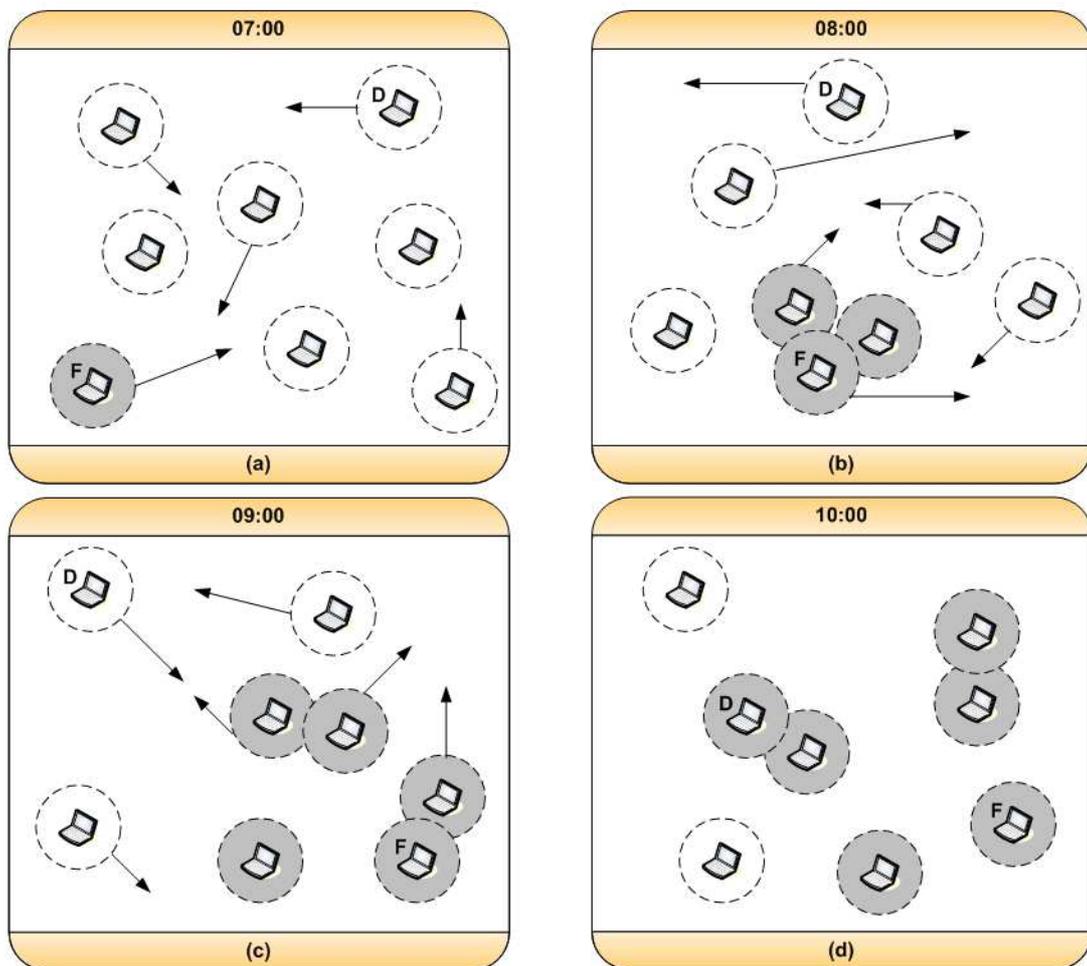


Figura 2.12: Uma rede sem fio que utiliza o protocolo de roteamento epidêmico.

Os maiores problemas do roteamento epidêmico são o alto custo em termos do número de transmissões de réplicas e espaço nos *buffers*. Desta forma, o protocolo não é escalável quando a carga de mensagens cresce. Por isso, Grossglauser e Tse propõem

que se limite a dois o número máximo de saltos para cada mensagem, de forma a reduzir a média do número de nós expostos por cada mensagem [41]. Os autores supõem que cada nó da rede se movimenta de forma independente e que a troca de mensagens entre os nós é feita de forma aleatória. Assim, um nó que deseja enviar uma mensagem deve entregá-la ao primeiro contato estabelecido, primeiro salto, que, por sua vez, só poderá entregar a mensagem diretamente ao destinatário, segundo salto. Logo, nenhuma mensagem é transmitida mais de duas vezes. Apesar dos resultados apresentados comprovarem a eficiência do protocolo, a proposta assume que os nós possuem *buffers* ilimitados e que os n nós encontram-se durante pelo menos $1/n$ segundos por *slot* de tempo com todos os outros nós da rede, o que pode não ser verdade para redes altamente desconectadas e com pouca mobilidade.

Harras *et al.* apresentam esquemas de controle de inundação para DTNs como complemento para a arquitetura DTN [42]. É apresentado o conceito de *disponibilidade* como o grau de disposição de cada nó em participar do encaminhamento de mensagens na rede. A disponibilidade de um nó é controlada por variáveis que definem, por exemplo, o número de vezes que um nó se dispõe a encaminhar uma mensagem e o intervalo de tempo entre o envio de mensagens para a descoberta de novos vizinhos (intervalo de *beacon*). Essas variáveis geralmente são definidas de acordo com fatores como bateria, tamanho do espaço de *buffer*, prioridades de mensagens etc. Em paralelo, na disponibilidade também são definidos esquemas de inundação específicos. Dentre esses esquemas, destacam-se três. O primeiro é denominado *tempo de vida*. O tempo de vida limita o número de vezes que uma mensagem pode ser retransmitida (número de saltos) na rede antes de ser descartada. O segundo esquema de inundação é o *momento da morte*, utilizado para proibir o envio de uma mensagem depois de um intervalo de tempo definido. O último esquema é a *cura passiva*. Nesse caso, sempre que uma mensagem for entregue ao nó de destino, cabe a ele informar aos outros nós da rede que a mensagem já foi entregue. Assim, ele envia um “ack-cura” para curar os nós contaminados. Quando um nó que possui a mensagem que já foi entregue receber a cura, ele pode apagar do *buffer* a mensagem. A grande vantagem dos esquemas de controle de inundação é permitir a modelagem de cenários mais realistas. Porém, não apresenta resultados positivos em relação à diminuição do atraso de entrega das mensagens; ao contrário, é verificado um aumento do atraso global.

Outras variações do protocolo de roteamento epidêmico e análises em cenário reais desse protocolo podem ser encontradas na literatura [43–47].

O Roteamento Baseado em Estimativa

Enquanto os nós no roteamento epidêmico e suas variantes encaminham mensagens para todos ou para alguns nós vizinhos, os nós no roteamento baseado em estimativa calculam a chance (probabilidade) de eventualmente alcançarem um destino. Baseado nessa estimativa, um nó é capaz de decidir para qual ou quais nó(s) encaminhar uma mensagem e o melhor momento para fazê-lo [17, 48].

Um dos principais protocolos dessa classe de roteamento é denominado protocolo de roteamento probabilístico utilizando históricos de encontros e transitividade (*Probabilistic Routing Protocol using History of Encounters and Transitivity* - PROPHET) [49]. Assim como acontece no roteamento epidêmico, quando dois nós iniciam um contato são trocadas as listas com informações que identificam as mensagens armazenadas em cada nó. A diferença é que agora existe uma informação extra para cada mensagem indicada na lista. Essa informação corresponde à probabilidade de cada nó a entregar mensagens para um destino conhecido b ($P_{(a,b)} \in [0, 1]$). O valor de $P_{(a,b)}$ aumenta sempre que a e b se encontram. Se a e b deixam de se encontrar frequentemente, $P_{(a,b)}$ diminui à proporção que o tempo transcorre. Esse tempo é controlado por uma constante k_e denominada constante de envelhecimento, que corresponde ao número de unidades de tempo transcorridas desde a última vez que a métrica foi atualizada. A probabilidade de entrega também possui uma propriedade transitiva, que se baseia na seguinte observação: se um nó a encontra um nó b frequentemente, e o nó b encontra frequentemente um nó c , logo o nó c provavelmente é um bom nó para encaminhar mensagens destinadas para a . Uma constante β ($\beta \in [0, 1]$) é utilizada para definir o impacto da transitividade na entrega. Quando um nó recebe a lista do vizinho, ele calcula a probabilidade de entrega para cada uma das mensagens que ainda não possui armazenada. Em seguida, para cada mensagem, o nó compara a probabilidade indicada na sua lista com a probabilidade indicada na lista recebida do vizinho. Essa comparação é realizada para verificar qual dos dois nós possui a maior probabilidade de entrega. Feita essa comparação, devem ser realizados três procedimentos. Primeiro,

o nó deve enviar um pedido das mensagens não armazenadas que possuem uma maior probabilidade de serem entregues através dele. Segundo, recebe o pedido de mensagens do vizinho e as envia. Terceiro, apaga do *buffer* todas as mensagens que o vizinho tem maior probabilidade de entregar. No final, cada nó só guarda as mensagens cujas probabilidades de sucesso de entrega sejam maiores quando a entrega é realizada através dele. Os resultados das simulações demonstram que o PROPHET apresenta um bom desempenho em redes com alta mobilidade ou que possuem nós com grandes alcances de comunicação, já que estes fatores permitem um maior número de encontros de nós, o que conseqüentemente permite que mais informações sobre a rede sejam trocadas.

No projeto ZebraNet [50] da Universidade de Princeton, nos Estados Unidos, são utilizados nós sensores sem fio, que são inseridos em colares colocados em zebras e coletam periodicamente informações sobre a localização dos animais. Para determinar a localização de cada zebra, cada colar utiliza um sistema de posicionamento global (*Global Positioning System* - GPS) que periodicamente obtém as coordenadas da posição da zebra e as armazena em uma memória *flash* no colar. Como não existe nenhum serviço celular ou uma comunicação *broadcast* cobrindo a região, as informações são armazenadas nos colares para que, em seguida, sejam enviadas para uma estação-base móvel. No caso do projeto, a disponibilidade da estação-base móvel é esporádica, pois ela corresponde a um carro conduzido pelos pesquisadores que coletam as informações enquanto o veículo está em movimento pela região. Como nem todos os colares estão dentro do alcance da estação-base, dados podem não ser enviados diretamente para a estação-base. Para solucionar esse problema, os colares também trocam informações entre si, salto-a-salto, de forma que a maior quantidade possível de informação chegue até a estação-base. O projeto ZebraNet utiliza um sistema de entrega de mensagens de forma assíncrona e estuda a relação entre o consumo de energia dos colares de acordo com o tipo de protocolo adotado para a troca de informações. Assim, como os nós da rede (as zebras e a estação-base móvel) estão em constante movimento, a topologia da rede muda freqüentemente, provocando inúmeras conexões e desconexões. Todas essas características resultam em uma conectividade intermitente tanto entre as zebras quanto entre as zebras e a estação-base móvel. No projeto ZebraNet é proposto um protocolo de roteamento baseado em históricos [16]. Esses históricos correspondem às experiências passadas dos nós (zebras)

em relação à transmissão de dados para a estação-base móvel. São definidos níveis de hierarquia. Inicialmente, todos os nós possuem um nível de hierarquia igual a zero. Esse nível cresce à proporção que aumenta o número de vezes que um nó entra no alcance da comunicação da estação-base móvel. Entretanto, quanto mais tempo um nó ficar fora do alcance de comunicação da estação-base móvel, seu nível de hierarquia vai diminuindo. Sempre que um nó realiza a descoberta de vizinhança, ele solicita o nível de hierarquia de todos os seus vizinhos. Assim, o nó pode enviar os dados que coletou para aquele vizinho que possui o nível de hierarquia mais alto. É realizado um estudo sobre o desempenho do protocolo de roteamento baseado em históricos em relação ao protocolo epidêmico e a um protocolo chamado de transmissão direta. No protocolo de transmissão direta, os nós só transmitem dados diretamente para a estação-base móvel. Quando não existe nenhuma limitação de armazenamento e largura de banda, o roteamento epidêmico apresenta um desempenho superior nas simulações. Porém, os recursos consumidos pelo protocolo epidêmico são até oito vezes maiores do que os consumidos pelos outros dois protocolos, já que, no roteamento epidêmico, múltiplas cópias de uma mensagem são inseridas na rede. Logo, quando as simulações são realizadas limitando os recursos da rede, o roteamento epidêmico é mais afetado do que o protocolo de roteamento baseado em históricos, pois a limitação de recursos impossibilita a inundação da rede pelo epidêmico.

O Roteamento Baseado em Modelo

Nos protocolos de cenários estocásticos apresentados até agora, a movimentação dos nós não segue nenhum padrão determinado, ou seja, nenhum nó possui qualquer conhecimento específico sobre as trajetórias dos outros nós. Ao contrário desses protocolos, no roteamento baseado em modelo tenta-se modelar a movimentação dos nós na DTN. Por exemplo, cada nó pode descrever seu padrão de mobilidade e, desta forma, o encaminhamento pode se basear nestas informações e enviar a mensagem para os nós que possuem uma maior probabilidade de se mover em direção ao destino. As redes ad hoc veiculares (*Vehicular Ad hoc NETWORK - VANET*) surgem como um tipo de DTN onde os nós (veículos) podem seguir determinados padrões de mobilidade como, por exemplo, a trajetória de uma estrada.

Chen *et al.* [51] realizam um estudo sobre o impacto da mobilidade dos nós na entrega de mensagens em uma VANET onde o tráfego de veículos é baixo. Estes cenários são mais comuns à noite e em estradas com poucos veículos com dispositivos sem fio acoplados. A proposta assume que os veículos possuem um alcance de rádio pequeno. Todas essas características resultam em um ambiente com freqüentes desconexões, onde os veículos desempenham o papel de nós intermediários encaminhando um certo número de mensagens em direção ao destino. A principal característica dessa proposta é aproveitar a previsibilidade do movimento dos veículos para criar oportunidades de encaminhar mensagens utilizando a comutação de mensagens armazena-e-encaminha. É utilizado o simulador de tráfego *CORridor SIMulator* (CORSIM) para modelar o comportamento de humanos dirigindo carros. As simulações são realizadas em um cenário simples composto por duas estradas retas com direções contrárias, onde cada estrada é formada por uma ou mais pistas. Assume-se que todos os carros possuem dispositivos sem fio com o mesmo alcance de rádio. São analisados dois tipos de padrão de transmissão, que se diferenciam pelo tempo que as mensagens podem ficar armazenadas em nós intermediários. O primeiro padrão de transmissão é denominado “encaminhamento pessimista”, pois uma mensagem é descartada se um próximo salto não estiver disponível para que o destino seja alcançado. O segundo padrão de transmissão é o “encaminhamento otimista”, que permite que nós intermediários armazenem a mensagem durante algum tempo na espera de que a movimentação dos nós da rede possibilite um encaminhamento oportunista. Comparam-se os atrasos dos dois padrões de transmissão quando o número de veículos nas estradas cresce. Os resultados das simulações revelam uma maior eficiência do encaminhamento otimista, pois apresenta um menor atraso quando a rede é formada por poucos veículos.

O Roteamento Baseado no Controle do Movimento do Nó

Os protocolos de roteamento baseados no controle do movimento do nó controlam a mobilidade de *alguns* nós da DTN para aumentar o desempenho da rede.

Zhao *et al.* definem um esquema chamado *Message Ferrying* (MF) que utiliza nós móveis especiais denominados balsas de mensagens para transportar dados entre nós de redes esparsas [52, 53]. As balsas assumem a responsabilidade de transportar dados entre

os nós desconectados, isto é, assumem a custódia das mensagens. Os nós que não assumem a custódia são denominados nós regulares. A principal idéia do MF é configurar a movimentação dos nós (balsas e nós regulares) e explorar esses movimentos não aleatórios para ajudar na entrega de dados. São apresentadas duas variações do MF para um cenário composto por uma balsa e vários nós regulares. Essas variações dependem do tipo de nó que realiza o movimento pró-ativo, ou seja, do nó que se desloca para atender a um pedido de transporte de mensagens. Se é o nó regular que se movimenta, a variação do MF é chamada de *Node-Initiated* MF (NIMF). No esquema NIMF a balsa se move de acordo com uma rota pré-definida conhecida pelos nós regulares. O mecanismo de controle da trajetória do nó regular determina quando ele deve se mover para encontrar a balsa e enviar ou receber mensagens. Assim, o encaminhamento de mensagens no NIMF é bem simples: as mensagens são encaminhadas do nó regular de origem para a balsa e, então, da balsa para o nó regular de destino. No caso do movimento pró-ativo ser iniciado pela balsa, a variação do MF é chamada de *Ferry-Initiated* MF (FIMF). No esquema FIMF a balsa possui uma rota padrão e periodicamente envia em *broadcast* informações sobre a sua localização para todos os nós regulares da rede. É assumido que a balsa se move mais rapidamente que os nós regulares. Se, ao receber a informação da balsa, um nó regular deseja enviar ou receber mensagens, ele deve enviar um pedido de serviço utilizando um rádio de longo alcance informando a sua localização e solicitando a presença da balsa. Recebendo o pedido de serviço, a balsa ajusta a sua trajetória para encontrar o nó regular. Quando a balsa e o nó regular estão próximos o suficiente para que a troca de mensagens seja realizada utilizando um rádio de curto alcance, as mensagens são trocadas entre os nós. Finalizada a troca de mensagens, a balsa retorna para sua rota padrão. São realizadas simulações para avaliar o desempenho do NIMF e do FIMF em comparação com o roteamento epidêmico. As simulações revelam a eficiência dos esquemas MF em relação à taxa de entrega de mensagens e ao consumo de energia [52]. Os resultados também indicam que a utilização de múltiplas balsas é vantajosa para diminuir significativamente o atraso em DTNs, principalmente quando o tráfego de mensagens é muito intenso [53].

A rede de sensores formada por três camadas, ilustrada na Figura 2.13, é um exemplo de DTN na qual a mobilidade de alguns nós é controlada [26]. A primeira camada é composta por pontos de acesso localizados em locais estratégicos onde não existem problemas

relacionados ao consumo de energia e à conectividade da rede. Cada ponto de acesso é um nó controlado da DTN. A segunda camada é formada por mulas de dados. As mulas de dados possuem grande capacidade de armazenamento e conseguem se comunicar com os pontos de acesso da primeira camada e com sensores sem fio fixos distribuídos aleatoriamente na terceira camada. O padrão de mobilidade das mulas de dados não é conhecido com antecedência. Contudo, como ilustrado na Figura 2.13, utiliza-se a mobilidade e o alcance de rádio das mulas de dados para coletar e armazenar dados dos sensores da terceira camada para, em seguida, entregá-los aos pontos de acesso da primeira camada. As mulas de dados também podem se comunicar entre si, formando uma rede de múltiplos saltos capaz de reduzir o atraso entre as mulas de dados e os pontos de acesso. A maior vantagem dessa proposta é poupar a energia dos sensores, já que a comunicação passa a ser de curto alcance com as mulas de dados, ao invés de ser de longo alcance com os pontos de acesso. Além disso, os sensores não dependem de nenhuma mula de dados em especial e, conseqüentemente, a falha de uma mula de dados não desconecta os sensores da rede. A desvantagem é o aumento do atraso porque os sensores precisam esperar as mulas de dados antes da transferência ocorrer.

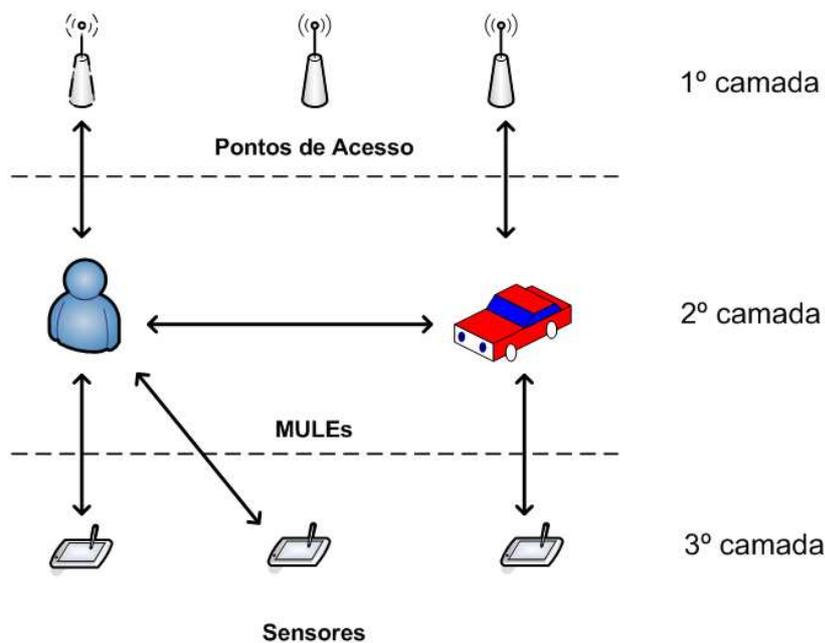


Figura 2.13: Uma rede de sensores em camadas que utiliza um protocolo de roteamento baseado no controle do movimento do nó.

O Roteamento Baseado em Codificação

Uma outra classe de protocolos de roteamento para DTNs utiliza técnicas de codificação, ao invés da simples replicação das mensagens, para aumentar a probabilidade de entrega de uma mensagem e, ao mesmo tempo, não sobrecarregar demasiadamente a rede. Dentre estas técnicas, destaca-se a codificação por apagamento (*erasure coding*). Essa técnica consiste em converter uma dada mensagem em um grande conjunto de blocos de tal forma que apenas um subconjunto desses blocos seja necessário para reconstruir a mensagem original, devido às informações redundantes inseridas na codificação dos blocos gerados. Mais precisamente, um algoritmo de codificação por apagamento recebe como argumento de entrada uma mensagem de M bytes e um fator de replicação r . O algoritmo produz $M * r/b$ blocos de b bytes, de tal maneira que apenas uma fração $1/r$ dos blocos gerados é suficiente para reconstruir a mensagem [54, 55].

Wang *et al.* apresentam um protocolo de roteamento baseado em codificação por apagamento como extensão do algoritmo de replicação simples [56]. No algoritmo de replicação simples, que utiliza fator de replicação r , o nó fonte envia r cópias idênticas da mensagem aos r primeiros contatos estabelecidos, cabendo aos r nós encaminhadores a responsabilidade de entregar a mensagem diretamente ao nó de destino. Já no algoritmo baseado em codificação por apagamento, a mensagem é codificada pelo nó fonte e um grande número de blocos é gerado. Esses blocos gerados são então distribuídos igualmente entre os primeiros kr nós encaminhadores, para uma dada constante k . Assim, a diferença dessa abordagem em comparação com o algoritmo de replicação simples é que a codificação por apagamento distribui a responsabilidade de entrega das mensagens entre um número de nós encaminhadores k vezes maior. Por isso, cada nó carrega apenas uma fração de $1/k$ da quantidade de dados carregada pelos nós encaminhadores da replicação simples.

Para recuperar a mensagem original, a codificação por apagamento requer que pelo menos k nós encaminhadores atinjam o destino, enquanto que na replicação simples a chegada de um único nó encaminhador é suficiente. Conseqüentemente, o protocolo baseado em codificação por apagamento apresenta melhores resultados em redes com pouca conectividade e longos atrasos (*atraso de pior caso*), pois distribui a responsabilidade de

entrega entre um maior número de nós, aumentando a probabilidade do destino ser alcançado. Porém, quando a rede é altamente conectada e os atrasos são muito pequenos (*atraso de melhor caso*), o desempenho do protocolo de codificação por apagamento é pior do que o dos protocolos baseados em replicação. Isso é uma consequência natural da maneira como o protocolo de codificação por apagamento funciona, já que nele o tempo levado por um nó fonte para encontrar os kr nós encaminhadores é maior que o tempo levado pela replicação para encontrar r nós encaminhadores.

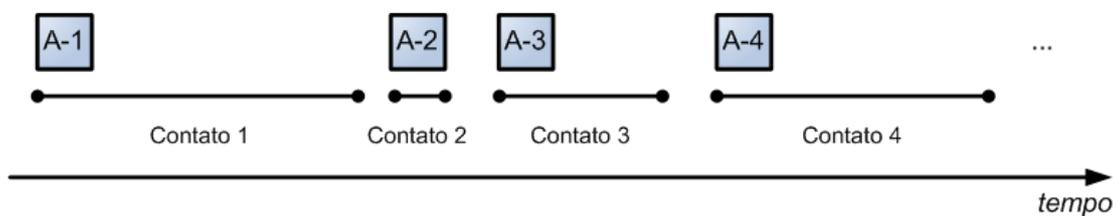


Figura 2.14: Um exemplo de desperdício do tempo de contato no protocolo baseado em codificação por apagamento.

A ineficiência do protocolo baseado em codificação por apagamento no *atraso de melhor caso* também pode ser explicada pelo fato de que é transmitido sempre um número fixo de blocos por contato, independentemente da duração de cada contato. A consequência direta desse esquema de alocação de blocos é o desperdício do tempo restante de contato quando a duração do contato é maior do que o tempo gasto para o envio dos blocos. Essa situação é ilustrada na Figura 2.14, onde os blocos gerados de uma mensagem A são divididos igualmente entre os $kr = 4$ primeiros contatos. Se a duração de cada contato fosse considerada, poderiam ser enviados tantos blocos quantos possíveis, evitando a longa espera para distribuir os blocos gerados pelos nós encaminhadores. Conseqüentemente, o *atraso de melhor caso* seria menor.

Uma maneira de adaptar o algoritmo baseado em codificação por apagamento para aproveitar toda duração dos contatos é ilustrada na Figura 2.15. Nessa figura, o nó fonte envia os blocos gerados das mensagens A, B, C e D enquanto durar o contato. Essa técnica é denominada *encaminhamento agressivo* [5]. Esse algoritmo aproveita toda a duração dos contatos e, portanto, tem um melhor desempenho no *atraso de melhor caso*

quando comparado com o algoritmo baseado em codificação por apagamento original. No entanto, o *atraso de pior caso* aumenta uma vez que a responsabilidade de entrega dos blocos não está mais distribuída igualmente entre os nós encaminhadores, como ocorre no algoritmo baseado em codificação por apagamento original. Agora, a responsabilidade de entrega dos blocos é diretamente proporcional à duração do contato. Assim, se os nós encaminhadores de maior responsabilidade pertencerem a caminhos com atrasos longos, então o desempenho do algoritmo será bastante degradado.

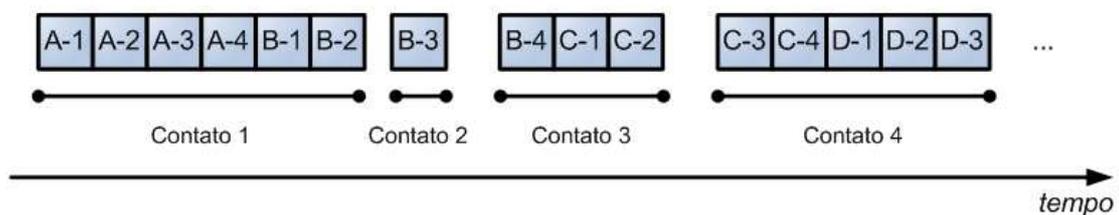


Figura 2.15: Um exemplo de protocolo baseado em codificação por apagamento usando a técnica de *encaminhamento agressivo*.

Para contornar esse problema, Chen *et al.* [5] propõem um protocolo de roteamento híbrido capaz de combinar a robustez da codificação por apagamento para o *atraso de pior caso* com o bom desempenho das técnicas de replicação no *atraso de melhor caso*. No protocolo híbrido o nó fonte envia duas cópias de cada bloco gerado pelo algoritmo de codificação por apagamento. A primeira cópia de cada mensagem (A, B, C, D), representada pelos blocos escuros da Figura 2.16, é enviada de maneira similar a do protocolo baseado em codificação por apagamento original, enquanto a segunda cópia, representada pelos blocos brancos da Figura 2.16, é enviada usando a técnica de *encaminhamento agressivo* durante o tempo restante de contato após o envio da primeira cópia. Para redes com pequenos atrasos, o protocolo híbrido tem um bom desempenho devido às características da técnica de *encaminhamento agressivo*. Além disso, o protocolo híbrido é tão robusto quanto o protocolo baseado em codificação por apagamento original em redes onde o *atraso de pior caso* predomina. Em compensação, uma vez que são enviadas duas cópias de todo bloco gerado, a sobrecarga do protocolo híbrido apresenta-se duas vezes maior, comparando-se com o protocolo baseado em codificação por apagamento original.

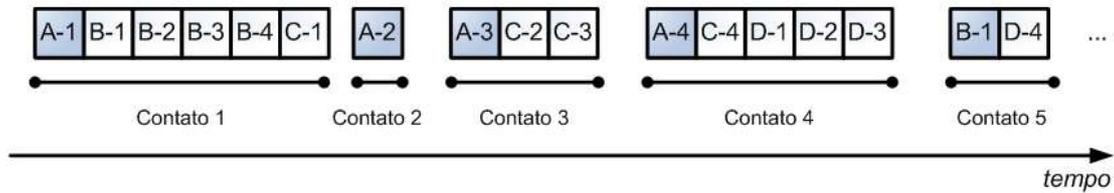


Figura 2.16: Um exemplo de protocolo híbrido.

2.3.2 O Cenário Determinístico

Como visto anteriormente na Seção 2.2.1, o tempo durante o qual um enlace existe é chamado de *contato*. Quando todos os contatos da DTN são determinísticos, diz-se que o cenário é determinístico, ou seja, tem-se conhecimento de quando ocorrem todos os contatos da rede ou, em última instância, da topologia da rede em qualquer instante de tempo. Logo, se toda a topologia da rede é determinística, um acordo pode ser pré-estabelecido entre os nós para a realização de contatos. Nesta seção, o modelo de oráculos do conhecimento e o modelo de grafos evolutivos são apresentados como as principais propostas para roteamento em DTNs de cenário determinístico.

O Modelo de Oráculos do Conhecimento

Jain *et al.* avaliam a importância das informações disponíveis sobre a DTN no roteamento em cenário determinístico [57]. Nesse trabalho, diferentes tipos e quantidades de informação acerca da DTN são classificadas e modeladas por *oráculos*. Um oráculo é uma abstração que corresponde a dizer “a informação sobre o assunto está disponível para todos os nós”. São definidos quatro oráculos:

1. **Oráculo de Resumo de Contatos** - fornece informações resumidas dos contatos, sendo capaz de dizer o tempo médio necessário até que um novo contato seja realizado entre dois nós, mas não o instante e a duração exata dos contatos;
2. **Oráculo de Contatos** - informa o instante de início e a duração de todos os contatos entre dois nós quaisquer da rede;
3. **Oráculo de Ocupação** - informa, em qualquer instante de tempo, a ocupação dos

buffers de transmissão de qualquer nó da rede. Esta informação pode ser usada, por exemplo, para evitar congestionamentos;

4. **Oráculo de Demanda de Tráfego** - informa a demanda de tráfego de todos os nós em qualquer instante de tempo. Para tanto, este oráculo precisa conhecer todas as mensagens que todos os nós desejam enviar a qualquer tempo.

Algoritmos de roteamento que exploram diferentes oráculos são comparados nesse trabalho. Basicamente, a diferença entre os algoritmos está na quantidade de informação utilizada sobre a topologia da rede, que varia da utilização de nenhum oráculo até a utilização de todos os oráculos. Como ilustrado na Figura 2.17, adaptada de Jain *et al.* [57], quanto mais oráculos de conhecimento forem utilizados por um algoritmo de roteamento, melhor será o desempenho desse algoritmo.

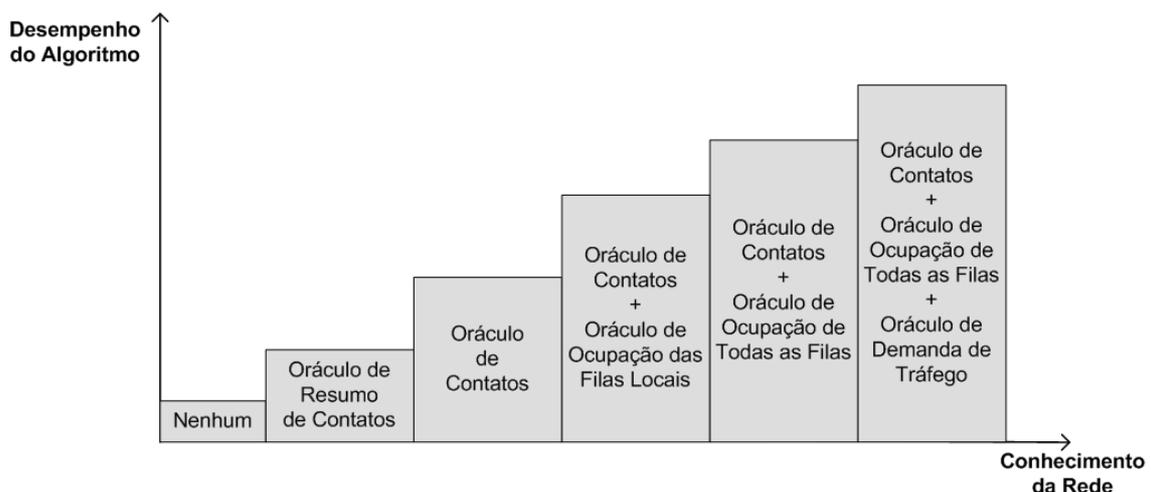


Figura 2.17: O desempenho dos algoritmos de roteamento em função da quantidade de oráculos do conhecimento utilizados.

É discutível se as informações providas pelos oráculos do conhecimento podem ser obtidas em uma aplicação real. Entretanto, a importância desse trabalho está na classificação do tipo de informação e no quanto cada uma pode melhorar o desempenho dos algoritmos de roteamento.

O Modelo de Grafos Evolutivos

Ferreira propõe um modelo de grafos evolutivos (*evolving graphs*) para redes ad hoc móveis que pode ser aplicado a redes DTN [13]. Como nas DTNs, em redes ad hoc a mobilidade dos nós pode fazer com que haja muitas desconexões e que uma rota fim-a-fim entre dois nós da rede nunca venha a existir. No entanto, se os nós armazenarem mensagens e as encaminharem escolhendo os momentos adequados, estas podem ser entregues, como em uma DTN. No modelo proposto, um grafo evolutivo é composto por uma seqüência indexada de subgrafos, onde o subgrafo associado a um índice corresponde à topologia da rede durante o intervalo de tempo correspondente àquele índice. Pode-se representar um grafo evolutivo por um conjunto de vértices e enlaces, como em um grafo normal, adicionando-se aos enlaces etiquetas com os índices correspondentes aos intervalos de tempo em que o enlace é válido, como na Figura 2.18. Nesta figura, o enlace entre os nós A e B existe durante os intervalos de tempo 1, 2, 3 e 4, enquanto que o enlace E-G existe apenas durante o intervalo de tempo 5.

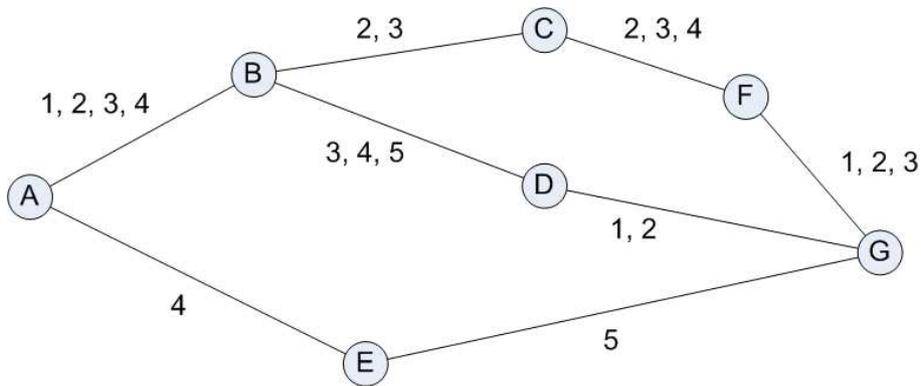


Figura 2.18: Um exemplo de grafo evolutivo.

Num grafo evolutivo, podem ser definidas *jornadas*, sinônimo de rotas que são construídas levando-se em consideração as restrições de tempo de existência dos enlaces. Uma jornada é constituída de uma seqüência de enlaces, da mesma forma que uma rota em um grafo normal. No entanto, em uma jornada deve ser levada em consideração a restrição de que o próximo enlace nunca pode ser um enlace que só existiu em subgrafos passados. Assim, uma mensagem não pode ser transmitida sobre um enlace que só existiu antes do envio da mensagem. Por exemplo, na Figura 2.18, uma mensagem pode ser transmitida

do nó A para o nó G usando os enlaces A-B, B-C, C-F e F-G. Esta jornada A-B-C-F-G pode ser realizada entre os intervalos de tempo 1 e 3, pois respeita os intervalos de existência dos enlaces envolvidos. Já o caminho A-B-D-G não constitui uma jornada, pois uma mensagem não pode ser enviada do nó B para o nó D antes do intervalo de tempo 3; por outro lado, o enlace seguinte no caminho (D-G) só existe durante os intervalos 1 e 2.

A partir dos conceitos de grafos evolutivos e jornadas, podem ser construídos algoritmos com diferentes métricas como objetivo. São propostos três algoritmos baseados em modificações do algoritmo de Dijkstra. O primeiro tenta encontrar a jornada mais cedo (*foremost journey*), ou seja, a jornada que faz com que a mensagem chegue o mais cedo possível ao nó de destino. Esse algoritmo também pode ser entendido como “menor horário de chegada” e independe do número de nós percorridos [58]. Na Figura 2.18 a jornada mais cedo entre os nós A e G é A-B-C-F-G. O segundo algoritmo tenta encontrar a jornada com o menor número de saltos (*min-hop count*). Na Figura 2.18, esta jornada seria A-E-G. Já no terceiro algoritmo, o objetivo é encontrar a jornada que gasta o menor tempo para entregar a mensagem (*fastest journey*). Neste caso, devem ser levados em conta os tempos de transmissão e de propagação das mensagens sobre os enlaces. Note que a jornada “mais cedo” é diferente da jornada “mais rápida”. Imagine um trabalhador que realiza o trajeto casa-trabalho. Saindo de casa às 07:30 h, o trajeto dura 1 hora, e o trabalhador chega às 08:30 h. Suponha que se ele sair de casa às 11:00 h, quando há muito menos tráfego, ele conclua o mesmo trajeto em 20 minutos. Na primeira jornada o trabalhador chega mais cedo, na segunda, mais rápido.

Capítulo 3

A Proposta de Roteamento

ALGUNS novos ambientes DTN não caminham em direção a nenhum dos cenários definidos por Zhang [12], pois as informações disponíveis para os nós da DTN sobre as conexões futuras da rede possuem certo grau de incerteza. Como citado na Seção 2.2.1 deste trabalho, de acordo com a especificação da arquitetura DTN do IRTF [10] os contatos que possuem certo grau de incerteza em relação a sua ocorrência, horário ou duração são denominados contatos previsíveis.

A presença da incerteza afeta negativamente o desempenho de algoritmos de roteamento para cenário determinístico, pois os nós não conseguem obter as informações precisas necessárias para o seu correto funcionamento. Assim, para o modelo de oráculos de conhecimento definido na Seção 2.3.2, é o equivalente a não existir oráculos. Portanto, esse modelo falha com a presença da incerteza, já que as informações precisas necessárias para o correto funcionamento dos algoritmos determinísticos não estão disponíveis para os nós DTN. Em relação ao modelo de grafos evolutivos definido na Seção 2.3.2, os índices correspondentes aos intervalos de tempo em que o enlace é válido não podem ser obtidos, já que o horário exato de existência das arestas não é conhecido pelos nós DTN. Conseqüentemente, como o comportamento exato da rede no tempo é desconhecido, as jornadas não podem ser calculadas corretamente.

Já a presença da incerteza não afeta negativamente os algoritmos de roteamento para cenário estocástico. Porém, estes algoritmos poderiam ser mais eficientes utilizando as in-

formações disponíveis. Por exemplo, os protocolos de roteamento epidêmico, roteamento baseado em modelo, roteamento baseado no controle do movimento do nó e roteamento baseado em codificação poderiam utilizar as informações disponíveis para realizar previsões das melhores rotas e, assim, enviar mensagens somente para os melhores nós. Desta forma, seria possível reduzir significativamente a sobrecarga de controle e, até mesmo, o atraso. Os protocolos da classe de roteamento baseado em estimativa também poderiam utilizar as informações disponíveis para aumentar a precisão no cálculo da probabilidade de entrega e, conseqüentemente, aumentar o desempenho da rede.

Neste contexto, este trabalho apresenta uma proposta de roteamento probabilístico para redes tolerantes a atrasos e desconexões capaz de lidar com a incerteza dos contatos previsíveis, garantir uma alta taxa de entrega de mensagens e um baixo custo em termos do número de transmissões de réplicas de mensagens e espaço ocupado nos *buffers*. A proposta é apresentada a seguir em maiores detalhes.

3.1 O Tipo de Incerteza

O tipo de incerteza que será tratada neste trabalho corresponde à incerteza em relação ao horário de estabelecimento dos contatos. Desta forma, apesar do momento exato do estabelecimento de cada contato entre dois nós da rede ser desconhecido, existe uma previsão do intervalo de tempo dentro do qual cada contato da rede irá acontecer. Geralmente, as informações utilizadas para fazer as previsões sobre os horários de estabelecimento dos contatos são obtidas de históricos de contatos previamente realizados. Entretanto, as previsões sobre os horários de estabelecimento dos contatos também podem ser inseridas manualmente por administradores da rede.

Dado que o tipo de incerteza estudado neste trabalho está relacionado ao horário de estabelecimento dos contatos, considera-se que não existe incerteza sobre a ocorrência dos contatos. Logo, para cada intervalo de tempo associado a um enlace é considerado que um contato obrigatoriamente ocorrerá. Então, se o enlace entre os nós v_1 e v_2 possui k intervalos de tempo associados, k contatos serão estabelecidos entre v_1 e v_2 . Além da inexistência de incerteza em relação à ocorrência dos contatos, também é considerado que

a duração de cada contato é suficiente para que a troca de mensagens entre dois nós seja realizada e que, portanto, o tempo para transmitir uma mensagem de um nó para outro é zero (instantâneo). Assim, sejam t_i o momento inicial e t_f o momento final do intervalo de tempo (t_i, t_f) dentro do qual ocorrerá um contato c entre os nós v_1 e v_2 , pode-se dizer que c ocorrerá em um momento t_c , tal que $t_i \leq t_c \leq t_f$. Além disso, pode-se considerar que todas as mensagens que v_1 deseja enviar para v_2 , e vice-versa, serão transmitidas com sucesso entre os dois nós.

A Figura 3.1 ilustra um exemplo de DTN com contatos previsíveis e com incerteza em relação ao horário de estabelecimento dos contatos. Os tempos indicados em cada enlace representam o intervalo de tempo dentro do qual um contato ocorrerá. Por exemplo, o intervalo de tempo 08:00 h - 10:00 h do enlace B-E significa que um contato $t_{c_{BE}}$ entre o nó B e o nó E ocorrerá em um momento compreendido entre 8 horas e 10 horas ($8 \leq t_{c_{BE}} \leq 10$). Apesar da Figura 3.1 ilustrar apenas um intervalo de tempo por enlace, em outras DTNs vários intervalos de tempo podem estar associados ao mesmo enlace.

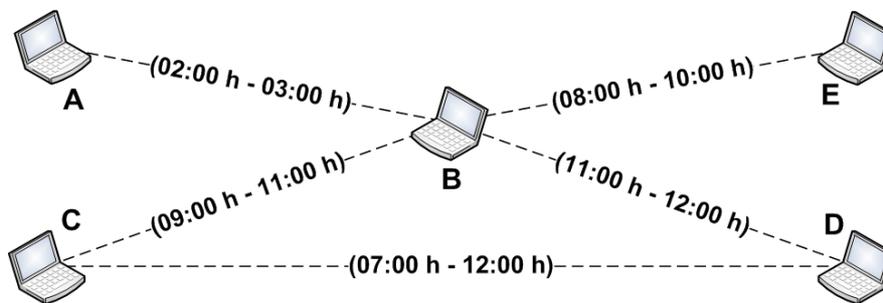


Figura 3.1: Um exemplo de DTN com contatos previsíveis e com incerteza em relação ao horário de estabelecimento dos contatos.

Ainda na rede da Figura 3.1, se o nó E desejar enviar uma mensagem M para o nó D, mesmo não existindo um enlace entre os dois nós, a mensagem pode ser encaminhada nó a nó utilizando a técnica de comutação de mensagens e o armazenamento persistente de dados. Para a mensagem enviada por E alcançar o destino D utilizando a rota E-B-D, é preciso que o nó E envie a mensagem para o nó B antes do contato entre o nó B e o nó D ocorrer. Como ilustrado na Figura 3.2, o contato entre os nós B e D (enlace B-D) acontecerá depois do contato entre os nós E e B (enlace E-B), não existindo interseções

entre os intervalos de tempo dos dois enlaces. Portanto, não há possibilidade de falhas na entrega da mensagem através da rota E-B-D.

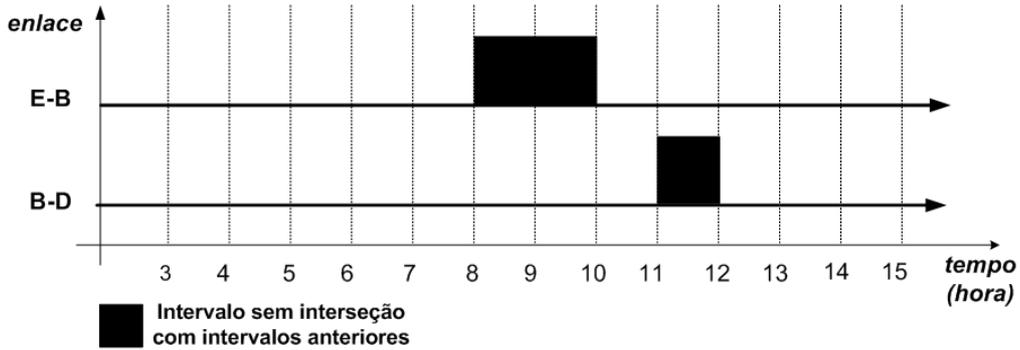


Figura 3.2: Um exemplo de rota sem interseções entre os intervalos de tempo.

Para que a mesma mensagem M enviada pelo nó E chegue ao destino D pela rota E-B-C-D, é preciso que o nó E envie a mensagem para o nó B antes do contato entre os nós B e C ocorrer. Além disso, também é preciso que o nó B envie a mensagem para o nó C antes do contato entre os nós C e D ocorrer. Como ilustrado na Figura 3.3, por esta rota existem interseções entre os intervalos de tempo do enlace E-B com os enlaces B-C e C-D e interseções do enlace B-C com o enlace C-D. Essas interseções significam que existe uma possibilidade de falha na entrega da mensagem gerada pelo nó fonte para o nó de destino. Por exemplo, se o momento do contato entre os nós C e D (enlace C-D) acontecer 07:30 h, a mensagem enviada pela rota E-B-C-D não conseguirá alcançar o destino, pois o contato entre os nós E e B (enlace E-B) e o contato entre os nós B e C (enlace B-C) só acontecerão depois.

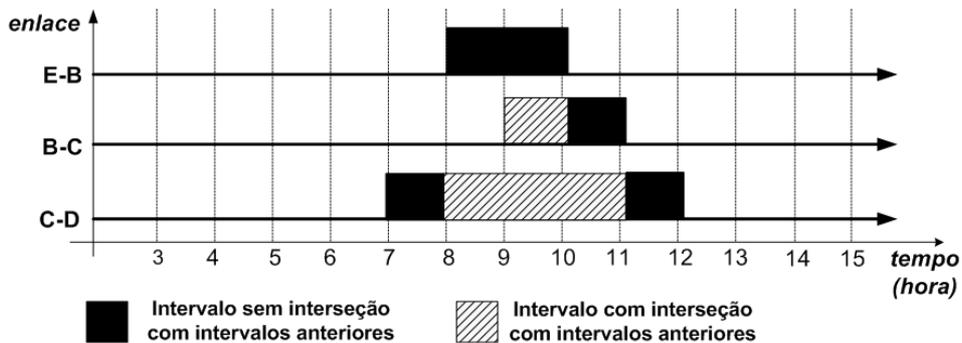


Figura 3.3: Um exemplo de rota com interseções entre os intervalos de tempo.

3.2 O Algoritmo de Roteamento Probabilístico

Para a construção do algoritmo de roteamento probabilístico adaptou-se o modelo de grafos evolutivos proposto por Ferreira [13] para formalizar um domínio no tempo em grafos. Para adaptar o modelo original de grafos evolutivos para DTNs com contatos previsíveis, a representação da etiqueta de tempo dos enlaces deve ser modificada. Como ilustrado na Figura 3.4, ao invés de uma etiqueta de tempo representar o intervalo de tempo em que o enlace é válido, agora cada etiqueta representa o intervalo de tempo dentro do qual um contato ocorrerá.

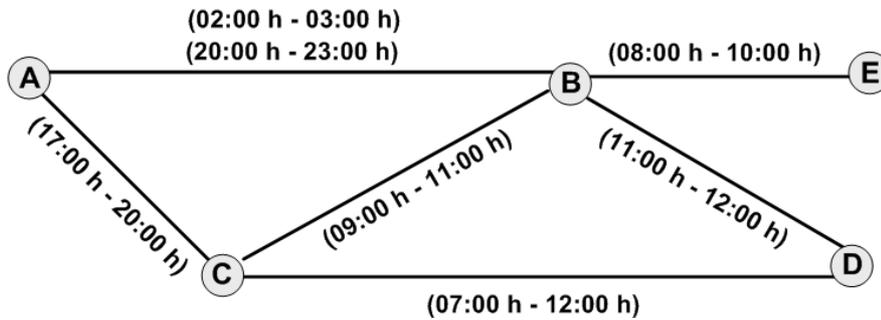


Figura 3.4: Um exemplo da adaptação do modelo original de grafos evolutivos.

A forma como as jornadas são construídas também deve ser adaptada, já que agora é preciso considerar a incerteza em relação ao horário de estabelecimento dos contatos e, conseqüentemente, a possibilidade de falhas ocasionadas pelas interseções dos intervalos de tempo. O novo conceito de jornada é dado por $j = (\tau, \omega)$, tal que:

- $\tau = (v_1, v_2, v_3, \dots, v_{n-2}, v_{n-1}, v_n)$ informa uma seqüência de n nós ($n > 1$) que formam a jornada J entre um nó fonte v_1 e um nó de destino v_n . Os índices $1, 2, 3, \dots, n-2, n-1, n$ indicam a posição de cada nó na seqüência dos n nós que formam a jornada J ;
- $\omega = ((t_{i_{1,2}}, t_{f_{1,2}}), (t_{i_{2,3}}, t_{f_{2,3}}), \dots, (t_{i_{n-2,n-1}}, t_{f_{n-2,n-1}}), (t_{i_{n-1,n}}, t_{f_{n-1,n}}))$ é a seqüência dos intervalos de tempo dos respectivos $n-1$ saltos que compõem a jornada J , dado que $t_{i_{p,(p+1)}}$ representa o momento inicial e $t_{f_{p,(p+1)}}$ representa o momento final do intervalo de tempo dentro do qual ocorrerá um contato entre os nós v_p e $v_{(p+1)}$ da jornada J , sejam $t_{i_{p,(p+1)}} < t_{f_{p,(p+1)}}$ e $1 \leq p \leq (n-1)$.

O caminho no tempo (τ, ω) é considerado uma jornada por um nó DTN se, a partir do segundo salto, o momento final t_f de cada intervalo de tempo for maior ou igual ao momento inicial t_i de todos os intervalos de tempo dos saltos anteriores, ou seja:

$$\bigcup_{p=2}^{n-1} \left(\bigcup_{p'=1}^{p-1} t_{i_{(p-p'),((p-p')+1)}} \leq t_{f_{p,(p+1)}} \right), n > 2. \quad (3.1)$$

Como exemplo, suponha o caminho no tempo (τ', ω') tal que $\tau' = (v_1, v_2, v_3, v_4, v_5)$ e $\omega' = ((t_{i_{1,2}}, t_{f_{1,2}}), (t_{i_{2,3}}, t_{f_{2,3}}), (t_{i_{3,4}}, t_{f_{3,4}}), (t_{i_{4,5}}, t_{f_{4,5}}))$. Para que esse caminho seja considerado uma jornada é preciso que:

- $t_{i_{1,2}} \leq t_{f_{2,3}}$;
- $t_{i_{2,3}} \leq t_{f_{3,4}}$ e $t_{i_{1,2}} \leq t_{f_{3,4}}$;
- $t_{i_{3,4}} \leq t_{f_{4,5}}$ e $t_{i_{2,3}} \leq t_{f_{4,5}}$ e $t_{i_{1,2}} \leq t_{f_{4,5}}$.

Todo caminho de um salto ($n = 2$) é uma jornada, ou seja, qualquer caminho no tempo (τ'', ω'') com $\tau'' = (v_1, v_2)$ e $\omega'' = ((t_{i_{1,2}}, t_{f_{1,2}}))$ é uma jornada. Isso ocorre porque ω'' é formado por apenas um intervalo de tempo, não sendo necessária nenhuma comparação com outros intervalos de tempo.

Com as adaptações do modelo original de grafos evolutivos e com as previsões do intervalo de tempo de todos os contatos, cada nó da DTN é capaz de realizar previsões das jornadas (múltiplas rotas) em todos os tempos (múltiplos tempos). Logo, as decisões de roteamento podem ser tomadas considerando o desempenho fim-a-fim da rede.

3.3 A Tabela de Jornadas

Cada nó da DTN deve calcular a sua tabela de roteamento ou *tabela de jornadas*. Para assegurar que as decisões de roteamento sejam tomadas com informações recentes, as jornadas são recalculadas sempre que um intervalo de tempo é modificado. O formato da tabela de jornadas do nó A da Figura 3.4 é apresentado na Tabela 3.1. Para cada jornada são informados o destino, os nós participantes da jornada (τ), o número de saltos e o

intervalo de tempo para cada salto (ω). O último campo da tabela é a probabilidade de sucesso.

Tabela 3.1: O formato da tabela de jornadas do protocolo de roteamento probabilístico.

TABELA DE JORNADAS DO NÓ A				
Destino	τ	Núm. Saltos	ω	Prob. de Sucesso
B	A-B	1	(02:00-03:00)	1
B	A-B	1	(20:00-23:00)	1
C	A-C	1	(17:00-20:00)	1
E	A-B-E	2	(02:00-03:00),(08:00-10:00)	1
C	A-B-C	2	(02:00-03:00),(09:00-11:00)	1
D	A-B-D	2	(02:00-03:00),(11:00-12:00)	1
C	A-B-D-C	3	(02:00-03:00),(11:00-12:00),(07:00-12:00)	0.1
D	A-B-C-D	3	(02:00-03:00),(09:00-11:00),(07:00-12:00)	0.4

A probabilidade de sucesso é calculada independentemente para cada jornada e representa a chance da jornada ser concluída com sucesso dado o problema das interseções dos intervalos de tempo. A métrica do roteamento probabilístico é a maior probabilidade de sucesso. Baseado nessa probabilidade, os nós são capazes de decidir qual a melhor jornada para encaminhar uma mensagem e o melhor momento para fazê-lo. Assim, a melhor jornada para um nó fonte enviar uma mensagem será aquela que ocorrer em um momento posterior ao que a mensagem foi gerada e que possuir a maior probabilidade de sucesso.

3.4 O Modelo Probabilístico

O primeiro passo para a construção do modelo probabilístico é definir o tipo de distribuição de probabilidade contínua capaz de modelar a ocorrência de um contato previsível dentro de um intervalo de tempo $(t_{i_{p(p+1)}}, t_{f_{p(p+1)}})$. Como citado anteriormente, a previsão de um intervalo de tempo significa que em algum momento entre os tempos $t_{i_{p(p+1)}}$ e $t_{f_{p(p+1)}}$ um contato será estabelecido entre os nós v_p e $v_{(p+1)}$ e que dados serão trocados entre os dois. A probabilidade do contato ocorrer em qualquer ponto desse intervalo de tempo é igual. Por isso, pode-se usar a *distribuição uniforme contínua* para a modelagem

da ocorrência do contato, já que nessa distribuição a probabilidade de se gerar qualquer ponto em um intervalo contido no espaço amostral também é proporcional ao tamanho do intervalo de tempo [59, 60]. Assim, seja (a, b) o espaço amostral, a função densidade de probabilidade (*Probability Density Function* - PDF) $f(x)$ é dada por:

$$f(x) = \begin{cases} \frac{1}{b-a}, & a < x < b \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (3.2)$$

e seu gráfico por:

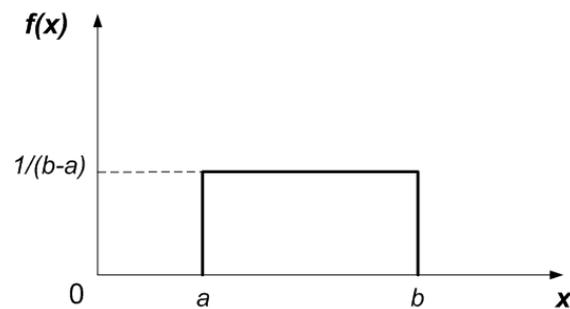


Figura 3.5: A função densidade de probabilidade da distribuição uniforme contínua.

A função de distribuição acumulada (*Cumulative Distribution Function* - CDF) $F(x)$ da distribuição uniforme contínua é dada por:

$$F(x) = \begin{cases} 0, & x < a \\ \frac{x-a}{b-a}, & a \leq x < b \\ 1, & x \geq b \end{cases} \quad (3.3)$$

e seu gráfico por:

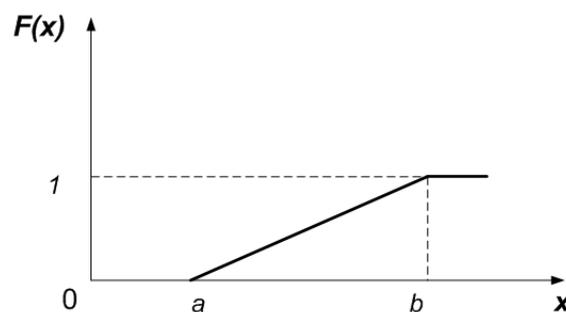


Figura 3.6: A função de distribuição acumulada da distribuição uniforme contínua.

Definida a distribuição de probabilidade, agora é possível calcular a *probabilidade de sucesso* ($P_s(J, k) \in [0, 1]$) de cada jornada J da tabela de jornadas de um nó, seja k o número de saltos (ou número de intervalos de tempo) que compõem J . O cálculo de $P_s(J, k)$ representa a probabilidade de J ser concluída com sucesso considerando todas as possibilidades de falhas geradas pelas interseções dos k intervalos de tempo, ou seja, $P_s(J, k)$ informa a chance de uma mensagem $M = (o, d, t_o)$ gerada pelo nó origem o no momento t_o ser entregue ao destino d utilizando a jornada J . Quanto maior o valor de $P_s(J, k)$, maior é a chance de J ser concluída com sucesso.

Para jornadas de um salto a probabilidade de sucesso é sempre igual a um ($P_s(J, 1) = 1$), pois, como há somente um intervalo de tempo na jornada, não é preciso realizar nenhuma comparação com outros intervalos de tempo.

Para jornadas com mais de um salto ($k > 1$) é preciso comparar todos os k intervalos de tempo de J . Para uma jornada de dois saltos ($k = 2$), seja $E_{p,(p+1)}$ o evento “o momento que ocorre o contato entre os nós v_p e $v_{(p+1)}$ de J ”, a probabilidade de sucesso pode ser representada por:

$$P_s(J, 2) = P(E_{1,2} \leq E_{2,3}). \quad (3.4)$$

Para calcular essa probabilidade, deve-se considerar a seguinte função de distribuição condicional:

$$F_{E_{1,2}|E_{2,3}}(t|t) = P(E_{1,2} \leq t | E_{2,3} = t). \quad (3.5)$$

Dada a independência dos eventos $E_{1,2}$ e $E_{2,3}$, pela versão contínua do teorema da probabilidade total, temos a seguinte equação:

$$P_s(J, 2) = \int_0^\infty F_{1,2}(t) f_{2,3}(t) dt. \quad (3.6)$$

Esse resultado pode ser usado para generalizar o cálculo da probabilidade. Logo, para toda jornada J com $k > 1$ saltos, $P_s(J, k)$ pode ser calculada pela Equação 3.7.

$$P_s(J, k) = \int_0^\infty \dots$$

$$\dots \left(\int_0^\infty \left(\int_0^\infty \left(\int_0^\infty F_{1,2}(t) f_{2,3}(t) dt \right) f_{3,4}(x) dx \right) f_{4,5}(y) dy \right) \dots$$

$$\dots f_{k,(k+1)}(z)dz \quad (3.7)$$

Dado que a distribuição uniforme contínua modela a ocorrência de um contato previsível, os intervalos de integração podem ser ajustados, obtendo-se a Equação 3.8.

$$\begin{aligned} P_s(j, k) &= \int_{MAX(t_{i_{(k-1),k}}, t_{i_{k,(k+1)}})}^{t_{f_{k,(k+1)}}} \dots \\ &\dots \int_{MAX(t_{i_{2,3}}, t_{i_{3,4}})}^{t_{f_{3,4}}} \left(\int_{MAX(t_{i_{1,2}}, t_{i_{2,3}})}^{t_{f_{2,3}}} F_{1,2}(t) f_{2,3}(t) dt \right) f_{3,4}(x) dx \dots \\ &\dots f_{k,(k+1)}(z) dz. \end{aligned} \quad (3.8)$$

O valor da probabilidade de sucesso para as jornadas com mais de um salto ($k > 1$) da Tabela 3.1 foi calculado baseado na Equação 3.8. Assim, por exemplo, para a jornada de dois saltos $j = (\tau, \omega)$, sejam $\tau = (A, B, C)$ e $\omega = ((02 : 00 - 03 : 00), (08 : 00 - 10 : 00))$, a probabilidade de sucesso é calculada por

$$P_s(j, 2) = \int_8^{10} F_{1,2}(t) f_{2,3}(t) dt = 1. \quad (3.9)$$

Para a jornada de três saltos $j = (\tau, \omega)$, sejam $\tau = (A, B, C, D)$ e $\omega = ((02 : 00 - 03 : 00), (09 : 00 - 11 : 00), (07 : 00 - 12 : 00))$, a probabilidade de sucesso é calculada por

$$P_s(j, 3) = \int_9^{12} \left(\int_9^{11} F_{1,2}(t) f_{2,3}(t) dt \right) f_{3,4}(x) dx = 0.4. \quad (3.10)$$

Capítulo 4

Ambiente de Simulação

PARA validar a proposta de roteamento probabilístico para redes tolerantes a atrasos e desconexões com contatos previsíveis foi implementado um simulador DTN e utilizados dados reais de um ambiente DTN com incerteza em relação ao horário de estabelecimento dos contatos. O cenário de simulação, o simulador DTN e os resultados das simulações são apresentados neste capítulo.

4.1 O Cenário de Simulação

Em nações em desenvolvimento, como o Brasil, os benefícios da tecnologia estão hoje concentrados nos grandes centros urbanos, tornando a população que vive em áreas rurais excluída digitalmente [61]. Recentemente, uma quantidade significativa de projetos e pesquisas tem surgido com o objetivo de oferecer acesso à Internet para áreas rurais que não são atendidas a contento pelas atuais tecnologias de rede.

Atualmente, também há uma grande preocupação em relação ao acesso participativo e universal do cidadão brasileiro ao conhecimento, destacando-se como um dos tópicos do relatório que sintetiza os resultados do seminário “Grandes Desafios de Pesquisa em Computação no Brasil - 2006 - 2016” [62] promovido pela Sociedade Brasileira de Computação (SBC) [63]. Este relatório trata, dentre outros tópicos, a importância de vencer as barreiras tecnológicas, sociais e econômicas que impedem o acesso e a interação. Neste

sentido, o relatório destaca a necessidade de concepção de uma nova infra-estrutura de comunicação que seja capaz de endereçar, de forma competente, a questão do acesso do cidadão brasileiro ao conhecimento.

Muitos projetos utilizam as soluções convencionais de rede para oferecer acesso à Internet em áreas rurais, tais como: satélite, rádio terrestre e linha telefônica. Entretanto, o uso destas tecnologias em algumas áreas é economicamente inviável. Além disso, pesquisas mostram que muitos dos serviços em áreas rurais não requerem conectividade em tempo real [35, 64]. Por isso, seguindo outra abordagem, outros projetos estão focando em modos assíncronos de comunicação [29, 31–34]. Estes projetos seguem a arquitetura DTN do IRTF [10] e utilizam ônibus e motos como mulas de dados para transportar dados entre as regiões rurais e também entre estas regiões rurais e os grandes centros urbanos.

Dentro deste contexto de integração digital, utiliza-se uma DTN rural esparsa e mulas de dados como cenário de simulação. Dados reais são utilizados para a obtenção dos resultados da simulação. Estes dados foram disponibilizados pela Prefeitura Municipal de Itapipoca no estado do Ceará - Brasil [65]. A sede do município, representada no mapa da Figura 4.1 pela região central A, possui diversas formas de acesso à Internet, como banda larga e modem discado. As outras regiões do mapa, os distritos B, C e D, e as localidades isoladas (as pequenas cidades representadas por círculos localizados ao redor dos distritos), são áreas rurais que se encontram a quilômetros de distância de A. Essas áreas não possuem a infra-estrutura necessária para a utilização de aplicações comuns, como o correio eletrônico.

Para oferecer acesso à Internet a baixo custo para os habitantes dessas regiões isoladas digitalmente, propõe-se que os ônibus públicos da Prefeitura, hoje utilizados para transportar estudantes do Ensino Fundamental e do Ensino Médio, também desempenhem o papel de mula de dados, sendo responsáveis pelo armazenamento, transporte e entrega de dados entre as regiões. Para desempenhar o papel de mula de dados, os ônibus devem ser equipados com um ponto de acesso e um dispositivo de armazenamento. Nas áreas rurais devem ser instalados quiosques Internet de baixo custo, tais quais os utilizados nos projetos detalhados na Seção 2.2.1.

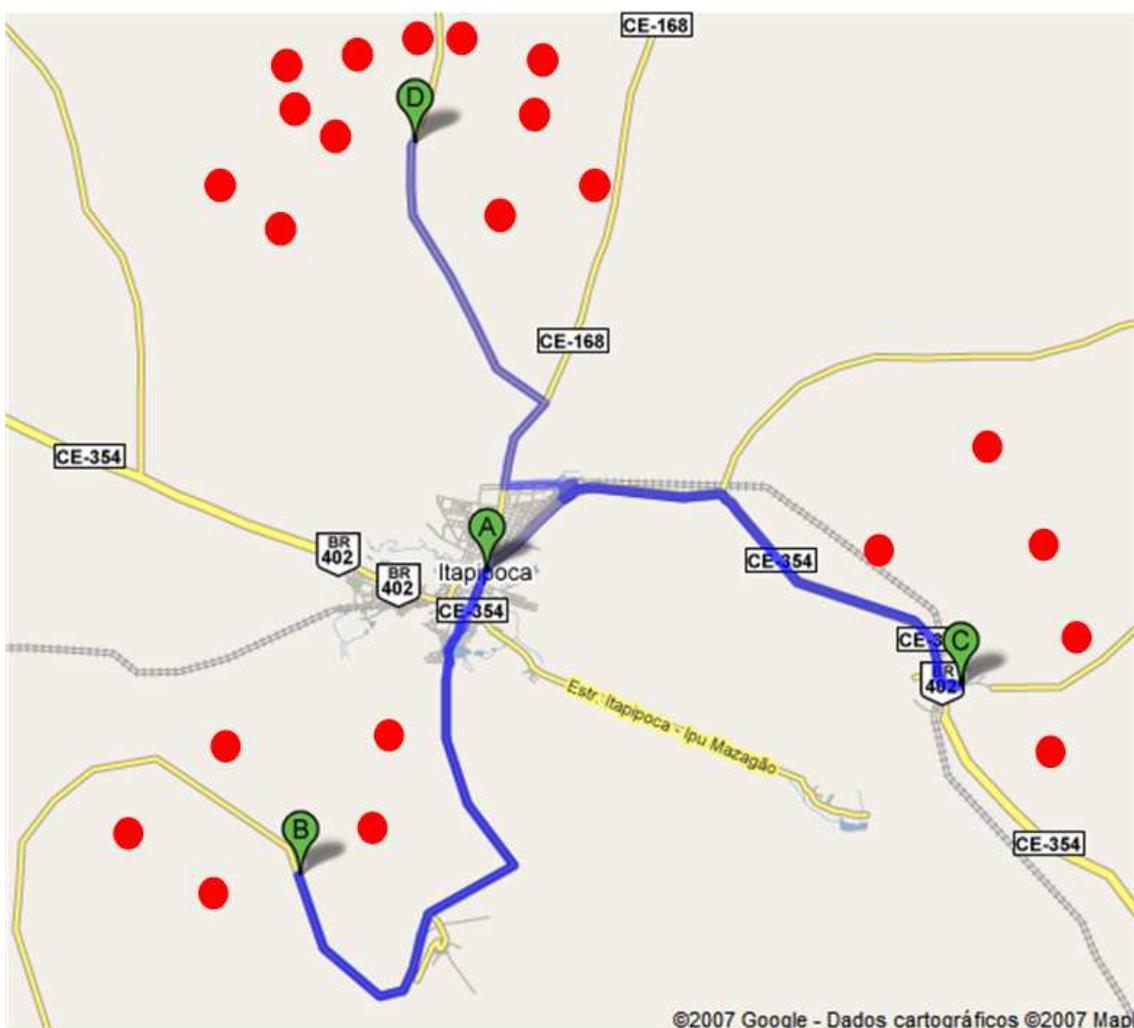


Figura 4.1: O mapa da DTN rural esparsa utilizada como cenário de simulação.

Muitas áreas rurais do cenário analisado já possuem quiosques com computadores instalados, mas sem acesso à Internet. Esses quiosques, chamados Núcleos de Inclusão Digital com Tecnologia Multiterminal, possibilitam a ligação de conjuntos periféricos - compostos por quatro teclados, mouses e monitores - em um computador. Assim, quatro usuários podem usar simultaneamente a mesma máquina, gerando economia em instalação e manutenção. Em alguns núcleos, também foram implantados o *Linux Terminal Server Project* (LTSP) [66], um projeto para o Linux e em software livre que possibilita o uso de um computador por vários terminais de acesso. Há um servidor principal, geralmente um computador com alto desempenho, e vários clientes conectados via rede a esse servidor. Os clientes são a saída do processamento do servidor, por isso, não necessitam do uso de discos rígidos, pois uma imagem do sistema operacional é carregada via rede.

Essa tecnologia é uma solução barata que permite que vários usuários utilizem simultaneamente o mesmo computador. Como os quiosques não possuem acesso à Internet, são oferecidos serviços que não necessitam de interatividade com a Internet. Por isso, os serviços oferecidos pelos quiosques são cursos de capacitação em software livre, como Ubuntu/Linux e BrOffice, serviços de manutenção de computadores etc.

Para a realização desse trabalho, vários dados foram disponibilizados pela Prefeitura Municipal de Itapipoca, como exemplos têm-se: a distância em quilômetros entre as 26 regiões do mapa da Figura 4.1, a descrição dos trajetos - a região de partida dos ônibus, a(s) região(s) intermediária(s) que os ônibus passam/param antes de chegar ao destino, a região de destino dos ônibus -, os turnos de cada trajeto (manhã, tarde e/ou noite), a *previsão* do horário de saída e do horário de chegada dos ônibus para cada turno, dentre outras informações. A Prefeitura detalhou que, diariamente, os ônibus públicos realizam o mesmo trajeto, partindo de uma região de origem e chegando a uma região de destino (os ônibus transportam os estudantes de casa para a escola) e saindo da região de destino e chegando na região de origem (os ônibus transportam os estudantes da escola de volta para casa). Logo, um trajeto é um caminho de ida e volta. Também é importante destacar que o trajeto de um ônibus corresponde, obrigatoriamente, ao transporte de alunos entre um dos seguintes tipos de regiões: a sede do município e os distritos; as localidades isoladas e o distrito mais próximo; e entre as localidades isoladas.

Como apresentado na Seção 2.2.2 desse trabalho, a arquitetura DTN define ponto de extremidade (*endpoint* DTN) como um grupo de nós DTN [10]. De acordo com essa arquitetura, uma mensagem é considerada entregue com sucesso quando um subconjunto mínimo de nós do ponto de extremidade recebê-la sem erro. Esse subconjunto é denominado grupo mínimo de recepção (*Minimum Reception Group* - MRG) de um ponto de extremidade. Assim, na DTN rural analisada, apesar de cada região ser formada por um conjunto de nós DTN, pode-se simplificar o cenário representando todos os nós que formam uma região como um único nó ou vértice. Neste contexto, para a rede rural analisada, cada região corresponderia a um ponto de extremidade com $MRG = 1$. Assim, o cenário do mapa da Figura 4.1 pode ser representado pelo grafo da Figura 4.2, que apresenta a conectividade geral da rede. Os vértices do grafo representam os pontos de extremidade da DTN. O vértice A representa a sede do município, Itapipoca; os vértices

B, C e D representam os distritos; e os vértices restantes representam as localidades isoladas. Os ônibus não realizam contatos entre si. As regiões também não realizam contatos entre si. Por isso, cada enlace do grafo representa a existência de pelo menos um trajeto de ônibus entre duas regiões e, conseqüentemente, uma forma de comunicação entre estas regiões.

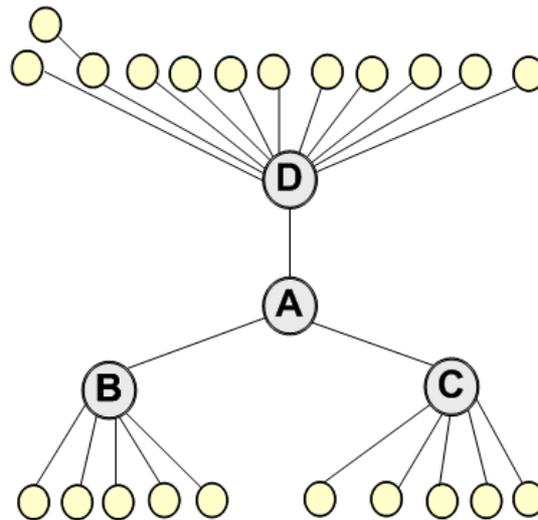


Figura 4.2: A conectividade geral da DTN rural esparsa.

É importante destacar que no cenário analisado vários fatores podem influenciar no horário de chegada dos ônibus na região de destino para o trajeto de ida e no horário de chegada dos ônibus na região de origem para o trajeto de retorno. Esses fatores são os responsáveis pela existência da incerteza em relação ao momento exato do estabelecimento dos contatos entre as regiões e os ônibus no cenário DTN analisado. Em resumo, esses fatores são:

- **Horários de partida e de retorno dos ônibus**

A Prefeitura de Itapipoca informou os horários que os motoristas dos ônibus têm autorização de partir da região de origem em direção à região de destino (Origem - Destino) e de retornar da região de destino para a região de origem (Destino - Origem) para cada turno escolar (Manhã, Tarde, Noite). Apesar de esses horários serem determinados pela Prefeitura, na prática, os ônibus não partem exatamente nesses horários. Assim, alguns ônibus partem minutos antes e outros minutos depois dos

horários definidos pela Prefeitura. Neste trabalho, é considerada uma variação de vinte minutos para cada horário informado. A Tabela 4.1 apresenta a variação dos horários de partida (Origem - Destino) e de retorno (Destino - Origem) para os três turnos escolares. Por exemplo, o horário de partida para o turno da manhã informado pela Prefeitura foi 06:30. Logo, considerando a variação de vinte minutos, obtivemos o intervalo de tempo 06:20 - 06:40.

Tabela 4.1: A variação nos horários de partida e de retorno dos ônibus.

Turno	Horário de Partida (Origem-Destino)	Horário de Retorno (Destino-Origem)
Manhã	06:20 - 06:40	10:50 - 11:10
Tarde	12:20 - 12:40	16:50 - 17:10
Noite	17:20 - 17:40	21:50 - 22:10

- **Distância percorrida em cada trajeto**

A distância percorrida em cada trajeto varia consideravelmente no cenário analisado. O trajeto mais curto é de aproximadamente cinco quilômetros (5 km) e ocorre entre duas localidades isoladas. O trajeto mais longo é de aproximadamente dezoito quilômetros (19 km) e ocorre entre um distrito e uma localidade isolada.

- **Velocidade dos ônibus**

Quanto maior a velocidade de um ônibus, mais rapidamente ele alcança o destino.

- **Paradas dos ônibus**

Outro fator que influencia nesses horários de chegada são as paradas que alguns ônibus realizam ao longo do caminho para o embarque de outros estudantes. O tempo de cada parada acaba resultando em um aumento no tempo do trajeto e, conseqüentemente, influenciando nos horários de chegada. O número máximo de paradas realizadas no cenário analisado é de quatro paradas por trajeto.

- **Falhas mecânicas e problemas ambientais**

Falhas mecânicas (ex. uma pane no motor de um ônibus) e problemas ambientais (ex. uma estrada interditada) também influenciam nos horários de chegada,

apresentando-se como obstáculos capazes de impedir a conclusão de um trajeto. Entretanto, como citado no Capítulo 3, neste trabalho considera-se que não existe incerteza sobre a ocorrência dos contatos, ou seja, considera-se que todos os trajetos são concluídos com sucesso.

Vinte e nove diferentes trajetos de ônibus públicos podem ser utilizados para atender as regiões do mapa da Figura 4.1. A Tabela 4.2 apresenta os dados disponibilizados pela Prefeitura sobre os trajetos dos ônibus do Ensino Fundamental (EF) e do Ensino Médio (EM). A tabela informa o código do trajeto (CodTraj), que corresponde a uma combinação do tipo de ensino (EF ou EM) com um número identificador e com os turnos do trajeto - manhã (M), tarde (T) e/ou noite (N). A tabela informa ainda a região origem (Origem), a região de destino (Destino), o número de paradas (P) e as previsões dos horários para os três turnos (Manhã, Tarde e Noite) para o caminho de ida e volta.

Tabela 4.2: Os trajetos utilizados no cenário de simulação.

CodTraj	Origem	Destino	P	Manhã	Manhã	Tarde	Tarde	Noite	Noite
				Origem-Destino	Destino-Origem	Origem-Destino	Destino-Origem	Origem-Destino	Destino-Origem
EF14-M,T	Itapipoca	Deserto	0	06:32-06:52	11:02-11:22	12:32-12:52	17:02-17:22	-	-
EF19-M,T	Pitangi	Calugi	4	06:54-07:14	11:24-11:44	12:54-13:14	17:24-17:44	-	-
EF22-T	Cural	Calugi	4	-	-	12:58-13:18	17:28-17:48	-	-
EF49-M,T	S.Miguel	Arapari	0	06:25-06:45	10:55-11:15	12:25-12:35	16:55-17:15	-	-
EF50-M,T	S.Daniel	Arapari	0	06:25-06:45	10:55-11:15	12:25-12:35	16:55-17:15	-	-
EF57-M	PicadaI	Calugi	4	06:53-07:13	11:23-11:43	-	-	-	-
EF60-M,T	Deserto	Guarani	3	06:41-07:01	11:11-11:31	12:41-13:01	17:11-17:31	-	-
EF66-M,T	Quandu	Arapari	0	06:27-06:47	10:57-11:17	12:27-12:47	16:57-17:17	-	-
EF69-M,T	Rajada	Deserto	1	06:39-06:59	11:09-11:29	12:39-12:59	17:09-17:29	-	-
EF70-M,T	Arapari	S.Daniel	0	06:25-06:45	10:55-11:15	12:25-12:35	16:55-17:15	-	-
EF87-M,T	Itapipoca	Calugi	0	06:37-06:57	11:07-11:27	12:37-12:57	17:07-17:27	-	-
EM06-N	C.Pedro	Pirangi	3	-	-	-	-	17:37-17:57	22:07-22:27
EM16-N	Pirangi	Calugi	0	-	-	-	-	17:32-17:52	22:02-22:22
EM50-N	P.Baixo	Arapari	1	-	-	-	-	17:31-17:51	22:01-22:21
EM52-N	Matões	Calugi	3	-	-	-	-	17:48-18:08	22:18-22:38
EM54-N	Tanques	Calugi	3	-	-	-	-	17:49-18:09	22:19-22:39
EM68-N	Escalv.	Arapari	1	-	-	-	-	17:39-17:59	22:09-22:29
EM69-T,N	L.Pedras	Deserto	1	-	-	12:37-12:57	17:07-17:27	17:37-17:57	22:07-22:27
EM70-N	Lag.II	Deserto	1	-	-	-	-	17:37-17:57	22:07-22:27
EM71-N	Mulatório	Deserto	2	-	-	-	-	17:45-18:05	22:15-22:35
EM72-N	C.Docas	Calugi	1	-	-	-	-	17:43-18:03	22:13-22:33
EM73-N	Pirangi	Calugi	3	-	-	-	-	17:47-18:07	22:17-22:37
EM74-N	PicadaII	Calugi	3	-	-	-	-	17:45-18:05	22:15-22:35
EM75-N	CuralI	Calugi	3	-	-	-	-	17:46-18:06	22:16-22:36
EM76-N	Bastões	Calugi	2	-	-	-	-	17:46-18:06	22:16-22:36
EM83-N	Quandu	Arapari	0	-	-	-	-	17:34-17:54	22:04-22:24
EM84-N	S.Miguel	Arapari	0	-	-	-	-	17:25-17:45	21:55-22:15
EM96-T	Arapari	Itapipoca	0	-	-	12:28-12:48	16:58-17:18	-	-
EM99-N	Macaqui.	Calugi	3	-	-	-	-	17:53-18:13	22:23-22:43

Dentre esses vinte e nove trajetos, dezenove ocorrem em apenas um turno (um trajeto no turno da manhã, dois trajetos no turno da tarde, dezesseis trajetos no turno da noite) e dez trajetos ocorrem em dois turnos (nove trajetos nos turnos da manhã e da tarde, um trajeto nos turnos da tarde e da noite). Isso significa que, no total, trinta e nove trajetos são realizados diariamente. Logo, como existem os três turnos escolares e alguns trajetos se repetem, algumas regiões recebem a visita dos ônibus várias vezes ao dia. Os grafos da Figura 4.3 apresentam a variação da conectividade do grafo da Figura 4.2 para os três turnos escolares.

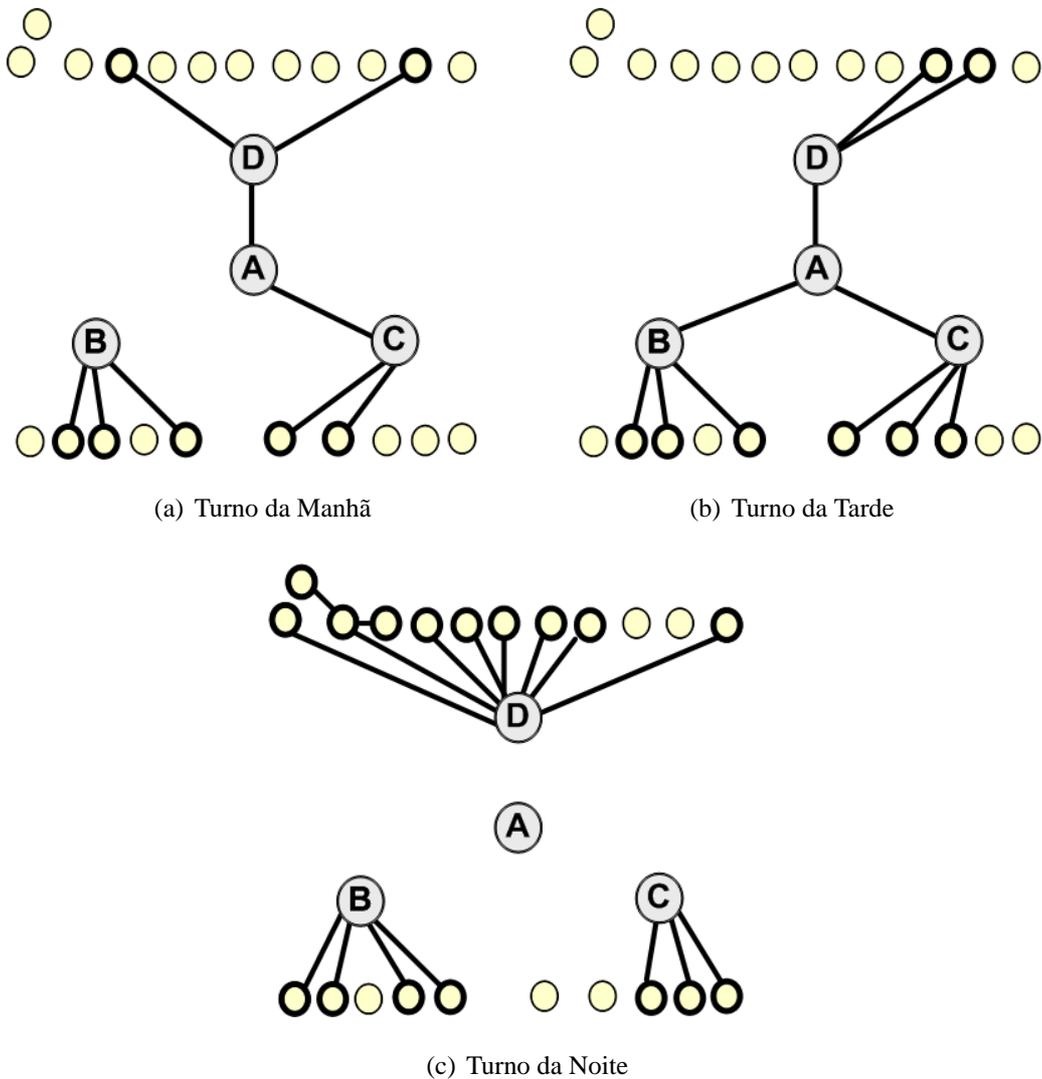


Figura 4.3: A variação dos enlaces da DTN rural esparsa para os três turnos escolares.

4.2 O Simulador DTN

Um simulador, denominado simulador DTN, foi desenvolvido com o objetivo de validar o protocolo de roteamento probabilístico em ambientes tolerantes a atrasos e desconexões com incerteza em relação ao horário de estabelecimento dos contatos. A ferramenta Matlab 7.0 [67] foi utilizada para implementar o simulador. O módulo da ferramenta Maple 10 reformulada para a ferramenta Matlab [68] também foi utilizado para auxiliar no cálculo da probabilidade de sucesso.

O simulador DTN segue a arquitetura DTN do IRTF [10]. Por isso, a técnica de comutação de mensagens e o armazenamento persistente dos dados foram implementados no simulador. Os dois principais componentes do simulador são os nós e os enlaces. Como é utilizado o cenário de simulação da Seção 4.1, um enlace é considerado ativo quando um ônibus entra na área de cobertura de uma região. Por isso, o simulador permite que os enlaces sejam criados e destruídos temporariamente ou permanentemente. Todos os nós do simulador DTN possuem armazenamento persistente, que pode ser utilizado para armazenar mensagens em trânsito ou armazenar mensagens que estão esperando para serem consumidas pela aplicação DTN no nó de destino.

Quatro protocolos de roteamento foram implementados no simulador DTN:

- **Protocolo de Roteamento Epidêmico** - corresponde ao protocolo de roteamento epidêmico [40], detalhado na Seção 2.3.1 desse trabalho. Esse protocolo pressupõe que uma região de origem não conhece onde a região de destino está localizada e nem mesmo sabe qual o melhor caminho para alcançá-la. Toda mensagem deve ser replicada para os nós da rede até que todos os nós tenham uma cópia da mensagem.
- **Protocolo de Roteamento Primeiro Contato** - nesse protocolo a região de origem transfere a custódia de uma mensagem para a primeira mula de dados com a qual vier a estabelecer contato. Essa mula de dados, por sua vez, transfere a custódia da mensagem para a primeira região que estabelecer contato e assim conseqüentemente [57]. Cada mensagem é transmitida uma única vez.
- **Protocolo de Roteamento Contato Direto** - nesse protocolo a região de origem

só transfere a custódia de uma mensagem para uma mula de dados se o próximo contato dessa mula de dados for diretamente com a região de destino da mensagem [56]. Cada mensagem é transmitida uma vez.

- **Protocolo de Roteamento Probabilístico** - corresponde ao protocolo de roteamento probabilístico proposto neste trabalho no Capítulo 3.

A Tabela 4.3 apresenta um resumo dos protocolos de roteamento implementados no simulador DTN. Para cada protocolo é apresentado que tipo de informação sobre a rede o protocolo de roteamento utiliza, os nós que podem enviar mensagens e os nós que podem receber mensagens.

Tabela 4.3: Um resumo do protocolos de roteamento implementados no simulador DTN.

Protocolo	Informação usada	Quem envia	Para quem
Epidêmico	Nenhuma	Todas as regiões	Todas as mulas de dados que estabelecerem contato
		Todas as mulas de dados	Todas as regiões que estabelecerem contato
Primeiro Contato	Nenhuma	Todas as regiões	Primeira mula de dados que estabelecer contato
		Todas as mulas de dados	Primeira região que estabelecer contato
Contato Direto	Próximo contato de todas as mulas de dados	Região de origem	Mula de dados cujo próximo contato seja diretamente com a região de destino
		Mula de dados	Região de destino
Probabilístico	Grafo Evolutivo para contatos previsíveis	Regiões que formam a jornada	Próxima mula de dados da jornada
		Mulas de dados que formam a jornada	Próxima região da jornada

É importante mencionar que o protocolo de roteamento probabilístico, assim como

os outros protocolos de roteamento implementados como contribuição desse trabalho, não contempla uma operação distribuída (ex. mensagens de controle, controle de erros, mecanismos para disseminação do grafo evolutivo, etc). Desta forma, assume-se que o simulador DTN recebe como entrada um grafo evolutivo, com a adaptação para DTNs com contatos previsíveis, que informa o intervalo de tempo dentro do qual cada contato da rede irá acontecer. Como a DTN rural esparsa descrita na Seção 4.1 é utilizada como cenário de simulação, o que o grafo evolutivo informa é o intervalo de tempo dentro do qual cada contato entre uma região e um ônibus irá acontecer. Os índices do grafo evolutivo correspondem aos dados informados nas Tabelas 4.1 e 4.2. Através desse grafo, cada região é capaz de calcular a sua tabela de jornadas. Como o trajeto dos ônibus se repete diariamente, a tabela de jornadas de cada região da DTN não precisa ser calculada frequentemente. As tabelas só precisarão ser recalculadas quando um novo trajeto de ônibus for inserido ou quando um trajeto já existente for alterado ou cancelado. Para este trabalho, consideramos que não ocorrem mudanças nos trajetos dos ônibus durante o tempo de simulação. Logo, a tabela de jornadas de cada região só precisa ser calculada uma única vez.

É considerado que a velocidade dos ônibus é a mesma durante toda a simulação. Além disso, também é assumido que o tempo de cada parada de um ônibus ao longo do caminho é o mesmo durante toda a simulação. Assim, assumiu-se uma velocidade de sessenta quilômetros por hora (60 km/h) e um tempo de parada de cinco minutos (5 min). Todos os resultados apresentados nos próximos gráficos foram obtidos com um intervalo de confiança de 95%.

4.3 Os Resultados

Para o primeiro resultado foi considerado um tempo de simulação de um dia. Foram realizadas quarenta rodadas de simulação. Em cada rodada foram geradas cem mensagens por hora (100 msg/h) durante 24 horas. O momento do envio de cada mensagem dentro de cada intervalo de uma hora foi gerado aleatoriamente. A região origem e a região de destino de cada mensagem também foram geradas aleatoriamente pelo simulador

DTN. A análise dos resultados foi realizada no final do dia. Logo, as mensagens que não alcançaram a região de destino até o final do dia foram consideradas mensagens não entregues.

O gráfico da Figura 4.4 apresenta o resultado da taxa de entrega de mensagens em função do momento de geração das mensagens para um dia de simulação. Através desse gráfico pode ser constatado que para um dia de simulação nenhum protocolo de roteamento apresenta uma alta taxa de entrega de mensagens. Esse comportamento se deve ao fato de 65,5% dos trajetos utilizados para as simulações ocorrerem em apenas um turno. Isso implica que a maior parte das regiões só é visitada por um ônibus uma vez ao dia. Logo, se uma mensagem é gerada após a única visita diária de um ônibus, é preciso que essa mensagem seja armazenada para ser entregue na próxima visita do ônibus, que ocorrerá no próximo dia. Entretanto, como é considerado apenas um dia de simulação, as mensagens que foram armazenadas para serem entregues no próximo dia acabam não alcançando o destino.

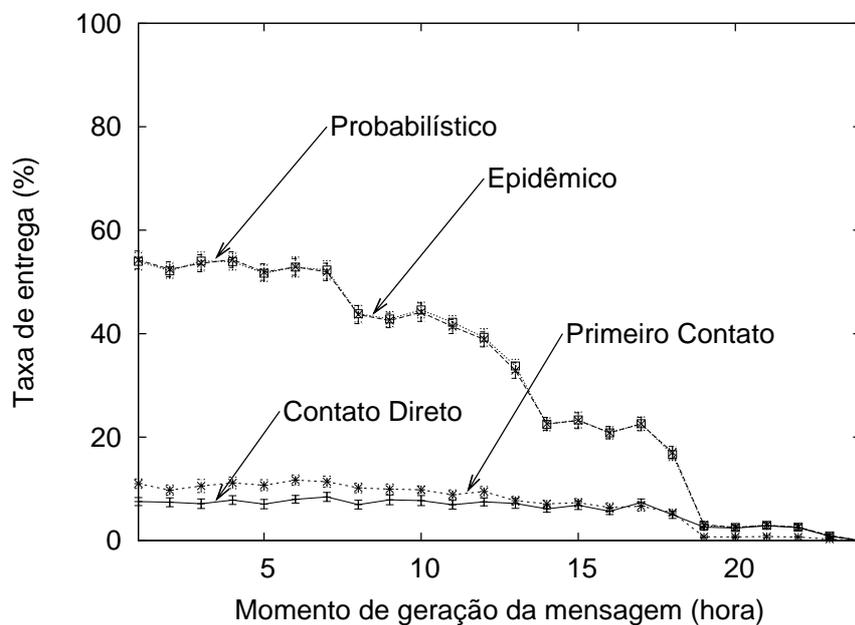


Figura 4.4: A taxa de entrega de mensagens de cada protocolo de roteamento em função do momento de geração da mensagem e para um dia de simulação.

O gráfico da Figura 4.4 também ilustra que quanto mais tarde ocorre a geração da mensagem, menor é a taxa de entrega. Isso ocorre porque dez trajetos ocorrem em dois

turnos, o que corresponde a 34,5% dos trajetos utilizados para as simulações. Do total de dez trajetos que ocorrem em dois turnos, nove trajetos ocorrem nos turnos da manhã e da tarde e um trajeto ocorre nos turnos da tarde e da noite. Assim, para as mensagens geradas no turno da manhã ainda existe a possibilidade de entrega no turno da tarde ou no turno da noite. Da mesma forma, para as mensagens geradas no turno da tarde ainda existe a possibilidade de entrega no turno da noite. Entretanto, para as mensagens geradas no turno da noite não existe outra possibilidade de entrega em outro turno, já que somente um dia de simulação é considerado.

A diminuição da taxa de entrega no turno da noite também ocorre porque no cenário utilizado para a simulação aproximadamente 85% das regiões são localidades isoladas. Conseqüentemente, como a escolha da região de origem e da região de destino de cada mensagem é aleatória, grande parte da troca de mensagens ocorre entre localidades isoladas. Logo, se duas dessas localidades, distantes uma da outra, desejarem se comunicar, é preciso que a mensagem seja encaminhada por diversas mulas de dados e regiões. Entretanto, como ilustrado na Figura 4.3(c), para o turno da noite não existem rotas entre a região central A e os distritos B, C e D. Assim, por exemplo, uma mensagem gerada no turno da noite pelo distrito B com destino ao distrito D não será entregue, pois não existem rotas entre essas regiões no turno da noite. Para que essa mesma mensagem possa ser entregue, é preciso considerar mais dias de simulação. Assim, as mensagens não entregues no primeiro dia poderiam ser entregues nos dias seguintes.

Dado que um dia de simulação não se mostrou eficiente em relação à taxa de entrega de mensagens, o segundo resultado desse trabalho estuda o impacto na taxa de entrega quando o número de dias de simulação é variado. Assim, o gráfico da Figura 4.5 apresenta o resultado da taxa de entrega para cada protocolo de roteamento em função do número de dias de simulação (N_d), que é variado de um dia até cinco dias ($1 \leq N_d \leq 5$). Para cada valor de N_d foram realizadas quarenta rodadas de simulação. Em cada rodada foram geradas cem mensagens por hora (100 msg/h) durante 24 horas. O momento do envio de cada mensagem dentro de cada intervalo de uma hora foi gerado aleatoriamente. A região de origem e a região de destino de cada mensagem também foram geradas aleatoriamente pelo simulador DTN. Para cada valor de N_d , a análise dos resultados foi realizada no N_d -ésimo dia de simulação. Logo, as mensagens que não alcançaram a região de destino até

o final do N_d -ésimo dia foram consideradas mensagens não entregues. Por exemplo, para $N_d = 5$, a análise dos resultados foi realizada no final do quinto dia. Logo, as mensagens enviadas no primeiro dia de simulação que não alcançaram a região de destino até o final do quinto dia foram consideradas mensagens não entregues.

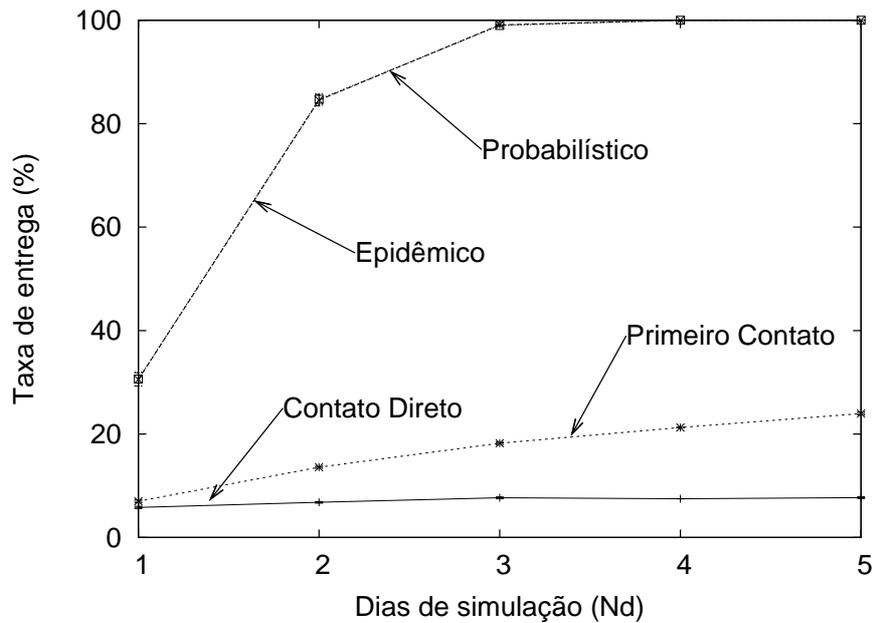


Figura 4.5: A taxa de entrega de mensagens de cada protocolo de roteamento em função do número de dias de simulação.

O gráfico da Figura 4.5 ilustra que a taxa de entrega de mensagens para a maioria dos protocolos de roteamento cresce a medida que um maior número de dias é considerado nas simulações. Esse comportamento se deve ao fato de um maior número de jornadas serem formadas à proporção que mais dias são considerados. Uma característica importante dessas novas jornadas é o aumento do número de saltos, que também cresce à proporção que mais dias são considerados. Assim, se forem considerados três dias de simulação, por exemplo, as mensagens que não foram entregues no primeiro e no segundo dia devido à inexistência de jornadas que alcancem o destino ou à inexistência de jornadas com altas probabilidades de sucesso, ainda possuem uma chance de serem entregues através das jornadas formadas considerando o terceiro dia de simulação. Desta forma, o número de dias de simulação corresponde ao atraso máximo tolerado para a entrega de uma mensagem na DTN.

Dadas as análises do gráfico da Figura 4.5, para os próximos resultados foi considerado um tempo de simulação de cinco dias, que alcançou uma alta taxa de entrega. Foram realizadas quarenta rodadas de simulação. Em cada rodada foram geradas cem mensagens por hora (100 msg/h) durante o primeiro dia de simulação. O momento do envio de cada mensagem dentro de cada intervalo de uma hora foi gerado aleatoriamente. A região de origem e a região de destino de cada mensagem também foram geradas aleatoriamente pelo simulador DTN. A análise dos resultados foi realizada no final do quinto dia. Logo, as mensagens enviadas no primeiro dia de simulação que não alcançaram a região de destino até o final do quinto dia foram consideradas mensagens não entregues.

O gráfico da Figura 4.6 apresenta o resultado da taxa de entrega de mensagens em função do momento de geração das mensagens.

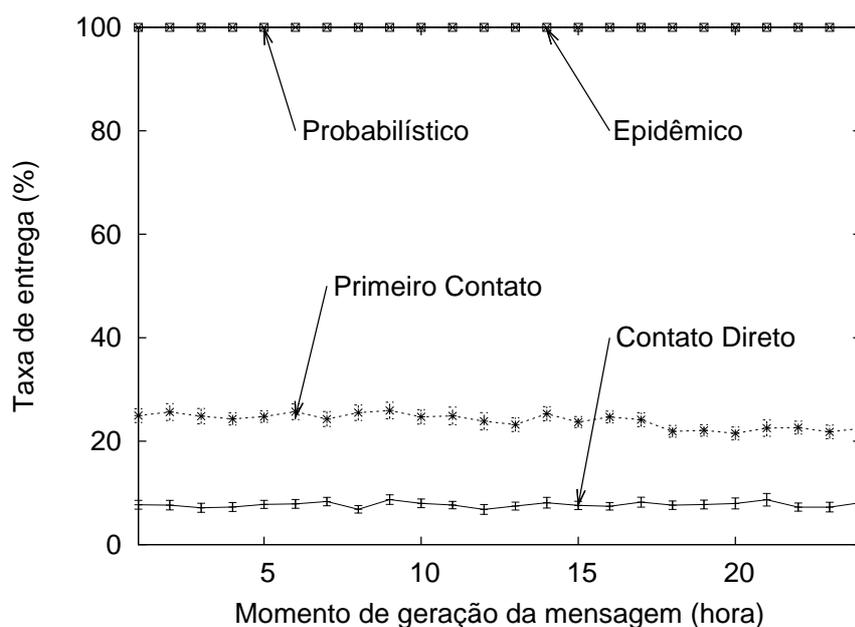


Figura 4.6: A taxa de entrega de mensagens de cada protocolo de roteamento em função do momento de geração da mensagem e para cinco dias de simulação.

O protocolo de roteamento contato direto apresenta a pior taxa de entrega dos quatro protocolos. Isso ocorre porque no cenário utilizado para a simulação aproximadamente 85% das regiões são localidades isoladas. Conseqüentemente, como a escolha da região origem e da região de destino de cada mensagem é aleatória, grande parte da troca de mensagens ocorre entre localidades isoladas. Logo, se duas dessas localidades, distantes

uma da outra, desejarem se comunicar, é preciso que a mensagem seja encaminhada por diversas mulas de dados, o que não é viável no roteamento contato direto, já que a região origem só envia uma mensagem para uma mula de dados se o próximo contato dessa mula de dados for diretamente com a região de destino da mensagem.

O protocolo de roteamento primeiro contato alcança uma taxa de entrega maior do que o roteamento contato direto, já que o algoritmo permite que a mensagem seja enviada através de caminhos com múltiplos saltos. Entretanto, a taxa de entrega ainda pode ser considerada baixa, especialmente quando comparada com a taxa de entrega do roteamento epidêmico e do roteamento probabilístico. A taxa de entrega é baixa porque a escolha do próximo salto é aleatória e o encaminhamento da mensagem pode não apresentar nenhum progresso em direção ao destino. Como a maioria das regiões é visitada por mulas de dados que realizam o mesmo trajeto diariamente, os contatos acabam ocorrendo entre um grupo específico de nós. Desta forma, a mensagem acaba entrando em *loop* e não atingindo outras partes da rede.

Para o protocolo de roteamento epidêmico e o protocolo de roteamento probabilístico a taxa de entrega de mensagens é de 100%.

No protocolo de roteamento epidêmico todas as mensagens são entregues com sucesso porque o processo de troca de mensagens se repete sempre que um nó entra em contato com um novo vizinho, fazendo com que várias cópias de uma mesma mensagem sejam encaminhadas pela rede e, assim, que as mensagens sejam o mais rapidamente possível distribuídas pela rede. Desta forma, uma mensagem enviada seguindo o protocolo de roteamento epidêmico segue por todos os caminhos possíveis da DTN.

No protocolo de roteamento probabilístico a taxa de entrega de mensagens segue a mesma curva da taxa de entrega do protocolo de roteamento epidêmico. Porém, no roteamento probabilístico, a taxa de entrega de mensagens é alta porque a região origem consegue calcular as jornadas antes de enviar uma mensagem e, assim, conhecer de antemão os melhores caminhos para alcançar uma região de destino, ou seja, os caminhos com maior probabilidade de sucesso. Destaca-se que a grande vantagem da proposta de roteamento probabilístico está no fato dela alcançar a mesma taxa de entrega do roteamento epidêmico enviando apenas uma cópia da mensagem pelo caminho com maior

probabilidade de sucesso.

O gráfico da Figura 4.7 apresenta o resultado do atraso (em hora) em função do momento de geração das mensagens.

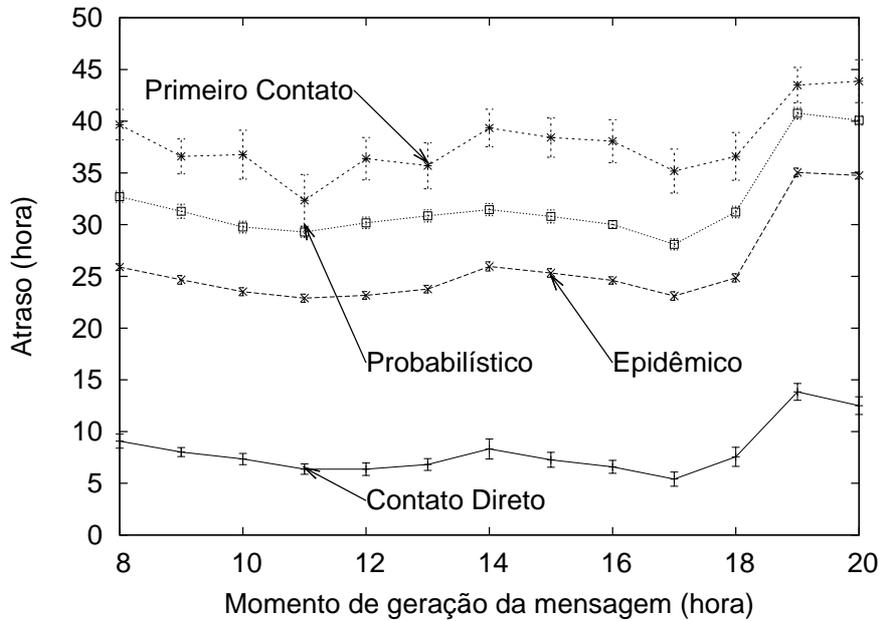


Figura 4.7: O atraso de cada protocolo de roteamento em função do momento de geração da mensagem e para cinco dias de simulação.

O protocolo de roteamento contato direto apresenta o menor atraso, já que as poucas mensagens que entrega são sempre enviadas para mulas de dados (ônibus) que estabelecem contato diretamente com a região de destino. Assim, como a comunicação é sempre entre *região origem - mula de dados - região de destino*, o componente que mais causa impacto no atraso é o tempo de espera da região origem pela chegada do ônibus capaz de encaminhar suas mensagens.

O protocolo de roteamento primeiro contato apresenta um atraso consideravelmente maior do que o protocolo de roteamento contato direto porque as mensagens podem seguir caminhos com múltiplos saltos. Assim, o componente que mais causa impacto no atraso deixa de ser somente o tempo de espera da região origem pela chegada do ônibus capaz de encaminhar suas mensagens. Agora, o tempo de espera de cada região intermediária pela chegada de um ônibus que encaminhe as mensagens também influencia no resultado do atraso final. Analisando o resultado da taxa de entrega de mensagens e do atraso,

pode-se dizer que o protocolo de roteamento primeiro contato possui o pior desempenho dos quatro protocolos de roteamento, pois além de apresentar uma baixa taxa de entrega ainda apresenta um longo atraso.

Assim como ocorre para o resultado da taxa de entrega de mensagens, o protocolo de roteamento epidêmico e o protocolo de roteamento probabilístico também seguem basicamente a mesma curva para o atraso. Como no protocolo de roteamento epidêmico as mensagens são encaminhadas por todos os caminhos possíveis, as mensagens são encaminhadas pelos caminhos que resultam em menores atrasos. Logo, dado que a taxa de entrega do epidêmico é alta, pode-se afirmar que o resultado do atraso do protocolo de roteamento epidêmico representa o melhor caso. O protocolo de roteamento probabilístico apresenta um atraso um pouco maior que o protocolo de roteamento epidêmico porque ele espera a ocorrência dos melhores contatos para enviar uma mensagem.

O aumento do atraso para as mensagens geradas no final do dia em todos os protocolos de roteamento ocorre porque, como ilustrado no grafo da Figura 4.3(c) e apresentado nas Tabelas 4.1 e 4.2, no período da noite não existem trajetos entre a região central e os distritos. Então, como dito anteriormente, devido ao fato de no cenário utilizado para a simulação aproximadamente 85% das regiões serem localidades isoladas e a escolha da região origem e da região de destino de cada mensagem ser aleatória, grande parte da troca de mensagens ocorre entre localidades isoladas. Conseqüentemente, se os distritos e/ou as localidades de distritos diferentes desejarem se comunicar, como essas regiões estão isoladas uma da outra, para conseguirem trocar mensagens é preciso esperar pela visita das mulas de dados no próximo dia, aumentando consideravelmente o atraso.

O gráfico da Figura 4.8 apresenta a porcentagem de regiões contaminadas para cada mensagem entregue de acordo com o protocolo de roteamento utilizado. A região origem e a região de destino de cada mensagem não são consideradas regiões contaminadas.

No protocolo de roteamento contato direto nenhuma região é contaminada porque não são usadas regiões intermediárias, já que a região origem só entrega a mensagem para uma mula de dados se o próximo contato da mula for diretamente com a região de destino. O baixo consumo de recursos da rede vem a custo de uma baixa taxa de entrega de mensagens.

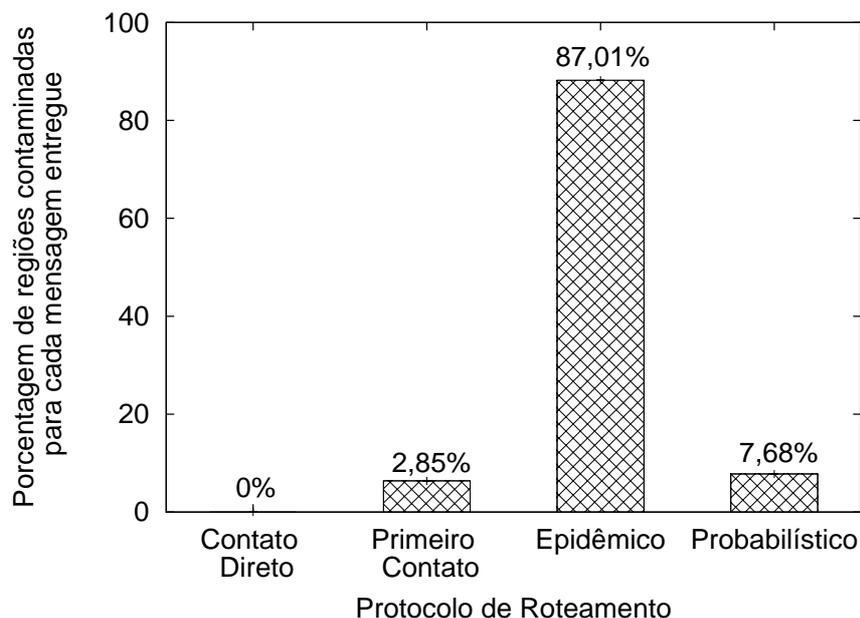


Figura 4.8: A porcentagem de regiões contaminadas para cada mensagem entregue de acordo com o protocolo de roteamento e para cinco dias de simulação.

O protocolo de roteamento primeiro contato obteve um percentual de contaminação consideravelmente baixo, especialmente quando comparado com a porcentagem de regiões contaminadas do protocolo de roteamento epidêmico. Isso ocorre no protocolo de roteamento primeiro contato porque a taxa de entrega de mensagens é baixa e, além disso, somente uma mensagem é enviada.

O protocolo de roteamento epidêmico possui o maior percentual de contaminação. Esse resultado é esperado, pois o processo de troca de mensagens se repete sempre que um nó entra em contato com um novo vizinho. Assim, apesar das mensagens serem mais rapidamente distribuídas na rede, mais nós são contaminados pela mesma mensagem. Em resumo, a alta taxa de entrega de mensagens e o melhor atraso do protocolo de roteamento epidêmico vêm a custo de um grande número de replicações da mesma mensagem e, conseqüentemente, de uma alta taxa de ocupação dos *buffers* dos nós da rede.

Para o protocolo de roteamento probabilístico, o número de regiões contaminadas é consideravelmente menor quando comparado com o protocolo de roteamento epidêmico. Como no protocolo de roteamento probabilístico apenas uma mensagem é enviada e, além disso, como as jornadas são calculadas utilizando caminhos com múltiplos saltos, o re-

sultado do gráfico da Figura 4.8 corresponde simplesmente à média do número de regiões intermediárias utilizadas por uma jornada para alcançar o destino.

O gráfico da Figura 4.9 apresenta a porcentagem de regiões contaminadas para cada mensagem não entregue de acordo com o protocolo de roteamento utilizado. A região de origem e a região de destino de cada mensagem não são consideradas regiões contaminadas.

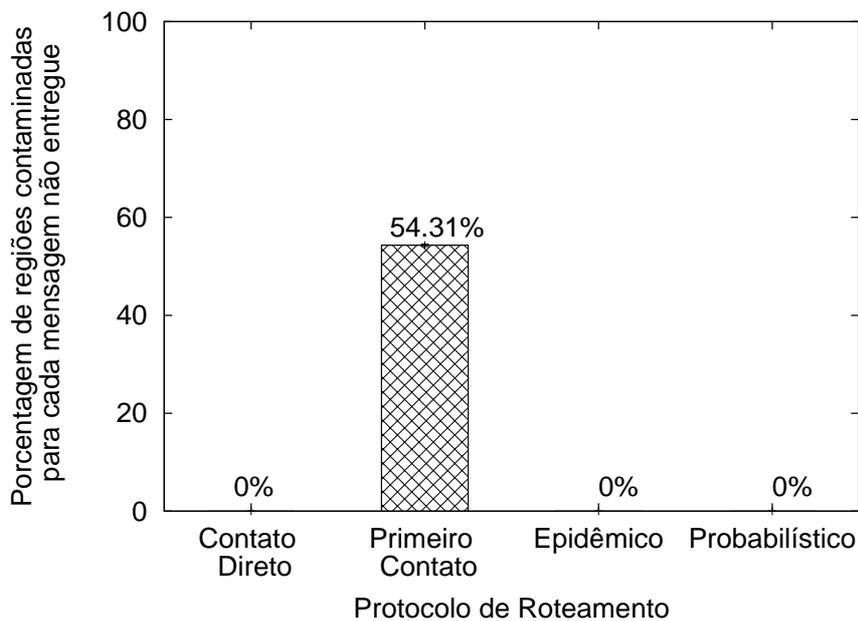


Figura 4.9: A porcentagem de regiões contaminadas para cada mensagem não entregue de acordo com o protocolo de roteamento e para cinco dias de simulação.

No protocolo de roteamento contato direto nenhuma região é contaminada, pois, como citado anteriormente, regiões intermediárias não são utilizadas.

O protocolo de roteamento primeiro contato obteve um percentual de contaminação muito alto porque apresentou uma baixa taxa de entrega e, logo, todas as mensagens não entregues foram sendo encaminhadas na rede através de um caminho com múltiplos saltos.

No protocolo de roteamento epidêmico e no protocolo de roteamento probabilístico nenhuma região é contaminada porque eles conseguem entregar todas as mensagens.

Capítulo 5

Conclusões

O PERFIL de protocolos da Internet foi teoricamente projetado para operar de forma independente da tecnologia de sub-rede utilizada. Assim, deve operar em redes cabeadas confiáveis, redes sem fio, redes de satélite, redes ópticas etc. No entanto, os atuais mecanismos desse perfil de protocolos se baseiam em suposições típicas de redes cabeadas convencionais, tais como a existência de uma conectividade fim-a-fim entre origem e destino durante todo o período correspondente à sessão de comunicação, atrasos de comunicação relativamente pequenos (na ordem de milissegundos), baixas taxas de erros etc [1]. Desta forma, o perfil de protocolos da Internet torna-se inadequado e pouco robusto em novos tipos de rede, tais como: as redes móveis, as redes sem fio dinâmicas, as redes de sensores, as redes interplanetárias e as redes rurais esparsas. Estas redes são caracterizadas por atrasos longos e/ou variáveis, prevalência de desconexão, quebra freqüente de conexões, conectividade intermitente, limitação de recursos (ex. memória e bateria) etc [2]. Convencionou-se denominar a classe de redes com estas características específicas de Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões (*Delay and Disruption Tolerant Networks* - DTNs) [3,15]. As DTNs são um tema ainda muito recente que possui diversos aspectos desafiadores e, por isto, têm despertado o interesse de muitos pesquisadores da área de redes.

As principais características das DTNs estão relacionadas aos atrasos e às desconexões. Uma DTN pode chegar a ter atrasos da ordem de horas e, até mesmo, dias. A variação do atraso também pode chegar a estes valores. Em relação às desconexões, es-

tas podem ocorrer pela alta mobilidade que provoca constantes mudanças na topologia da rede, por péssimas condições de comunicação (desvanecimentos), por economia de recursos como em sensores sem fio que dormem para poupar energia, por negação de serviço como o ato do inimigo sujar a frequência (*jamming*) etc. Estes eventos podem resultar em uma conectividade intermitente da rede durante um período ou, ainda, pode ser que um caminho entre a origem e o destino nunca chegue a ficar completamente conectado. As características destes e de outros novos ambientes de rede conduzem a uma série de desafios que precisam ser vencidos: freqüentes desconexões, atrasos longos e/ou variáveis, conectividade intermitente, recursos limitados dos dispositivos de comunicação, alta taxa de erros etc [6, 7].

Para contornar os problemas de atrasos e desconexões, as DTNs se servem da técnica de comutação de mensagens além de armazenamento persistente dos dados [19]. Na comutação de mensagens nenhum circuito é estabelecido com antecedência entre a origem e o destino, não existindo fase anterior ao envio de dados. Quando uma mensagem precisa ser enviada, ela é armazenada e encaminhada nó a nó desde a origem até o destino. Por utilizar essa técnica, diz-se que as DTNs são redes do tipo armazena-e-encaminha (*store-and-forward*), ou seja, primeiro a mensagem é recebida integralmente e armazenada para, depois, ser enviada ao próximo nó, que pode ou não ser o destino. Assim, não há necessidade do destino estar ativo quando a origem enviar a mensagem, pois os nós intermediários podem armazenar a mensagem e entregá-la mais tarde. Como as DTNs não operam sobre enlaces que estão sempre disponíveis, é esperado que os nós armazenem mensagens durante algum tempo, sendo preciso alguma forma de armazenamento persistente e robusto (ex. disco rígido, memória *flash* de dispositivos portáteis) para preservar as informações diante de reinicializações no sistema. A solução adotada pelo grupo de pesquisa em DTN (*DTN Research Group - DTNRG*) [9] é a arquitetura DTN [10], que utiliza uma sobrecamada (*overlay*) abaixo da camada aplicação. Esta camada recebeu o nome de camada de agregação (*bundle layer*) e o protocolo de agregação (*bundle protocol*) [11] é executado em todos os nós da DTN. As sub-redes são denominadas redes regionais. Essa arquitetura torna a DTN independente das diversas redes regionais e permite que as aplicações se comuniquem através de múltiplas regiões. Para garantir interoperabilidade com qualquer tipo de rede, a sobrecamada se situa acima da camada transporte das redes que

se servem do perfil de protocolos TCP/IP. As camadas abaixo da camada de agregação são definidas de acordo com a conveniência do ambiente de comunicação de cada região, podendo ser específicas para cada região englobada pela DTN.

Um dos principais desafios das DTNs é o roteamento, pois é preciso determinar rotas sem o estabelecimento de um caminho fim-a-fim. Assim, são necessários novos protocolos capazes de superar os problemas dos atrasos extremamente longos e das frequentes desconexões, já que os protocolos convencionais não estão aptos a manipular eficientemente a transmissão de dados em DTNs. As propostas de roteamento em DTN são classificadas de acordo com o grau da informação disponível sobre a topologia da rede, sendo divididas de acordo com o cenário: estocástico ou determinístico [12]. No cenário estocástico o comportamento da rede não é completamente conhecido, impossibilitando a computação das melhores rotas. Ao contrário desse cenário, no cenário determinístico as conexões e as movimentações futuras são totalmente conhecidas pelos nós. Um acordo pode ser pré-estabelecido entre os nós para a realização de contatos, ou seja, o momento de cada contato pode ser negociado previamente. Apesar dessa classificação ser a mais adotada, existem novos tipos de DTN que não caminham em direção a nenhum destes cenários, pois a informação disponível aos nós sobre o comportamento da rede possui certo grau de incerteza.

Neste trabalho, é apresentada uma proposta de roteamento probabilístico para redes tolerantes a atrasos e desconexões capaz de lidar com a incerteza dos contatos previsíveis. Nesse tipo de contato, apesar de o horário exato do estabelecimento de cada contato entre dois nós da rede ser desconhecido, existe uma previsão do intervalo de tempo dentro do qual cada contato irá acontecer. Desta forma, é proposta uma adaptação do modelo de grafos evolutivos [13] para formalizar um domínio no tempo em grafos. Através dessa adaptação, cada nó é capaz de conhecer todas as jornadas/rotas (múltiplas rotas) em todos os tempos (múltiplos tempos) e, assim, decidir qual a melhor jornada para encaminhar uma mensagem e o melhor momento para fazê-lo. Além disso, neste trabalho é apresentada a probabilidade de sucesso de uma jornada, que representa a possibilidade de uma jornada ser concluída considerando todas as possibilidades de falhas geradas pelas interseções dos intervalos dentro dos quais um contato vai ocorrer. Foi desenvolvido um simulador e utilizados dados reais de uma DTN rural esparsa para avaliar a nova proposta

de roteamento. Através das simulações é mostrado que o roteamento probabilístico apresenta os melhores resultados quando comparado com outros protocolos de roteamento implementados, sendo capaz de alcançar a mesma taxa de entrega do roteamento epidêmico enviando apenas uma cópia da mensagem.

Um possível trabalho futuro é modelar outros tipos de incertezas em ambientes reais, tais como incertezas em relação à ocorrência dos contatos e à duração dos contatos. Desta forma, é possível considerar outros fatores no cálculo da probabilidade de sucesso e, assim, modelar ambientes DTN mais reais. Outro possível trabalho futuro é avaliar o desempenho do roteamento probabilístico em outros tipos de cenários DTN com contatos previsíveis e, assim, analisar um algoritmo genérico parametrizável. Também seria interessante o desenvolvimento de uma interface que permita, de forma transparente, um melhor uso do sistema pelo usuário.

Referências Bibliográficas

- [1] HANBALI, A. A., ALTMAN, E., E NAIN, P. A Survey of TCP over Ad Hoc Networks. Em *IEEE Communications Surveys & Tutorials* (2005), vol. 7, IEEE Computer Society, pág. 22–36.
- [2] FARRELL, S., CAHILL, V., GERAGHTY, D., HUMPHREYS, I., E McDONALD, P. When TCP Breaks: Delay- and Disruption- Tolerant Networking. *IEEE Internet Computing* 10, 4 (2006), 72–78.
- [3] FALL, K. A Delay-tolerant Network Architecture for Challenged Internets. Em *ACM SIGCOMM* (agosto de 2003), ACM Press, pág. 27–34.
- [4] DEMMER, M., BREWER, E., FALL, K., JAIN, S., HO, M., E PATRA, R. Implementing Delay Tolerant Networking. Relatório técnico, Intel Research, dezembro de 2004.
<http://www.dtnrg.org/docs/papers/demmer-irb-tr-04-020.pdf>.
- [5] CHEN, L.-J., YU, C.-H., SUN, T., CHEN, Y.-C., E HUA CHU, H. A Hybrid Routing Approach for Opportunistic Networks. Em *ACM SIGCOMM Workshop on Challenged Networks (CHANTS)* (setembro de 2006), ACM Press, pág. 213–220.
- [6] OLIVEIRA, C. T., E DUARTE, O. C. M. B. Uma Análise da Probabilidade de Entrega de Mensagens em Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões. Em *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos (SBRC'07)* (maio de 2007), pág. 293–305.
- [7] OLIVEIRA, C. T., MOREIRA, M. D. D., RUBINSTEIN, M. G., COSTA, L. H. M. K., E DUARTE, O. C. M. B. Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões. Em

Minicursos do Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos (SBRC'07) (maio de 2007), pág. 203–256.

- [8] FALL, K. A Message-Switched Architecture for Challenged Internets. Relatório técnico, Intel Research Berkeley, julho de 2002.
<http://www.dtnrg.org/docs/papers/msaci.pdf>.
- [9] DTNRG. Delay Tolerant Networking Research Group.
<http://www.dtnrg.org/>. Último acesso em 11 de Fevereiro de 2008.
- [10] CERF, V., BURLEIGH, S., HOOKE, A., TORGERSON, L., DURST, R., SCOTT, K., FALL, K., E WEISS, H. Delay-Tolerant Networking Architecture. RFC 4838, DTN Research Group, abril de 2007.
<http://www.ietf.org/rfc/rfc4838.txt>.
- [11] SCOTT, K., E BURLEIGH, S. Bundle Protocol Specification. RFC 5050, DTN Research Group, novembro de 2007.
<http://www.ietf.org/rfc/rfc5050.txt>.
- [12] ZHANG, Z. Routing in Intermittently Connected Mobile Ad Hoc Networks and Delay Tolerant Networks: Overview and Challenges. *IEEE Communications Surveys & Tutorials* 8, 1 (outubro de 2006), 24–37.
- [13] FERREIRA, A. Building a Reference Combinatorial Model for MANETs. *IEEE Network* 18, 5 (setembro de 2004), 24–29.
- [14] IRTF. Internet Research Task Force.
<http://www.irtf.org/>. Último acesso em 05 de Janeiro de 2008.
- [15] FALL, K. Disruption Tolerant Networking for Heterogeneous Ad-hoc Networks. Em *IEEE Military Communications Conference (MILCOM)* (outubro de 2005), vol. 4, IEEE Computer Society, pág. 2195–2201.
- [16] JUANG, P., OKI, H., WANG, Y., MARTONOSI, M., PEH, L. S., E RUBENSTEIN, D. Energy-efficient Computing for Wildlife Tracking: Design Tradeoffs and Early

Experiences with ZebraNet. Em *International Conference on Architectural Support for Programming Languages and Operating Systems (ASPLOS-X)* (outubro de 2002), vol. 37, ACM Press, pág. 96–107.

- [17] JONES, E. P. C., LI, L., E WARD, P. A. S. Practical Routing in Delay-Tolerant Networks. Em *ACM SIGCOMM Workshop on Delay-Tolerant Networking (WDTN)* (2005), ACM Press, pág. 237–243.
- [18] POSTEL, J. Transmission Control Protocol (TCP). RFC 793, Information Sciences Institute, setembro de 1981.
<http://www.ietf.org/rfc/rfc793.txt>.
- [19] WARTHMAN, F. Delay-Tolerant Networks (DTNs): A Tutorial v1.1. Relatório técnico, Warthman Associates, março de 2003.
<http://www.dtnrg.org/docs/tutorials/warthman-1.1.pdf>.
- [20] WANG, R. Y., SOBTI, S., GARG, N., ZISKIND, E., LAI, J., E KRISHNAMURTHY, A. Turning the Postal System into a Generic Digital Communication Mechanism. Em *ACM SIGCOMM* (2004), ACM Press, pág. 159–166.
- [21] IPN. Projeto Internet Interplanetária.
<http://www.ipnsig.org/>. Último acesso em 05 de Janeiro de 2008.
- [22] DARPA. Defense Advanced Research Projects Agency.
<http://www.darpa.mil/sto/solicitations/DTN>. Último acesso em 10 de Janeiro de 2008.
- [23] FARRELL, S., E CAHILL, V. *Delay- and Disruption- Tolerant Networking*, 1a ed. Artech House, 2006.
- [24] CERF, V., BURLEIGH, S., HOOKE, A., TORGERSON, L., DURST, R., SCOTT, K., TRAVIS, E., E WEISS, H. Interplanetary Internet (IPN): Architectural Definition. Relatório técnico, IPN Research Group, maio de 2001.
- [25] BURLEIGH, S., HOOKE, A., TORGERSON, L., FALL, K., CERF, V., DURST, B., SCOTT, K., E WEISS, H. Delay-tolerant Networking: an Approach to Interplanetary Internet. *IEEE Communications Magazine* 41 (junho de 2003), 128–136.

- [26] SHAH, R., ROY, S., JAIN, S., E BRUNETTE, W. Data MULEs: Modeling a Three-tier Architecture for Sparse Sensor Networks. Em *IEEE International Workshop on Sensor Network Protocols and Applications (SNPA)* (maio de 2003), pág. 30–41.
- [27] GUO, S., GHADERI, M., E KESHAV, S. Opportunistic Scheduling in Ferry Based Networks. Em *Workshop on Networking in Public Transport (WNEPT)* (agosto de 2006).
- [28] TIERSTORE. Projeto TierStore.
<http://tier.cs.berkeley.edu/wiki/TierStore>. Último acesso em 18 de Fevereiro de 2008.
- [29] TIER. Technology and Infrastructure for Emerging Regions.
<http://tier.cs.berkeley.edu>. Último acesso em 18 de Fevereiro de 2008.
- [30] DEMMER, M., DU, B., E SURANA, S. TierStore: A Distributed Storage System for Developing Regions. Relatório técnico, UC Berkeley, maio de 2004.
<http://www.cs.berkeley.edu/~demmer/papers/tierstore-cs262b.pdf>.
- [31] KIOSKNET. Projeto KioskNet.
<http://blizzard.cs.uwaterloo.ca/tetherless/index.php/KioskNet>. Último acesso em 15 de Fevereiro de 2008.
- [32] SÁMI. Projeto Sámi Network Connectivity, janeiro de 2008.
<http://www.snc.sapmi.net/>. Último acesso em 3 de Janeiro de 2008.
- [33] WIZZY DIGITAL COURIER. Projeto Wizzy Digital Courier.
<http://www.wizzy.org.za/>. Último acesso em 7 de Fevereiro de 2008.
- [34] FMS. Projeto First Mile Solutions.
<http://www.firstmilesolutions.com/>. Último acesso em 15 de Fevereiro de 2008.
- [35] PENTLAND, A. S., FLETCHER, R., E HASSON, A. DakNet: Rethinking Connectivity in Developing Nations. Em *Computer* (janeiro de 2004), vol. 37, IEEE Computer Society, pág. 78–83.

- [36] HUI, P., CHAINTREAU, A., SCOTT, J., GASS, R., CROWCROFT, J., E DIOT, C. Pocket Switched Networks and Human Mobility in Conference Environments. Em *ACM SIGCOMM Workshop on Delay-tolerant Networking (WDTN)* (2005), ACM Press, pág. 244–251.
- [37] LINDGREN, A., DIOT, C., E SCOTT, J. Impact of Communication Infrastructure on Forwarding in Pocket Switched Networks. Em *ACM SIGCOMM Workshop on Challenged Networks (CHANTS)* (setembro de 2006), ACM Press, pág. 261–268.
- [38] LEGUAY, J., LINDGREN, A., SCOTT, J., FRIEDMAN, T., E CROWCROFT, J. Opportunistic Content Distribution in an Urban Setting. Em *ACM SIGCOMM Workshop on Challenged Networks (CHANTS)* (setembro de 2006), ACM Press, pág. 205–212.
- [39] FALL, K., HONG, W., E MADDEN, S. Custody Transfer for Reliable Delivery in Delay Tolerant Networks. Relatório técnico, Intel Research, julho de 2003.
<http://www.dtnrg.org/docs/papers/custody-xfer-tr.pdf>.
- [40] VAHDAT, A., E BECKER, D. Epidemic Routing for Partially-Connected Ad Hoc Networks. Relatório técnico, Duke University, abril de 2000.
<http://issg.cs.duke.edu/epidemic/epidemic.pdf>.
- [41] GROSSGLAUSER, M., E TSE, D. N. C. Mobility Increases the Capacity of Ad Hoc Wireless Networks. Em *IEEE/ACM Transactions on Networking* (agosto de 2002), vol. 10, ACM Press New York, pág. 477–486.
- [42] HARRAS, K. A., ALMEROOTH, K. C., E BELDING-ROYER, E. M. Delay Tolerant Mobile Networks (DTMNs): Controlled Flooding Schemes in Sparse Mobile Networks. *International Conferences on Networking (IFIP)* (maio de 2005).
- [43] NAIN, D., PETIGARA, N., E BALAKRISHNAN, H. Integrated Routing and Storage for Messaging Applications in Mobile Ad Hoc Networks. *Mobile Networks and Applications* 9, 6 (dezembro de 2004), 595–604.

- [44] SMALL, T., E HAAS, Z. J. The Shared Wireless Infostation Model: A New Ad Hoc Networking Paradigm. Em *ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc)* (2003), ACM Press, pág. 233–244.
- [45] SPYROPOULOS, T., PSOUNIS, K., E RAGHAVENDRA, C. S. Single-copy Routing in Intermittently Connected Mobile Networks. Em *Communications Society Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks (SECON)* (2004), pág. 235–244.
- [46] SU, J., CHIN, A., POPIVANOVA, A., GOEL, A., E DE LARA, E. User Mobility for Opportunistic Ad-Hoc Networking. Em *IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA)* (2004), IEEE Computer Society, pág. 41–50.
- [47] BALASUBRAMANIAN, A., LEVINE, B. N., E VENKATARAMANI, A. DTN Routing as a Resource Allocation Problem. Em *ACM SIGCOMM* (agosto de 2007).
- [48] DAVIS, J. A., FAGG, A. H., E LEVINE, B. N. Wearable Computers as Packet Transport Mechanisms in Highly-Partitioned Ad-Hoc Networks. Em *IEEE International Symposium on Wearable Computers (ISWC)* (outubro de 2001), IEEE Computer Society.
- [49] LINDGREN, A., DORIA, A., E SCHELÉN, O. Probabilistic Routing in Intermittently Connected Networks. Em *International Workshop on Service Assurance with Partial and Intermittent Resources (SAPIR)* (agosto de 2004), vol. 7, Springer.
- [50] ZEBRANET. Projeto ZebraNet.
<http://www.princeton.edu/~mrm/zebranet.html>. Último acesso em 8 de Fevereiro de 2008.
- [51] CHEN, Z. D., KUNG, H., E VLAH, D. Ad Hoc Relay Wireless Networks over Moving Vehicles on Highways. Em *ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc)* (outubro de 2001), ACM Press, pág. 247–250.
- [52] ZHAO, W., AMMAR, M., E ZEGURA, E. A Message Ferrying Approach for Data Delivery in Sparse Mobile Ad Hoc Networks. Em *ACM International Symposium*

on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc) (2004), ACM Press, pág. 187–198.

- [53] ZHAO, W., AMMAR, M., E ZEGURA, E. Controlling the Mobility of Multiple Data Transport Ferries in a Delay-tolerant Network. Em *IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)* (março de 2005), vol. 2, pág. 1407–1418.
- [54] LUBY, M. G., MITZENMACHER, M., SHOKROLLAHI, M. A., E SPIELMAN, D. A. Efficient erasure correcting codes. *IEEE Transactions on Information Theory* 47, 2 (fevereiro de 2001), 569–584.
- [55] PLANK, J. S., E THOMASON, M. G. A Practical Analysis of Low-Density Parity-Check Erasure Codes for Wide-Area Storage Applications. Em *International Conference on Dependable Systems and Networks (DSN)* (junho de 2004), IEEE Computer Society.
- [56] WANG, Y., JAIN, S., MARTONOSI, M., E FALL, K. Erasure-coding Based Routing for Opportunistic Networks. Em *ACM SIGCOMM Workshop on Delay-tolerant Networking (WDTN)* (agosto de 2005), ACM Press, pág. 229–236.
- [57] JAIN, S., FALL, K., E PATRA, R. Routing in a Delay Tolerant Network. Em *ACM SIGCOMM* (2004), ACM Press, pág. 145–158.
- [58] MONTEIRO, J., GOLDMAN, A., E FERREIRA, A. Using Evolving Graphs Foremost Journeys to Evaluate Ad-Hoc Routing Protocols. Em *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos (SBRC'07)* (maio de 2007).
- [59] TRIVEDI, K. S. *Probability and Statistics with Reliability, Queuing, and Computer Science Applications*, 2a ed. Wiley-Interscience, 2001.
- [60] ROSS, S. M. *Simulation - Statistical Modeling and Decision Science*, 2a ed. Academic Press, 1996.
- [61] BREWER, E., DEMMER, M., DU, B., HO, M., KAM, M., NEDEVSCHI, S., PAL, J., PATRA, R., SURANA, S., E FALL, K. The Case for Technology in Developing Regions. Em *Computer* (junho de 2005), IEEE Computer Society, pág. 25–38.

- [62] DE LEON F. DE CARVALHO, A. C. P., E *et al.* Grandes Desafios da Pesquisa em Computação no Brasil - 2006 - 2016. Relatório técnico, Sociedade Brasileira de Computação, maio de 2006.
- [63] SBC. Portal de Informações da Sociedade Brasileira de Computação.
<http://www.sbc.org.br/>. Último acesso em 4 de Fevereiro de 2008.
- [64] BREWER, E., DEMMER, M., HO, M., HONICKY, R., PAL, J., PLAUCHÉ, M., E SURANA, S. The Challenges of Technology Research for Developing Regions. Em *IEEE Pervasive Computing* (abril - junho de 2006), vol. 5, IEEE CS and IEEE ComSoc, pág. 15–23.
- [65] Prefeitura Municipal de Itapipoca.
<http://www.itapipoca.ce.gov.br/>. Último acesso em 18 de Fevereiro de 2008.
- [66] LTSP. Linux Terminal Server Project.
<http://www.ltsp.org/>. Último acesso em 15 de Fevereiro de 2008.
- [67] MATLAB - versão 7.0.
<http://www.mathworks.com/products/matlab/>. Último acesso em 25 de Janeiro de 2008.
- [68] MAPLE. Maple toolbox for MATLAB.
<http://www.maplesoft.com/products/maplematlab/>. Último acesso em 25 de Janeiro de 2008.