

Uma Proposta de Roteamento Probabilístico para Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões

Carina T. de Oliveira, Danilo M. Taveira, Reinaldo B. Braga e Otto Carlos M. B. Duarte*

¹Grupo de Teleinformática e Automação (GTA)
COPPE - Universidade Federal do Rio de Janeiro (UFRJ)

Abstract. *The protocols commonly used in the Internet were not developed to deal with long delay and frequent disconnections, making them less robust. The networks with these characteristics are being labeled as Delay and Disruption Tolerant Networks - DTNs. The main challenge in these networks is the 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 increases the message delivery rate, and reduces the message replication and the buffer occupation. The performance of the proposal is evaluated by simulating a DTN scenario with real-world data.*

Resumo. *O perfil de protocolos da Internet torna-se inadequado e pouco robusto em redes caracterizadas por longos atrasos e frequentes desconexões. Recentemente, convencionou-se denominar a classe de redes com estas características específicas de Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões (Delay and Disruption Tolerant Networks - DTNs). Um dos principais desafios destas redes é o roteamento, pois é preciso determinar rotas sem o estabelecimento de um caminho fim-a-fim. Neste artigo, 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. A eficiência desta proposta é validada através de simulações que utilizam dados reais de um ambiente DTN.*

1. Introdução

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 dessa arquitetura 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, comunicações interplanetárias etc. 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 - DTNs*) [Fall, 2003, Oliveira e Duarte, 2007].

*Este trabalho foi realizado com recursos do CNPq, CAPES, FINEP, RNP e FAPERJ.

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. O atraso fim-a-fim é determinado pela soma dos tempos de atraso salto-a-salto. Basicamente, é formado por quatro componentes: o 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, o atraso de transmissão da mensagem e o atraso referente ao tempo de propagação do sinal (latência) a cada contato entre dois nós. Em relação às desconexões, estas 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.

Para contornar os problemas de atrasos e desconexões, as DTNs se servem da técnica de comutação de mensagens além de armazenamento persistente dos dados [Oliveira et al., 2007]. 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.

Como a comutação de mensagens e o armazenamento persistente são mandatórios em DTN, surge a questão de “em qual camada” aplicar esta tecnologia. A comutação de mensagens pode ser feita na camada aplicação e os nós intermediários se comportarem como *gateways* de aplicação. Entretanto, seria necessário que as aplicações fossem desenvolvidas considerando os problemas de atrasos e desconexões. Além disso, para obter interoperabilidade entre redes convencionais e DTNs, é importante que as especificidades se encontrem acima da camada TCP. A solução adotada pelo grupo de pesquisa em DTN (*DTN Research Group - DTNRG*)¹ é a arquitetura DTN, que utiliza uma sobrecamada (*overlay*) abaixo da camada aplicação [Cerf et al., 2007]. Como ilustrado na Figura 1, esta camada recebeu o nome de camada de agregação (*bundle layer*) e o protocolo de agregação 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 interopera-

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

bilidade 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.

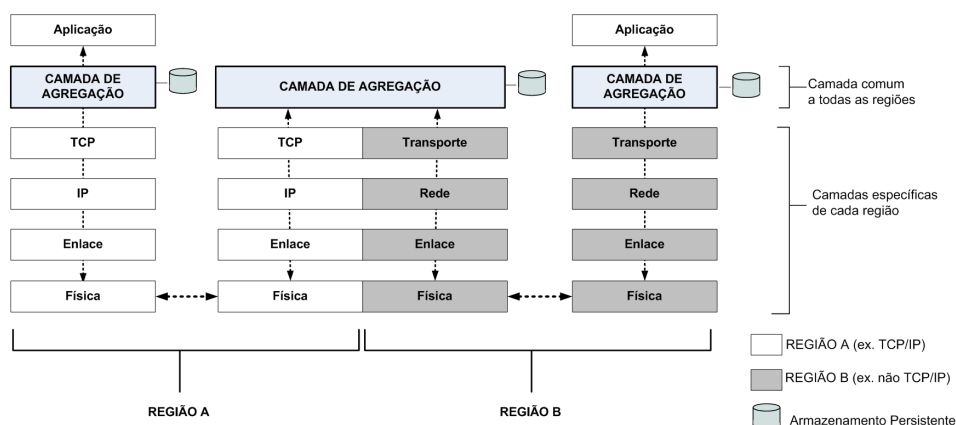


Figura 1. A arquitetura DTN.

Como em DTNs deve ser considerada a existência de cenários desconectados e características pouco propícias à interatividade, o sistema de entrega de mensagens em DTNs é do tipo assíncrono, suportando aplicações tolerantes a atrasos e desconexões. Para as aplicações DTN a 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. 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.

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 frequentes desconexões, já que os protocolos convencionais não estão aptos a manipular eficientemente a transmissão de dados em DTNs. De acordo com [Zhang, 2006], 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: determinístico ou estocástico. 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 (*contatos programados*). Ao contrário desse cenário, no cenário estocástico o comportamento da rede é aleatório e desconhecido, impossibilitando a computação das melhores rotas. Os nós se comunicam diante de encontros não previamente programados (*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. 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 contexto, este artigo apresenta uma proposta de roteamento para DTNs capaz de lidar com a presença da incerteza, ga-

rantir uma alta taxa de entrega de mensagens e um baixo custo em termos do número de transmissões de réplicas e espaço ocupado nos *buffers*. A eficiência da proposta é validada através de simulações que utilizam dados reais de uma DTN.

O restante do artigo está organizado da seguinte maneira: a Seção 2 mostra os trabalhos relacionados, a Seção 3 a proposta de roteamento, a Seção 4 o cenário de avaliação da proposta, a Seção 5 os resultados e a Seção 6 as conclusões e os trabalhos futuros.

2. Os Trabalhos Relacionados

Em [Jain et al., 2004] é avaliada a importância das informações disponíveis sobre a DTN no roteamento em cenário determinístico. A quantidade de informação conhecida da rede é dividida em quatro oráculos de conhecimento. Um oráculo é uma abstração que corresponde a dizer “a informação sobre o assunto está disponível para todos os nós”. O primeiro oráculo é o *Oráculo de Resumo de Contatos*, que fornece informações resumidas dos contatos, sendo capaz de dizer o tempo médio necessário até que um novo contato seja realizado entre dois nós. O *Oráculo de Contatos* informa o instante de início e a duração de todos os contatos entre dois nós quaisquer da rede. O *Oráculo de Ocupação* informa, em qualquer instante de tempo, a ocupação do *buffer* de transmissão de qualquer nó da rede. Esta informação pode ser usada, por exemplo, para evitar congestionamentos. O último oráculo é o *Oráculo de Demanda de Tráfego*, que informa a demanda de tráfego em qualquer instante de tempo. Para tanto, este oráculo precisa conhecer todas as mensagens que todos os nós desejam enviar a qualquer tempo. É comprovado o aumento significativo no desempenho dos algoritmos de roteamento que utilizam um ou mais oráculos. É discutível se as informações providas pelos oráculos podem ser obtidas em uma aplicação real. Entretanto, a importância do trabalho está na classificação do tipo de informação e no quanto cada uma pode melhorar o desempenho dos algoritmos de roteamento.

O roteamento epidêmico é a principal proposta para cenário estocástico, pois suporta a entrega eventual de mensagens a destinos arbitrários com suposições mínimas relativas ao conhecimento da topologia de rede [Vahdat e Becker, 2000]. A idéia é que a mobilidade dos nós possibilite que eles entrem no alcance de transmissão uns dos outros periodicamente e, o mais importante, de maneira aleatória. Quando dois nós iniciam um contato, são trocadas listas que informam as mensagens armazenadas em cada nó. Essa troca é realizada para que o nó determine quais as mensagens existentes no *buffer* do 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 sempre 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, maior será a chance da mensagem ser entregue e menor será o atraso. Os maiores problemas da proposta são o alto custo em termos do número de transmissões de réplicas e espaço ocupado nos *buffers*. Desta forma, o protocolo não é escalável quando a carga de mensagens oferecidas cresce.

[Harras et al., 2005] apresentam esquemas de controle de inundação como complemento para a arquitetura DTN. Os objetivos são diminuir o custo das retransmissões do epidêmico e continuar garantindo uma alta taxa de entrega. É apresentado o conceito de *disponibilidade* como o grau de disposição dos nós em participar do encaminhamento de mensagens. A disponibilidade é controlada por variáveis como: o *fator de replicação* para limitar o número de vezes que o nó se dispõe a encaminhar uma mensagem, o *mo-*

mento da morte para proibir o envio de uma mensagem depois de um intervalo de tempo definido e o *tempo de vida* para limitar o número máximo de saltos de uma mensagem. A vantagem dos esquemas de controle de inundação é permitir a modelagem de cenários mais realistas. Uma desvantagem em relação ao epidêmico é o aumento do atraso.

3. O Roteamento Probabilístico

Como citado na Seção 1, existem novos ambientes DTN que não caminham em direção a nenhum dos cenários definidos em Zhang, pois as informações disponíveis sobre as conexões futuras da rede possuem certo grau de incerteza. Os contatos que ocorrem nesses novos ambientes são denominados *contatos previsíveis*, pois, apesar do momento exato do estabelecimento de cada contato entre dois nós da rede ser desconhecido, existe uma previsão do intervalo dentro do qual cada contato irá acontecer. Geralmente, essa informação é obtida 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, este trabalho apresenta uma proposta de roteamento para DTNs 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*.

A Figura 2(a) ilustra uma DTN com contatos previsíveis. Os tempos indicados em cada enlace representam o intervalo dentro do qual um contato ocorrerá. Por exemplo, o intervalo (08:00-10:00) no enlace EB significa que um contato entre os nós E e B ocorrerá em um momento compreendido entre 8 e 10 horas. Apesar da figura ilustrar apenas um intervalo por enlace, em DTN reais vários intervalos podem estar associados ao mesmo enlace. Logo, se um enlace possui k intervalos associados, k contatos serão estabelecidos.

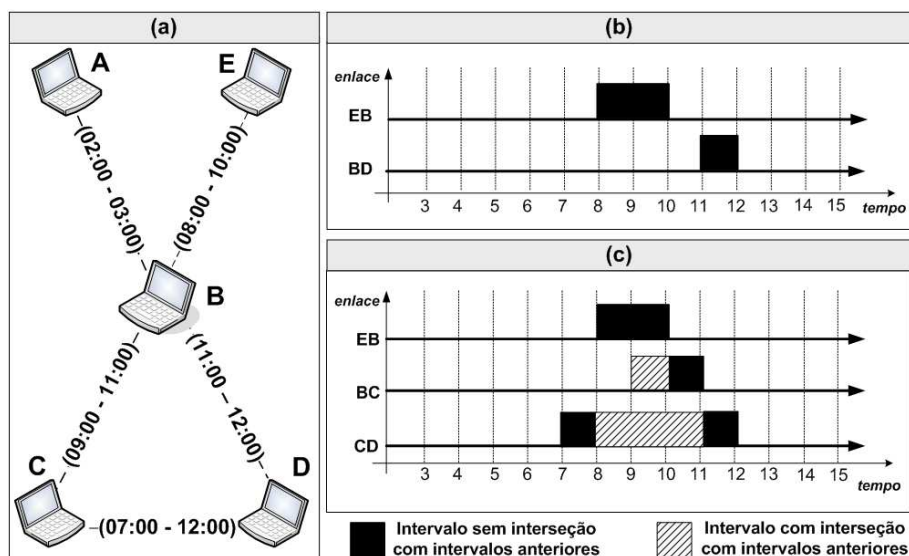


Figura 2. Um exemplo de DTN com contatos previsíveis.

Ainda na rede da Figura 2(a), se E desejar enviar uma mensagem para D, mesmo não existindo um enlace entre os dois, a mensagem pode ser encaminhada nó a nó uti-

lizando a técnica de comutação de mensagens e o armazenamento persistente. Para a mensagem alcançar o destino pela rota E-B-D, é preciso que E envie a mensagem para B antes do contato entre B e D ocorrer. Como ilustrado na Figura 2(b), não há possibilidade de falhas na entrega da mensagem por esta rota porque não existem interseções entre os intervalos dos dois enlaces e o contato entre B e D acontecerá depois do contato entre E e B. Para que a mesma mensagem chegue ao destino pela rota E-B-C-D, é preciso que E envie a mensagem para B antes do contato entre B e C ocorrer e que B envie a mensagem para C antes do contato entre C e D ocorrer. Como ilustrado na Figura 2(c), por esta rota existem interseções entre os intervalos dos enlaces, o que significa a possibilidade de falhas na entrega da mensagem. Por exemplo, se o contato entre C e D acontecer 07:30, a mensagem enviada pela rota E-B-C-D não alcançará o destino, pois o contato entre os nós E e B e os nós B e C só acontecerá depois.

3.1. O Algoritmo

Para a construção do algoritmo de roteamento probabilístico adaptou-se o modelo de grafos evolutivos proposto em [Ferreira, 2004] para formalizar um domínio no tempo em grafos. 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 ilustrado na Figura 3(a), o enlace entre A e B existe durante os intervalos 1, 2 e 3, enquanto que o enlace BC existe durante os intervalos 5 e 6. 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, para uma jornada deve ser considerada 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.

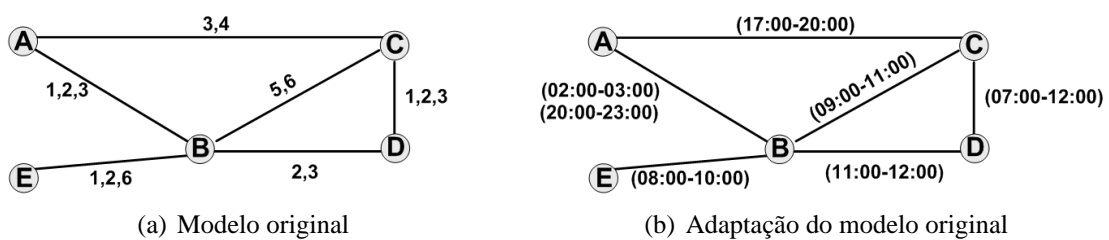


Figura 3. Exemplos de grafos evolutivos.

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(b), ao invés de uma etiqueta de tempo representar o intervalo de tempo em que o enlace é válido, agora cada etiqueta representa o intervalo dentro do qual um contato ocorrerá. A forma como as jornadas são construídas também deve ser modificada, já que agora é preciso considerar a possibilidade de falhas ocasionadas pelas interseções dos intervalos. O novo conceito de jornada é definido por $J = (\tau, \omega)$, tal que:

- $\tau = (v_1, v_2, v_3, \dots, v_{(n-1)}, v_n)$ é a seqüência dos n nós que formam a jornada J entre o nó de origem v_1 e o nó de destino v_n ;

- $\omega = ([t_{i_{1,2}}, t_{f_{1,2}}], [t_{i_{2,3}}, t_{f_{2,3}}], \dots, [t_{i_{(n-1),n}}, t_{f_{(n-1),n}}])$ é a seqüência dos intervalos de tempo dos respectivos $n - 1$ saltos que compõem a jornada, dado que $[t_{i_{p,(p+1)}}, t_{f_{p,(p+1)}}]$ representa o intervalo (*tempo inicial, tempo final*) dentro do qual ocorrerá um contato entre os nós v_p e $v_{(p+1)}$ da jornada, seja $1 \leq p \leq (n - 1)$.

Com as adaptações dos grafos evolutivos e com as previsões do intervalo de todos os contatos, cada nó é capaz de conhecer todas as jornadas (múltiplas rotas) em todos os tempos (múltiplos tempos). Logo, as decisões de roteamento podem ser tomadas considerando o desempenho fim-a-fim. Entretanto, uma jornada só será considerada válida por um nó se, a partir do segundo salto, o tempo final t_f de cada intervalo for maior ou igual ao tempo inicial t_i de todos os intervalos anteriores. Assim, seja n o número de nós que formam uma jornada, a definição de *jornada válida* é dada por:

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

Como exemplo, temos que para uma jornada formada por cinco nós ($n = 5$) ser válida é preciso que $(t_{i_{1,2}} \leq t_{f_{2,3}})$, $(t_{i_{2,3}} \leq t_{f_{3,4}}, t_{i_{1,2}} \leq t_{f_{3,4}})$, $(t_{i_{3,4}} \leq t_{f_{4,5}}, t_{i_{2,3}} \leq t_{f_{4,5}}, t_{i_{1,2}} \leq t_{f_{4,5}})$. As jornadas de um salto ($n = 2$) são sempre jornadas válidas.

3.2. A Tabela de Jornadas

Cada nó da rede calcula sua tabela de roteamento ou *tabela de jornadas*, gravando na tabela somente as jornadas válidas. Para assegurar que as decisões de roteamento sejam tomadas com informações recentes, as jornadas são recalculadas sempre que um intervalo é modificado. O formato da tabela de jornadas do nó A da Figura 3(b) é apresentado na Figura 4. Para cada jornada válida é informado o destino, a jornada (nós participantes da rota), o número de saltos e o intervalo de cada salto. O último campo da tabela é a probabilidade de sucesso. Essa probabilidade é calculada independentemente para cada jornada válida e representa a chance da jornada ser concluída dado o problema das interseções dos intervalos. 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 enviar uma mensagem será aquela que possuir a maior probabilidade de sucesso e que ocorrer em um momento posterior ao que a mensagem foi gerada.

TABELA DE JORNADAS DO NÓ A				
Destino	Jornada	Número de Saltos	Intervalos de Tempo	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

Figura 4. O formato da tabela de jornadas.

3.3. A Probabilidade de Sucesso

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 $[t_{i_{p,(p+1)}}, t_{f_{p,(p+1)}}]$. Como citado anteriormente, a previsão

de um intervalo 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 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. Assim, seja $[a, b]$ o espaço amostral, a função densidade de probabilidade $f(x)$ e a função de distribuição acumulada $F(x)$ são dadas por:

$$f(x) = \begin{cases} 1/(b-a), & a < x < b \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (2)$$

$$F(x) = \begin{cases} 0, & x < a, \\ (x-a)/(b-a), & a \leq x < b, \\ 1, & x \geq b. \end{cases} \quad (3)$$

Definida a distribuição de probabilidade, agora é possível calcular a *probabilidade de sucesso* ($P_s(j, k) \in [0, 1]$) de cada jornada válida j da tabela de jornadas de um nó, seja k o número de saltos (ou número de intervalos) 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, 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 válida 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 na jornada, não é preciso realizar nenhuma comparação com outros intervalos. Para jornadas com mais de um salto ($k > 1$) é preciso comparar todos os k intervalos 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:

$$P_s(j, 2) = P(E_{1,2} \leq E_{2,3}). \quad (4)$$

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

$$F_{E_{1,2}|E_{2,3}}(t|t) = P(E_{1,2} \leq t | E_{2,3} = t). \quad (5)$$

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

$$P_s(j, 2) = \int_0^\infty F_{1,2}(t) f_{2,3}(t) dt. \quad (6)$$

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 7.

$$P_s(j, k) = \int_0^\infty \dots \int_0^\infty \left(\int_0^\infty \left(\int_0^\infty F_{1,2}(t) f_{2,3}(t) dt \right) f_{3,4}(x) dx \right) f_{4,5}(y) dy \dots f_{k,(k+1)}(z) dz. \quad (7)$$

Dado que a distribuição uniforme contínua modela a ocorrência de um contato previsível, os intervalos de integração podem ser ajustados, obtendo-se a equação 8.

$$P_s(j, k) = \int_{MAX(t_{i_{(k-1),k}}, t_{i_{k,(k+1)}})}^{t_{f_{k,(k+1)}}} \dots \int_{MAX(t_{i_{2,3}}, t_{i_{3,4}})}^{t_{f_{3,4}}} \left(\int_{MAX(t_{i_{1,2}}, t_{i_{2,3}})}^{t_{f_{2,3}}} F_{1,2}(t) f_{2,3}(t) dt \right) f_{3,4}(x) dx \dots f_{k,(k+1)}(z) dz. \quad (8)$$

4. O Cenário para Avaliação da Proposta

Atualmente, há uma grande preocupação em relação ao acesso participativo e universal do cidadão brasileiro ao conhecimento, destacando-se como um dos tópicos do relatório *Grandes Desafios da Pesquisa em Computação no Brasil entre 2006 e 2016* da Sociedade Brasileira de Computação (SBC) [SBC, 2006]. Este relatório aborda, dentre outros tópicos, os desafios de vencer as barreiras tecnológicas, sociais e econômicas que impedem o acesso e a interação. Destaca-se também a importância da concepção de novas infra-estruturas de comunicação que sejam capazes de endereçar, de forma competente, a questão do acesso do cidadão brasileiro ao conhecimento.

Neste sentido, uma DTN rural esparsa é usada como cenário para avaliar a proposta de roteamento probabilístico. Esse tipo de rede é utilizado para oferecer acesso à Internet a baixo custo para habitantes de áreas remotas que 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 5 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, onde existem diversas formas de acesso à Internet como a banda larga e o modem discado. Como as soluções convencionais de redes são muito caras ou não podem ser implementadas nessas áreas, uma alternativa corresponde ao uso de DTNs de forma a lidar com as conexões intermitentes que ocorrem nas tentativas de comunicação entre a região “rica” (REGIÃO 1) e a região excluída digitalmente (REGIÃO 2). Diversos projetos já atuam neste contexto de integração digital, com destaque para o projeto *Technology and Infrastructure for Emerging Regions* (TIER) da Universidade da Califórnia em Berkeley [TIER, 2008] e o projeto *KioskNET* da Universidade de Waterloo, no Canadá [KioskNet, 2008]. “Mulas de dados” (*data MULES*)² são em geral empregadas para fazer o armazenamento, transporte e entrega de dados entre as regiões. 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. A mula desempenha o papel de agente tradutor das características incompatíveis das regiões, 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.

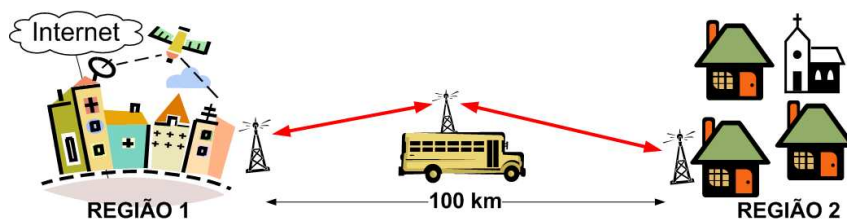


Figura 5. Um exemplo de DTN rural esparsa.

Neste trabalho são utilizados dados reais de uma DTN rural esparsa. Estes dados foram disponibilizados pela Prefeitura de um município brasileiro do estado do Ceará³. A sede do município, representada no mapa da Figura 6 pela região central A, possui diversas

²O termo MULE vem do acrônimo *Mobile Ubiquitous LAN Extensions* [Shah et al., 2003]. Os autores assumiram a tradução “mula de dados” para indicar a transferência de dados por veículos motorizados.

³Agradecemos a colaboração da Prefeitura Municipal de Itapipoca - CE.

formas de acesso à Internet, como banda larga e modem discado. As outras regiões do mapa, os distritos B, C e D e 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 são atendidas a contento pelas atuais tecnologias de rede. Para oferecer acesso à Internet a baixo custo para os habitantes dessas regiões isoladas digitalmente, propõe-se que os ônibus públicos da Prefeitura utilizados para transportar estudantes do ensino fundamental e médio desempenhem o papel de mula, sendo responsáveis pelo armazenamento, transporte e entrega de dados entre as regiões. Diariamente, os ônibus realizam o mesmo trajeto de ida e volta. O transporte dos estudantes é realizado entre as localidades isoladas e o distrito mais próximo, entre os distritos e sede do município, e entre algumas localidades isoladas. Como existem três turnos escolares (manhã, tarde e noite), alguns ônibus realizam o mesmo trajeto três vezes ao dia. Para a realização desse trabalho, os seguintes dados foram disponibilizados pela Prefeitura: a distância entre as 26 regiões do mapa da Figura 6, a descrição das rotas (local de saída e de chegada de cada ônibus), os turnos de cada rota, a *previsão* do horário de saída e de chegada dos ônibus para cada turno, dentre outras informações.



Figura 6. O mapa da DTN rural esparsa utilizada como cenário de simulação.

5. Os Resultados

Para avaliar a proposta de roteamento probabilístico foi implementado um simulador utilizando a ferramenta Matlab 7.0. O simulador recebe como entrada um relatório com o intervalo de todos os contatos futuros da rede. Para as simulações é utilizado o cenário DTN descrito na Seção 4. Nessa rede, apesar de cada região ser formada por um conjunto de nós, pode-se simplificar o cenário representando todos os nós que formam uma região como um único nó. Os ônibus não realizam contatos entre si, assim como as regiões também não realizam contatos entre si. Desta forma, o que o relatório informa é o intervalo dentro do qual cada contato entre uma região e um ônibus irá acontecer. Através do relatório, cada região calcula as jornadas válidas em todos os tempos e a probabilidade

de sucesso de cada uma, seguindo a equação 1 e a equação 8, respectivamente. Como o trajeto dos ônibus se repete todos os dias, a tabela de jornadas de cada região não precisa ser calculada frequentemente. A tabela só precisa ser recalculada quando um novo trajeto for inserido na rede ou quando um trajeto ou intervalo de um ônibus for alterado ou cancelado. Para as simulações deste trabalho a tabela de jornadas é calculada somente uma vez, pois consideramos que não ocorrem mudanças nos trajetos dos ônibus. Para o cálculo da probabilidade de sucesso, foi utilizado o módulo da ferramenta Maple disponível no Matlab. Quatro algoritmos de roteamento foram implementados:

- **Contato Direto:** a região origem só transmite uma mensagem para uma mula se o próximo contato da mula for diretamente com o destino [Wang et al., 2005];
- **Primeiro Contato:** a região origem envia a mensagem para a primeira mula com a qual vier a estabelecer contato. A mula, por sua vez, envia a mensagem para a primeira região que estabelecer contato e assim conseqüentemente [Jain et al., 2004];
- **Epidêmico:** roteamento epidêmico descrito na Seção 2;
- **Probabilístico:** roteamento probabilístico proposto neste artigo na Seção 3.

Para este trabalho foi considerado um tempo de simulação de três dias. Foram realizadas vinte rodadas de simulação. Em cada rodada foram geradas cem mensagens por hora, durante o primeiro dia de simulação. O momento do envio de cada mensagem foi escolhido aleatoriamente. A origem e o destino de cada mensagem também foram escolhidos aleatoriamente. A análise dos resultados foi feita no final do terceiro dia. Logo, as mensagens enviadas no primeiro dia que não alcançaram o destino até o final do terceiro dia foram consideradas mensagens não entregues. Para cada rodada de simulação foram executados os quatro algoritmos de roteamento citados anteriormente. Todos os resultados apresentados nos gráficos foram obtidos com intervalo de confiança de 95%.

O gráfico da Figura 7 apresenta o resultado da taxa de entrega de mensagens em relação ao momento que as mensagens foram geradas. O roteamento com contato direto apresenta a pior taxa de entrega. Isso ocorre porque nas DTNs rurais esparsas grande parte das regiões que formam a rede está localizada em áreas distantes. Logo, como ilustrado no mapa da Figura 6, se duas regiões que estão 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 com contato direto. O roteamento primeiro contato alcança uma taxa de entrega maior do que o roteamento com contato direto, já que o algoritmo permite que a mensagem seja enviada através de um caminho 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 probabilístico. A taxa de entrega é baixa porque a maioria das regiões é visitada por uma única mula e, como o trajeto das mulas se repete diariamente realizando contatos sempre com as mesmas regiões, a mensagem acaba entrando em *loop* e não atingindo outras partes da rede. O roteamento epidêmico e o roteamento probabilístico apresentam a maior taxa de entrega. Isso ocorre no epidêmico porque várias cópias de uma mesma mensagem são encaminhadas pela rede e, assim, a chance da mensagem ser entregue é maior. Já no roteamento probabilístico, essa alta taxa ocorre devido ao fato das regiões calcularem e usarem as jornadas válidas 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 epidêmico enviando apenas uma cópia da mensagem. A diminuição da taxa de entrega para todos os protocolos no final do dia ocorre porque muitos dos trajetos

dos ônibus ocorrem no período da noite. Logo, como a maioria das regiões é visitada por uma única mula, o tempo de espera de cada região pelo contato com uma mula ultrapassa os três dias de simulação.

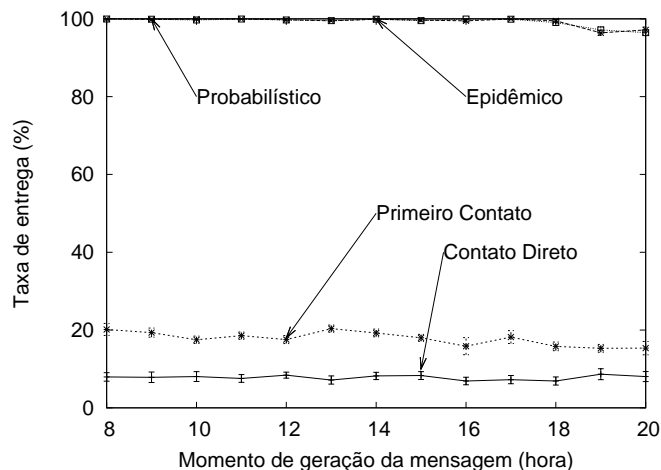


Figura 7. A taxa de Entrega em função do momento de geração da mensagem.

O gráfico da Figura 8 apresenta o atraso de acordo com o protocolo de roteamento utilizado. O protocolo com contato direto tem um atraso pequeno porque as poucas mensagens que entrega são enviadas para mulas que estabelecem contato diretamente com a região destino. O protocolo primeiro contato possui o pior desempenho, pois além de apresentar uma baixa taxa de entrega ainda apresenta um longo atraso. O protocolo epidêmico e o protocolo probabilístico seguem praticamente a mesma curva para o atraso. Entretanto, o protocolo probabilístico apresenta um atraso um pouco maior porque espera pelas melhores rotas para enviar uma mensagem. O aumento do atraso para todos os protocolos no final do dia ocorre pelos mesmos motivos citados para a diminuição da taxa de entrega no gráfico da Figura 7.

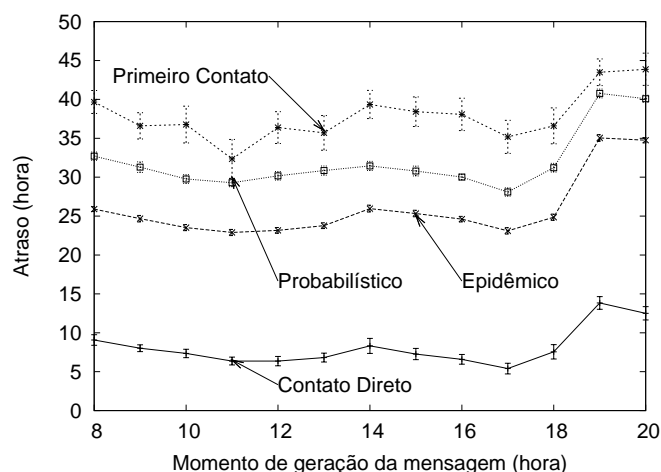


Figura 8. O atraso de acordo com o protocolo de roteamento.

O gráfico da Figura 9(a) apresenta a porcentagem de regiões contaminadas para cada mensagem entregue de acordo com o protocolo de roteamento utilizado. No protocolo com contato direto nenhum nó é contaminado porque a região origem só entrega a mensagem para uma mula se o próximo contato da mula for diretamente com o destino,

ou seja, não são usadas regiões intermediárias. Já o protocolo primeiro contato obteve um percentual de contaminação um pouco maior devido aos mesmos motivos citados para o gráfico da Figura 7. O protocolo epidêmico possui o maior percentual de contaminação, já que o processo de troca de mensagens se repete sempre que um nó entra em contato com um novo vizinho, fazendo com que as mensagens sejam mais rapidamente distribuídas na rede, contaminando mais nós. Para o roteamento probabilístico o número de regiões contaminadas é consideravelmente menor quando comparado com o epidêmico porque apenas uma mensagem é enviada.

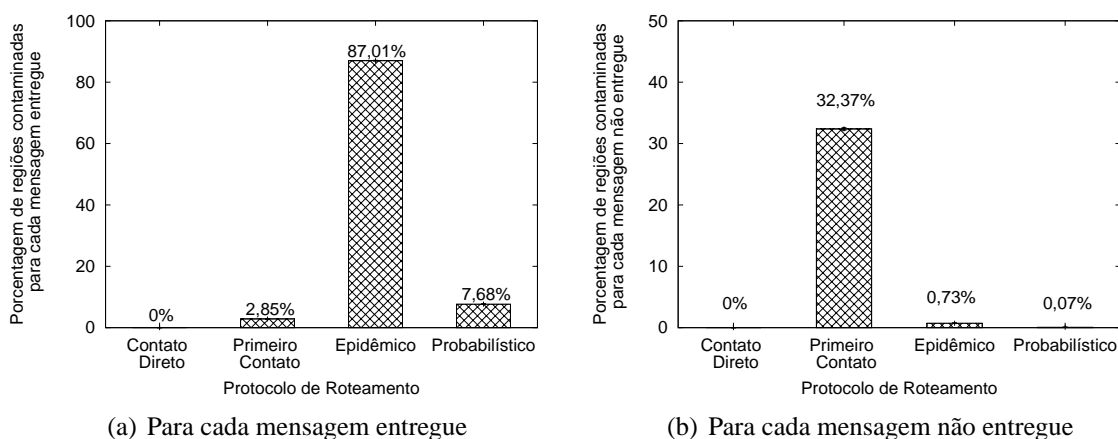


Figura 9. Porcentagem de regiões contaminadas de acordo com o protocolo de roteamento.

O gráfico da Figura 9(b) apresenta a porcentagem de regiões contaminadas para cada mensagem não entregue de acordo com o protocolo de roteamento utilizado. No protocolo de contato direto nenhum nó é contaminado devido aos mesmos motivos citados para o gráfico da Figura 9(a). O protocolo 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. O protocolo epidêmico e o probabilístico apresentam uma baixa porcentagem de regiões contaminadas porque conseguem entregar quase 100% das mensagens. Para o roteamento probabilístico o número de regiões contaminadas em relação ao epidêmico é menor porque uma mensagem só é enviada quando existe uma jornada válida, ao contrário do epidêmico, que inunda a rede.

6. As Conclusões e os Trabalhos Futuros

Neste artigo, é proposto um roteamento probabilístico para DTN capaz de lidar com a incerteza dos contatos previsíveis. Nesse tipo de contato, apesar do horário exato do estabelecimento de cada contato entre dois nós da rede ser desconhecido, existe uma previsão do intervalo dentro do qual cada contato irá acontecer. Desta forma, é proposta uma adaptação do modelo de grafos evolutivos 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, sendo capaz de alcançar a mesma taxa de entrega do roteamento epidêmico enviando apenas uma cópia da mensagem.

Como trabalho futuro propõe-se a modelagem de outros tipos de incertezas, tais como incertezas em relação à ocorrência e duração dos contatos. Além disso, pretende-se avaliar o desempenho do roteamento probabilístico em novos tipos de DTN.

Referências

- Cerf, V., Burleigh, S., Hooke, A., Torgerson, L., Durst, R., Scott, K., Fall, K. e Weiss, H. (2007). Delay-tolerant networking architecture - RFC4838.
- Fall, K. (2003). A delay-tolerant network architecture for challenged internets. Em *ACM SIGCOMM*, p. 27–34. ACM Press.
- Ferreira, A. (2004). Building a reference combinatorial model for manets. *IEEE Network*, 18(5):24–29.
- Harras, K. A., Almeroth, K. C. e Belding-Royer, E. M. (2005). Delay tolerant mobile networks (DTMNs): Controlled flooding schemes in sparse mobile networks. *International Conferences on Networking (IFIP)*.
- Jain, S., Fall, K. e Patra, R. (2004). Routing in a delay tolerant network. Em *ACM SIGCOMM*, p. 145–158. ACM Press.
- KioskNet (2008). Projeto KioskNet. <http://blizzard.cs.uwaterloo.ca/tetherless/index.php/KioskNet>.
- Oliveira, C. T. e Duarte, O. C. M. B. (2007). Uma análise da probabilidade de entrega de mensagens em redes tolerantes a atrasos e desconexões. Em *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores (SBRC'07)*, p. 293–305.
- Oliveira, C. T., Moreira, M. D. D., Rubinstein, M. G., Costa, L. H. M. K. e Duarte, O. C. M. B. (2007). Redes tolerantes a atrasos e desconexões. Em *Minicursos do Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores (SBRC'07)*, p. 203–256.
- SBC (2006). Grandes desafios da pesquisa em computação no brasil - 2006 - 2016. Relatório técnico, Sociedade Brasileira de Computação.
- Shah, R., Roy, S., Jain, S. e Brunette, W. (2003). Data MULEs: Modeling a three-tier architecture for sparse sensor networks. Em *IEEE International Workshop on Sensor Network Protocols and Applications (SNPA)*, p. 30–41.
- TIER (2008). Technology and Infrastructure for Emerging Regions. <http://tier.cs.berkeley.edu>.
- Vahdat, A. e Becker, D. (2000). Epidemic routing for partially-connected ad hoc networks. Relatório técnico, Duke University.
- Wang, Y., Jain, S., Martonosi, M. e Fall, K. (2005). Erasure-coding based routing for opportunistic networks. Em *ACM SIGCOMM Workshop on Delay-tolerant Networking (WDTN)*, p. 229–236. ACM Press.
- Zhang, Z. (2006). Routing in intermittently connected mobile ad hoc networks and delay tolerant networks: Overview and challenges. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 8(1):24–37.