

Uma Análise da Probabilidade de Entrega de Mensagens em Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões

Carina T. de Oliveira¹ e Otto Carlos M. B. Duarte¹ *

¹Grupo de Teleinformática e Automação (GTA)
Universidade Federal do Rio de Janeiro (UFRJ)
Rio de Janeiro – RJ – Brasil

{carina, otto}@gta.ufrj.br

Abstract. *The TCP/IP model does not fit well for environments characterized by long delay and frequent disconnections. The class of networks with these specific characteristics is called Delay and Disruption Tolerant Networks (DTNs). Routing is a challenge because it is necessary to determine routes without establishing end-to-end paths. Messengers nodes are used to forward messages in networks with intermittent connectivity. In this paper we present a mathematical analysis of a delay and disruption tolerant scenario. The goal is the analysis of the impact in the probability of messages delivery when the number of forward nodes varies in relation to the amount of copies of a message which is replicated by the network.*

Resumo. *O modelo TCP/IP apresenta um baixo desempenho 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. Nós mensageiros são utilizados para encaminhar mensagens entre redes com conectividade intermitente. Neste artigo, apresentamos uma análise matemática de um cenário tolerante a atraso e desconexões. O objetivo é o estudo do impacto na probabilidade de entrega de mensagens quando o número de nós encaminhadores é variado em relação à quantidade de cópias de uma mensagem que é replicada pela rede.*

1. Introdução

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 fonte e destino durante todo o período correspondente a sessão de comunicação, atrasos de comunicação relativamente pequenos (da ordem de milissegundos), baixas taxas de erros, mecanismos de retransmissão efetivos para reparar erros e suporte a taxas de dados bidirecionais relativamente simétricas.

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

Desta forma, o TCP/IP não se mostra muito adequado, por exemplo, para redes móveis, redes sem fio dinâmicas, redes de sensores, redes com enlaces de taxas variáveis e assimétricas, redes interplanetárias e redes rurais esparsas. Estas redes são caracterizadas por atrasos longos ou variáveis, prevalência de desconexão, quebra freqüente de conexões, conectividade intermitente, alta taxas de erro, limitação de recursos (ex. memória e bateria) etc. O TCP/IP apresenta um baixo desempenho nestas redes. Convencionou-se denominar a classe de redes com estas características específicas de Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões (*Delay and Disruption Tolerant Networks - DTN*) [Fall, 2003]. 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 incomuns, redes extremas e, mais recentemente, Redes com Desafios (*CHallenged NeTworkS - CHANTS*) [Chen et al., 2006].

O grupo de pesquisas em Redes Tolerantes a Atrasos (*Delay Tolerant Networking Research Group - DTNRG*) do *Internet Research Task Force (IRTF)* disponibiliza uma série de documentos de pesquisa, incluindo a proposta de uma arquitetura DTN definida em um *Internet Draft* [Cerf et al., 2006]. Essa arquitetura é uma evolução da proposta do Projeto Internet Interplanetária [Burleigh et al., 2003] e descreve como um conjunto de nós se organiza para armazenar e encaminhar mensagens cooperativamente.

Uma DTN é formada por regiões e mensageiros. Uma região corresponde a um agrupamento de nós (fixos ou móveis) com características relativamente homogêneas, na qual sua formação e o número de nós participantes variam de acordo com a natureza do sistema. Dentro de cada região existe um caminho fim-a-fim entre quaisquer dois nós, podendo ser utilizados protocolos locais para prover comunicação dentro da região. Caso os nós de regiões independentes e incompatíveis queiram se comunicar, é preciso a intervenção de um ou mais agentes capazes de interconectar estas regiões e traduzir as suas características incompatíveis. Este agente é denominado “mula de dados” (*data MULE*)¹ ou mensageiro. Um mensageiro pode ser identificado como qualquer nó que participe de pelo menos duas regiões e aceite transferências de mensagens sob custódia. Realizar uma transferência de mensagens sob custódia significa a responsabilidade do mensageiro em armazenar uma mensagem enviada por uma região e só removê-la do *buffer* caso ela seja entregue à região destino ou seu tempo de vida expirar.

Para possibilitar o armazenamento e o encaminhamento de mensagens entre as regiões, a arquitetura DTN prevê a utilização da técnica de comutação de mensagens *store-and-forward* e o armazenamento persistente definindo uma camada de agregação (*Bundle Layer*) com um protocolo único abaixo da camada de aplicação. Esta camada é na verdade uma sobrecamada (*overlay*) utilizada para tornar a DTN totalmente independente das diversas redes regionais, permitindo que as aplicações se comuniquem através de múltiplas regiões. Como ilustrado na Figura 1, as camadas inferiores à camada de agregação podem ser específicas de cada região que está sendo englobada pela DTN. Desta forma, são solucionados os problemas relacionados aos atrasos longos ou variáveis, freqüentes conexões e desconexões, conectividade intermitente, taxa de dados

¹O termo MULE vem do acrônimo *Mobile Ubiquitous LAN Extensions* usado por [Shah et al., 2003]. O termo Data Mule tem sido bastante usado em DTNs e os autores assumiram a tradução “mula de dados” para indicar a transferência de informações por veículos motorizados, pessoas ou animais.

assimétricas e alta taxa de erros, que são as características mais comuns em DTNs.

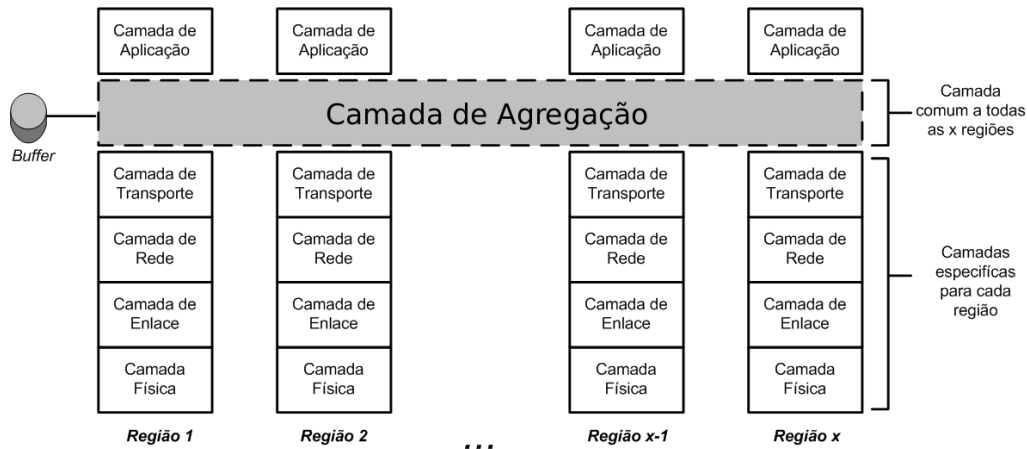


Figura 1. A camada de agregação.

Em DTNs não é assumido que todos os nós são alcançáveis e podem ser contatados a qualquer instante. Por isso, um conceito importante que deve ser considerado na arquitetura DTN é o de contato. A arquitetura DTN classifica os contatos em: persistente, sob demanda, programado, previsível e oportunista. Os contatos persistentes são aqueles que estão sempre disponíveis. Uma conexão Internet como a *Digital Subscriber Line* (DSL) é um exemplo de contato persistente. Os contatos sob demanda são aqueles 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. 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. 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 [Burleigh et al., 2003]. Os contatos previsíveis são aqueles nos quais os nós podem fazer previsões sobre o horário e a duração dos contatos 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. Esse tipo de contato é comum em redes utilizadas para oferecer acesso à internet em regiões remotas não atendidas a contento pelas atuais tecnologias de rede [Seth et al., 2006]. Pontos de acesso são instalados em messageiros (ex. ônibus públicos e motos) responsáveis pelo transporte de dados entre quiosques instalados em regiões isoladas e as cidades com acesso à internet em banda larga. Os dados são transmitidos quando o messageiro está no quiosque ou na cidade. Como as visitas dos messageiros são variáveis, os quiosques não possuem informações

precisas sobre a próxima troca de dados. Porém, podem se basear em históricos das últimas visitas dos mensageiros para estimar a próxima visita. Os contatos oportunistas ocorrem diante de encontros não previamente programados entre os nós. Esse tipo de contato tem como objetivo obter vantagens de contatos realizados totalmente ao acaso para realizar a comunicação com qualquer nó que esteja fora do alcance de um nó fonte. A movimentação de carros, trens, ônibus, aeronaves ou pessoas com dispositivos portáteis (celulares, laptops, PDAs, palmtops) são exemplos de elementos formadores das redes com contatos oportunistas.

Um desafio comum a todas as categorias de DTN é o roteamento, pois é preciso determinar rotas na rede sem o estabelecimento de um caminho fim-a-fim entre fonte e destino. Como existem diversos tipos de DTN, diferentes soluções foram propostas na literatura. De acordo com [Zhang, 2006], estas propostas podem ser analisadas de acordo com a informação usada na rede, sendo por isso divididas em cenário determinístico e cenário estocástico. No cenário determinístico, as conexões e as movimentações futuras são totalmente conhecidas, ou seja, a topologia completa da rede é conhecida de antemão pelos nós. Em certas DTNs, as informações usadas podem ser apenas parciais, sendo utilizados os oráculos definidos em [Jain et al., 2004] para encapsular o conhecimento particular da rede exigido pelos diferentes algoritmos de roteamento. No cenário estocástico (ou dinâmico) o comportamento da rede é aleatório e desconhecido, impossibilitando a computação das melhores rotas. Existe uma dependência dos protocolos de roteamento referente ao número de mensageiros que formam a rede, assim como sobre as decisões dos nós sobre o momento em que cada encaminhamento será realizado. Como nenhuma informação sobre a topologia da DTN é usada, o roteamento em cenários estocásticos é considerado mais complexo. A decisão mais simples é replicar cópias idênticas de uma mesma mensagem na rede, confiando na mobilidade dos mensageiros para disseminar as mensagens em direção ao destinatário. Quanto mais mensageiros existirem na DTN, maior é a probabilidade do destino ser alcançado em um menor tempo. Neste caso, as grandes desvantagens são o alto custo em termos do número de retransmissões - alta sobrecarga - e consumo dos recursos dos nós.

Neste contexto, este trabalho apresenta uma análise matemática de uma Rede Tolerante a Atrasos e Desconexões considerando a complexidade dos cenários estocásticos. Assim, é modelado um ambiente tolerante a atrasos e desconexões que agrega as principais características positivas de protocolos de roteamento já propostos na literatura para cenários estocásticos. O objetivo é o estudo do impacto na probabilidade de entrega de mensagens quando o número de mensageiros e a quantidade de replicações de uma mensagem são variados.

O restante do artigo está organizado da seguinte maneira: a Seção 2 discute os trabalhos relacionados e a Seção 3 descreve as considerações para a proposta. A análise matemática é apresentada na Seção 4. Os resultados são analisados na Seção 5. Por fim, são apresentadas as conclusões e os trabalhos futuros na Seção 6.

2. Os Trabalhos Relacionados

Dentre os protocolos do cenário estocástico, o roteamento epidêmico é considerado a primeira proposta para redes com conectividade intermitente [Vahdat e Becker, 2000]. Pertence a esta categoria por suportar a entrega eventual

de mensagens a destinos arbitrários com suposições mínimas relativas à topologia da rede subjacente. Somente a conectividade periódica par-a-par é necessária para assegurar a entrega de mensagens eventuais. 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 cada 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 da cópia 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 mensagens forem replicadas na rede, maior será a probabilidade da mensagem ser entregue e menor será o atraso. Os maiores problemas do roteamento epidêmico são o alto custo em termos do número de retransmissões e espaço no *buffer*. Desta forma, o protocolo não é escalável quando o número de mensagens na rede cresce.

Em [Grossglauser e Tse, 2002], é proposto uma redução da sobrecarga da rede limitando em dois o número máximo de saltos para cada mensagem e, conseqüentemente, reduzindo a média do número de nós expostos por cada mensagem. Os autores supõem que cada nó da rede se movimenta de forma independente e que a troca de mensagens entre nós é feita de forma aleatória. Assim, um nó que deseja enviar uma mensagem deve entregá-la ao primeiro contato estabelecido (um salto) que, por sua vez, só poderá entregar a mensagem diretamente ao destinatário (dois saltos). O problema desta proposta está no fato dos autores assumirem que todos os mensageiros encontram-se pelo menos uma vez com todas as regiões da rede, o que nem sempre é verdade para redes altamente desconectadas.

[Lindgren et al., 2004] apresenta uma proposta de roteamento epidêmico baseada na probabilidade de entrega de mensagens. Quando dois nós iniciam um contato, as listas são trocadas. A diferença é que agora existe uma informação extra para cada mensagem indicada na lista. Essa informação corresponde à probabilidade do nó entregar a mensagem ao destino. Ao receber a lista do vizinho, o nó deve calcular a probabilidade de entrega para cada uma das mensagens que ainda não possui armazenada. Em seguida, para cada mensagem, compara a probabilidade indicada na sua lista com a probabilidade indicada na lista enviada pelo 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 têm 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 ficará com as mensagens com probabilidade de entrega maior que a do vizinho. Uma desvantagem desta proposta é a falta de controle do número de mensagens enviadas inicialmente por cada nó fonte.

Um esquema de controle de inundação para DTNs móveis esparsas é apresentado em [Harras et al., 2005] com o objetivo de diminuir a sobrecarga e continuar garantindo a entrega das mensagens. Para este esquema, a inundação das mensagens é controlada por parâmetros. Um deles é a probabilidade da concordância de cada nó, que representa o número de vezes que um nó se propõe à retransmitir uma mensagem. Um segundo

parâmetro é o número de vezes que a mensagem pode ser retransmitida na rede antes de ser descartada. Também é apresentado um parâmetro denominado cura passiva com o objetivo de apagar do *buffer* dos nós da rede todas as mensagens que já foram entregues. As simulações revelam a eficiência do esquema de inundação, mas não apresentam resultados específicos sobre o impacto na probabilidade de entrega quando o número de nós que concordam em retransmitir mensagens varia em relação à densidade de nós da rede.

Em [Wang et al., 2005] e [Chen et al., 2006] é utilizada codificação por apagamento para transformar as mensagens em um formato próprio para transmissão. Nesse tipo de codificação, uma mensagem original na fonte é codificada em um grande número de blocos de códigos. Em seguida, os blocos de códigos são igualmente divididos entre kr nós, onde k e r são fatores especificados no algoritmo. Assim, são embutidas informações adicionais (ex. redundância) dentro dos blocos de códigos de forma que uma mensagem original possa ser reconstruída com sucesso pelo destinatário se certo número de blocos de códigos for entregue. Esse número de blocos pode ser apenas uma pequena porção do número total de blocos transmitidos. Desta forma, a codificação por apagamento em DTN elimina os casos nos quais os longos atrasos ocorrem devido à má escolha do nó encaminhador da mensagem. Além disso, distribui a responsabilidade de entrega das mensagens entre os nós, enquanto a sobrecarga continua fixa. De acordo com [Zhang, 2006], uma desvantagem da codificação por apagamento é a necessidade de computação extra para a decodificação das mensagens.

3. As Considerações da Análise

Em cenários estocásticos de Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões nenhuma informação sobre a topologia da rede pode ser determinada. Como foi visto na Seção 2, as soluções propostas para vencer os desafios nestes cenários geralmente utilizam replicação ou codificação. As técnicas de replicação são mais eficientes que as técnicas de codificação quando um grande número de mensageiros movimentam-se entre diversas regiões, o que resulta em casos de desempenho com um menor atraso. Nestes casos, o roteamento epidêmico é a melhor solução, pois cópias idênticas da mesma mensagem trafegam simultaneamente através de múltiplos mensageiros, aumentando a probabilidade de entrega da mensagem ao destino [Vahdat e Becker, 2000]. Contudo, a inundação da rede com mensagens idênticas tende a ser custosa em termos de sobrecarga e consumo de energia. No pior caso, a quantidade de cópias de mensagens na rede será diretamente proporcional ao número de mensageiros.

Nos casos de desempenho com pior atraso, o número de mensageiros que se movimentam entre diferentes regiões é pequeno. Pelos mesmos motivos descritos anteriormente, a técnica de replicação nestes casos também é a melhor solução para entregar as mensagens com sucesso. Porém, a codificação por apagamento pode ser usada para manter uma sobrecarga fixa e distribuir a responsabilidade da custódia entre um maior número de mensageiros. Assim, ao invés de um mensageiro assumir a custódia de uma mensagem inteira, como acontece na técnica de replicação, ele armazena menos dados.

Dadas as limitações das duas técnicas, este artigo propõe uma análise de um ambiente que combine as características positivas das soluções apresentadas na Seção 2. Desta forma, são feitas as seguintes considerações para o trabalho:

1. Da proposta de roteamento epidêmico, consideramos que a conectividade par-a-

- par assegura a entrega de mensagens. Além disso, mantém-se a troca das listas com informações sobre as mensagens armazenadas em cada nó. A troca de listas é realizada a cada encontro de um nó com um novo mensageiro.
2. Para reduzir o número de nós expostos por cada nova mensagem, utilizamos a idéia proposta em [Grossglauser e Tse, 2002], que limita em dois o número máximo de saltos para cada mensagem ($MaxSaltos = 2$). Porém, ao contrário desta proposta, não assumimos que todo mensageiro da rede encontra-se pelo menos uma vez com cada uma das regiões. Cada mensageiro controla sua mobilidade de forma independente, mas segue padrões de mobilidade típicos de ambientes reais. O padrão de mobilidade adotado para este trabalho será descrito na Seção 4.
 3. Das propostas de codificação por apagamento utilizamos o fator de replicação r . Cópias idênticas da mesma mensagem são enviadas para os r primeiros contatos estabelecidos (contatos oportunistas). Somente a região fonte pode enviar múltiplas mensagens. Como $MaxSaltos = 2$, os mensageiros só podem entregar a mensagem diretamente para a região de destino. Para a entrega da mensagem ser garantida basta que uma das r mensagens seja recebida pela região de destino. O valor de r também pode ser utilizado para atribuir prioridades para as mensagens, pois quanto maior o valor de r , maior é o número de cópias idênticas da mesma mensagem que trafega simultaneamente através de múltiplos caminhos, aumentando a probabilidade de entrega da mensagem ao destino.
 4. O armazenamento de mensagens não é persistente, ou seja, os mensageiros possuem um *buffer* limitado.
 5. Não ocorrem falhas durante o transporte da mensagem entre regiões.

4. A Análise Matemática

Nesta Seção, realizamos uma análise matemática baseada nas considerações da Seção 3. O objetivo é estudar o impacto da mudança do número de mensageiros e do fator de replicação na entrega de mensagens entre regiões. Para facilitar a compreensão desta análise, definimos o cenário estocástico tolerante a atrasos e desconexões ilustrado na Figura 2. Este cenário é formado por três regiões: *Região A*, *Região B* e *Região C*. A conectividade entre estas regiões é intermitente, sendo utilizados mensageiros móveis para realizar o encaminhamento de mensagens entre as regiões. Estes mensageiros estão representados na figura pelos carros. Como definido na Seção 3, os carros movimentam-se de forma independente, mas seguem um padrão de mobilidade. No cenário da Figura 2, o padrão de mobilidade adotado define que cada carro deve se movimentar somente entre um dos seguintes pares de regiões:

- *Região A e Região B: mensageiro(s) AB;*
- *Região A e Região C: mensageiro(s) AC;*
- *Região B e Região C: mensageiro(s) BC.*

Se considerarmos que uma *Região A* deseja enviar uma mensagem para uma *Região C*, ela deve transferir a custódia da mensagem aos r primeiros mensageiros encontrados, que poderão ser *mensageiros AB* ou *mensageiros AC*. Como consideramos que não ocorre qualquer tipo de falha durante o transporte da mensagem entre regiões, se a custódia de uma das r mensagens for transferida para pelo menos um dos *mensageiros AC*, a mensagem será entregue com sucesso. Porém, se todas as r mensagens forem entregues aos *mensageiros AB*, a mensagem não será entregue.

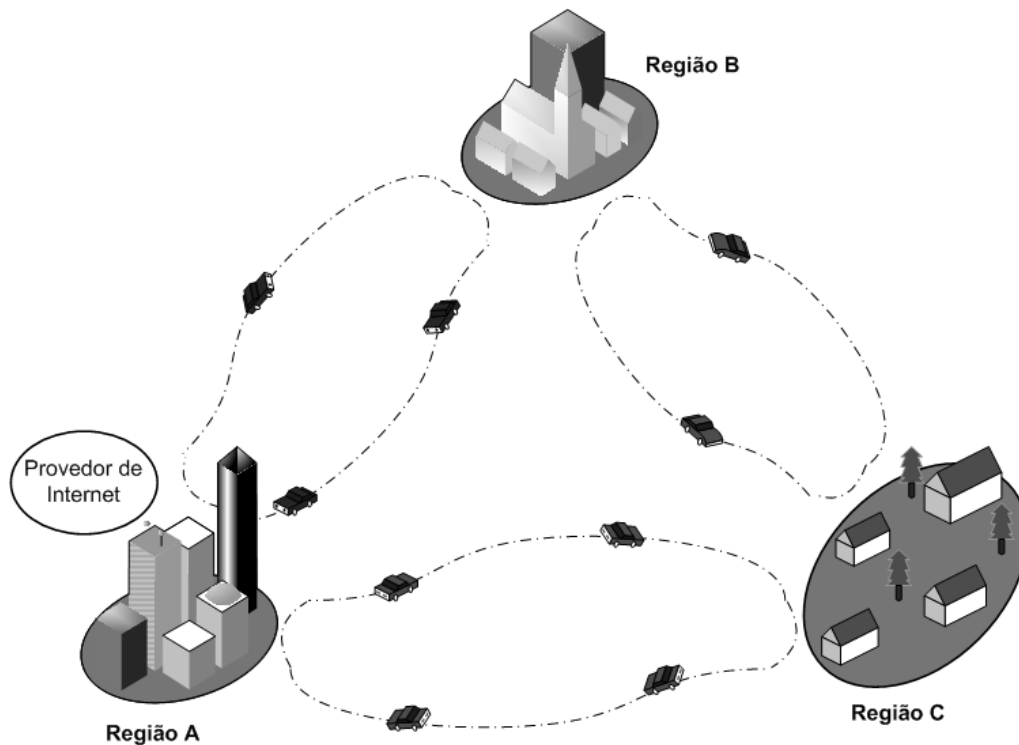


Figura 2. Exemplo de cenário estocástico tolerante a atrasos e desconexões.

Como em cada região existem sempre dois tipos de mensageiros, podemos calcular a probabilidade de pelo menos um mensageiro correto (capaz de alcançar o destino) ser escolhido. Esta probabilidade pode ser apresentada como um problema combinatório de amostras desordenadas sem substituição, com espaço amostral de tamanho:

$$|S| = \binom{n}{r} = \frac{n!}{r!(n-r)!}; \quad (1)$$

onde:

- n é o número total de mensageiros que visita uma região;
- r é o fator de replicação da mensagem.

O evento de interesse é $E = (\text{pelo menos um mensageiro correto})$. Para simplificar, utilizamos a complementar desse evento, $\bar{E} = (\text{nenhum mensageiro correto})$, que pode ser obtida por:

$$|\bar{E}| = \binom{n-m}{r}; \quad (2)$$

onde:

- m é o número total de mensageiros que alcança o destino;
- $(n - m)$ é o número total de mensageiros que não alcança o destino.

Assim, a probabilidade de ocorrência do evento \bar{E} pode ser calculada por:

$$P(\bar{E}) = \frac{|\bar{E}|}{|S|} = \frac{\binom{n-m}{r}}{\binom{n}{r}}. \quad (3)$$

Logo, a probabilidade de ocorrência do evento E pode ser obtida por:

$$P(E) = 1 - P(\bar{E}) = 1 - \frac{\binom{n-m}{r}}{\binom{n}{r}}. \quad (4)$$

Definida a probabilidade de ocorrência do evento E , temos o seguinte algoritmo:

Se $P(E) = 1$ então
 Pelo menos uma mensagem é entregue com sucesso;
 Senão
 Nenhuma mensagem é entregue com sucesso.

Através deste algoritmo, é possível perceber que $P(E)$ representa não só a probabilidade de escolha de um mensageiro correto, mas também a probabilidade de entrega de uma mensagem ao destinatário, pois, como considerado na Seção 3, não ocorre qualquer tipo de falha durante o transporte da mensagem entre as regiões. Assim, se for transferida a custódia para pelo menos um dos m mensageiros, garante-se a entrega da mensagem. Porém, se a transferência de custódia for realizada somente para mensageiros que não alcançam o destino, a mensagem nunca será entregue. A probabilidade de entrega de uma mensagem ao destinatário é utilizada na Seção 5 para a obtenção dos resultados.

5. Os Resultados

Nesta Seção, são apresentados os resultados obtidos a partir da análise matemática descrita na Seção 4. Para a análise destes resultados utilizamos a ferramenta matlab 7.0 [Moler, 1980].

O primeiro resultado analisado corresponde à probabilidade de entrega de mensagens entre duas regiões, como, por exemplo, entre a *Região A* e a *Região C* presentes no cenário da Figura 2. A região fonte (*Região A*) possui n mensageiros. Para o cálculo da probabilidade, o número de replicações permitidas para cada mensagem varia entre zero e n ($0 \leq r \leq n$). Os resultados são apresentados para seis valores de m , onde m representa o número de mensageiros que alcança o destino. Portanto, como a região em análise (*Região A*) possui dois tipos de mensageiros (*mensageiros AC* e *mensageiros AB*), dentre os n mensageiros que visitam a região, m alcançam o destino (*Região C*). O gráfico da Figura 3 apresenta no eixo x a variação do fator de replicação e no eixo y a probabilidade de entrega de mensagens. Consideramos $n = 100$.

Quando $m = 0$, independente do valor do fator de replicação r , nenhuma mensagem será entregue com sucesso, pois nenhum mensageiro é capaz de alcançar o destino. Neste caso, quanto maior o valor de r , maior será o número de mensageiros armazenando cópias de mensagens que não serão entregues. Estes mensageiros terão de esperar o tempo de vida da mensagem expirar para poder descartá-la. Como citado na Seção 3, os mensageiros possuem restrições de armazenamento, logo, custódias podem acabar sendo rejeitadas devido à ocupação do *buffer* com estas mensagens. Então, um cenário DTN com $m = 0$ e $r = n$ corresponde ao pior caso, pois, como não existe nenhum tipo de conectividade entre as duas regiões analisadas, a rede é inundada com mensagens que nunca serão entregues, consumindo recursos dos mensageiros desnecessariamente.

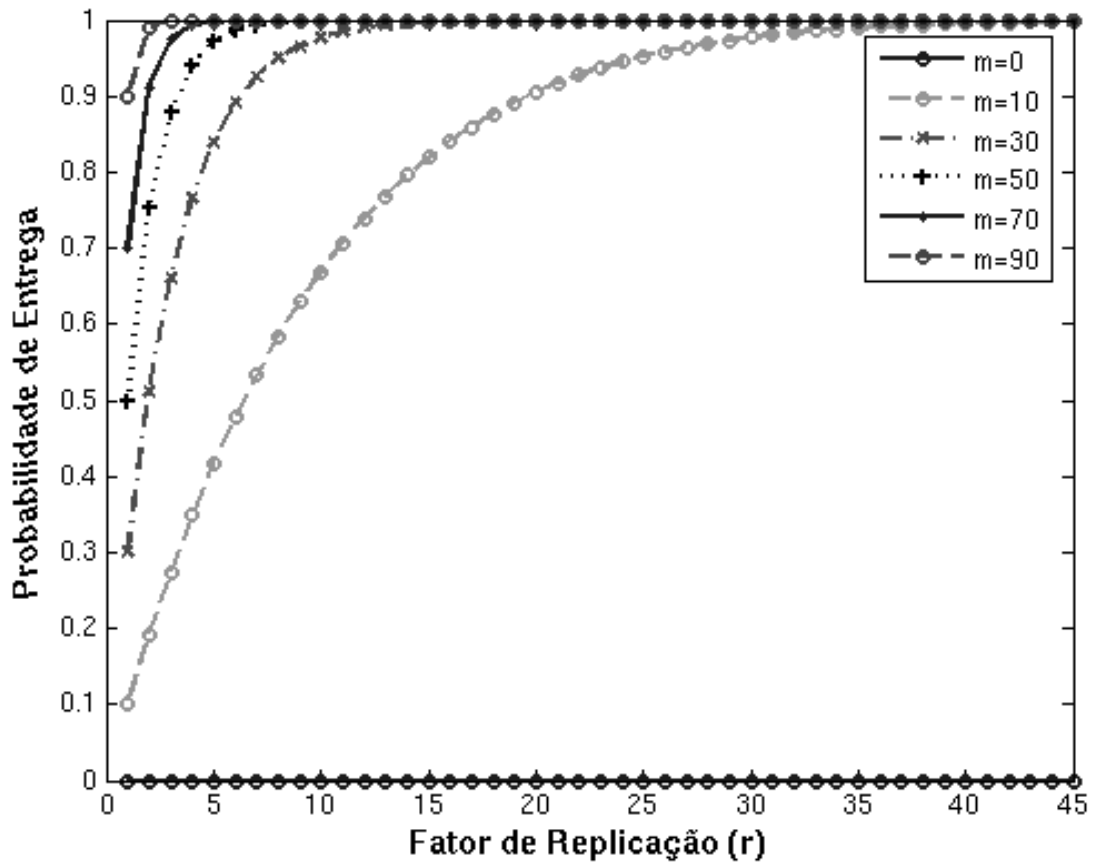


Figura 3. Probabilidade de entrega de mensagens em função do fator de replicação.

Pode-se observar que um fator de replicação r aproximadamente igual à 45 é suficiente para garantir a entrega de mensagens para os valores de $m > 0$ apresentados no gráfico da Figura 3. Para valores pequenos de m , como $m = 10$, existem poucos mensageiros que alcançam o destino em relação ao número total de mensageiros que visitam uma região, sendo necessário um maior número de replicações para garantir a entrega de mensagens. Para valores de m iguais a cinquenta e setenta, um fator de replicação r consideravelmente menor já garante a entrega de mensagens. De maneira geral, o que pode ser concluído pelo gráfico da Figura 3 é que o aumento do valor de m , para $m > 1$, implica na redução do número de replicações a serem feitas. Portanto, um cenário DTN com $m = n$ e $r = 1$ corresponde ao melhor caso, pois todos os mensageiros são capazes de alcançar o destino e somente uma replicação da mensagem é necessária para que seja garantida sua entrega. Desta forma, a utilização dos recursos dos nós é mínima.

Um resultado mais preciso sobre a relação entre o fator de replicação r , o número de mensageiros m e o número total de mensageiros que visitam uma região n é apresentado no gráfico da Figura 4, onde no eixo x é variado o valor do fator de replicação ($0 \leq r \leq n$) e no eixo y o valor do número de mensageiros que alcança o destino ($0 \leq m \leq n$). Consideramos um valor para $n = 100$. São analisadas três probabilidades de entrega. A curva com probabilidade $P = 1$ representa a relação entre o número de

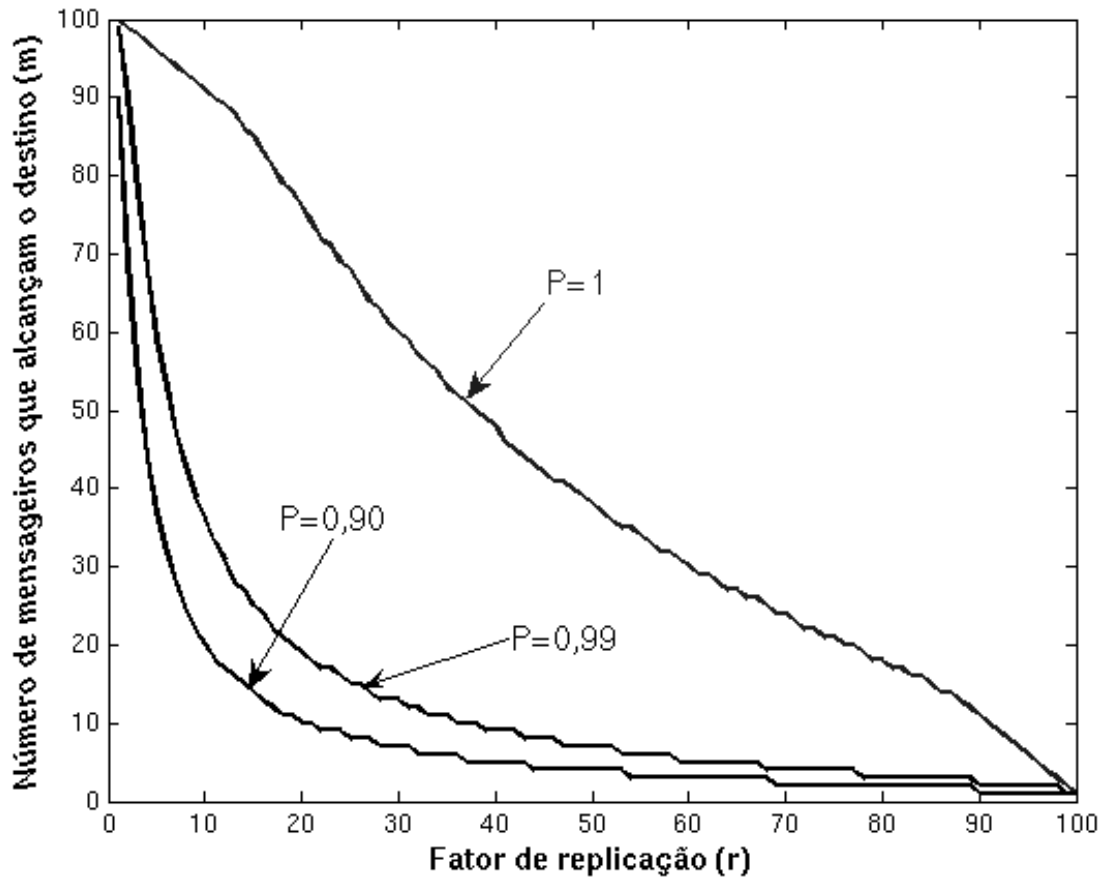


Figura 4. Número de mensagens que alcançam o destino em função do fator de replicação.

mensageiros e o número de replicações necessárias para assegurar em cem por cento a escolha de pelo menos um mensageiro capaz de alcançar o destino. As curvas com probabilidades $P = 0.99$ e $P = 0.90$ apresentam esta mesma relação, mas sem considerar o mesmo nível de confiança de $P = 1$ quanto à escolha do mensageiro correto.

Por exemplo, se analisarmos o valor de $m = 90$ no gráfico da Figura 4, como $n = 100$, o número de mensageiros que não alcança o destino ($n - m$) é igual a dez. Para assegurar em cem por cento que a mensagem será entregue a um mensageiro que alcança o destino ($P = 1$) são necessárias no máximo onze replicações ($r = 11$). No pior caso, dez cópias da mensagem são enviadas para os ($n - m$) mensageiros, o que obrigatoriamente faz com que a 11ª cópia seja enviada para um dos m mensageiros que alcança o destino. Porém, se considerarmos estes mesmos valores de m e n para a curva $P = 0.99$, o número de replicações diminui para dois ($r = 2$), mas implica na redução, para 99 por cento, da escolha de um mensageiro capaz de alcançar o destino.

6. As Conclusões e os Trabalhos Futuros

Neste artigo, as Redes Tolerantes a Atrasos e Desconexões (*Delay and Disruption Tolerant Networks* - DTN) são apresentadas como uma nova área de pesquisa de Redes

com Desafios. Estas redes são caracterizadas por atrasos longos ou variáveis (da ordem de minutos, horas ou dias), prevalência de desconexão, quebra freqüente de conexões, conectividade intermitente, alta taxas de erro, limitação de recursos etc.

Um dos principais desafios em DTNs é o roteamento, pois é preciso determinar rotas sem o estabelecimento de um caminho fim-a-fim entre fonte e destino. Nós denominados mensageiros podem ser utilizados para o encaminhamento de mensagens entre duas ou mais regiões com conectividade intermitente. Assim, para possibilitar o armazenamento e o encaminhamento de mensagens entre as regiões, a arquitetura DTN proposta pelo IRTF implementa a técnica de comutação de mensagens *store-and-forward* definindo uma camada de agregação (*Bundle Layer*) com um protocolo único. Esta camada é na verdade uma sobrecamada (*overlay*) utilizada para tornar a DTN totalmente independente das diversas redes regionais, permitindo que as aplicações se comuniquem através de múltiplas regiões.

As soluções para roteamento em DTN são apresentadas de acordo com a informação fornecida pela rede, divididas entre dois cenários: cenário determinístico e cenário estocástico. O roteamento em cenários estocásticos é mais desafiador, pois o comportamento da rede é aleatório e desconhecido, impossibilitando a computação das melhores rotas. Dentre os protocolos de caso estocástico, o roteamento epidêmico resulta em casos de desempenho com um menor atraso, pois um nó fonte replica cópias idênticas de uma mesma mensagem para todos os nós com os quais estabelece contato. Confia-se nos mensageiros da rede para entregar as mensagens em direção ao destinatário. As maiores desvantagens do roteamento epidêmico são o alto custo em termos do número de retransmissões e de espaço no *buffer*.

Desta forma, propomos uma análise matemática de um cenário tolerante a atraso e desconexões que agrega as características positivas do roteamento epidêmico, assim como as de outras propostas para cenários estocásticos. O objetivo é estudar o impacto na probabilidade de entrega de mensagens quando o número de mensageiros é variado em relação à quantidade de cópias de uma mensagem replicada na rede. O primeiro resultado obtido mostra que o aumento do número de mensageiros implica na redução do número de replicações a serem feitas. Assim, o melhor caso corresponde ao cenário DTN onde todos os mensageiros são capazes de alcançar o destino e, logo, somente uma replicação da mensagem é necessária para que seja garantida sua entrega. Neste caso, a utilização dos recursos dos nós é mínima. O segundo resultado obtido apresenta com maior precisão a relação entre o fator de replicação, o número total de mensageiros que alcança o destino e o número total de mensageiros na rede. São analisadas três probabilidades de entrega, onde cada uma representa a confiança na escolha do mensageiro capaz de alcançar o destino. É visto que, dependendo da probabilidade de entrega, o valor do número de replicações necessárias para alcançar o destino varia consideravelmente.

Como trabalhos futuros propõe-se a implementação de cenários estocásticos mais complexos em simuladores de rede e, posteriormente, em ambientes reais. Para o estudo destes cenários serão considerados padrões de mobilidade mais avançados, nos quais os mensageiros movem-se entre diversos pares de regiões. Para a avaliação de métricas, tais como o atraso e a taxa de entrega de mensagens, consideraremos tanto a variação do número de mensageiros e do fator de replicação, quanto o tempo de duração de cada contato estabelecido entre pares de nós, a limitação de armazenamento dos nós, as políticas

de aceitação da custódia, dentre outros aspectos.

Referências

- Burleigh, S., Hooke, A., Torgerson, L., Fall, K., Cerf, V., Durst, B., Scott, K. e Weiss, H. (2003). Delay-tolerant networking: an approach to interplanetary Internet. *IEEE Communications Magazine*, 41:128–136.
- Cerf, V., Burleigh, S., Hooke, A., Torgerson, L., Durst, R., Scott, K., Fall, K. e Weiss, H. (2006). Delay-tolerant networking architecture - draft-irtf-dtnrg-bundle-spec-08.txt. Trabalho em andamento, DTN Research Group.
- Chen, L.-J., Yu, C.-H., Sun, T., Chen, Y.-C. e hua Chu, H. (2006). A hybrid routing approach for opportunistic networks. Em *ACM SIGCOMM Workshop on Challenged Networks (CHANTS)*, p. 213–220. ACM Press.
- Fall, K. (2003). A delay-tolerant network architecture for challenged internets. Em *ACM SIGCOMM*, p. 27–34. ACM Press.
- Grossglauser, M. e Tse, D. N. C. (2002). Mobility increases the capacity of ad hoc wireless networks. Em *IEEE/ACM Transactions on Networking*, volume 10, p. 477–486. ACM Press New York.
- 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.
- Lindgren, A., Doria, A. e Schelén, O. (2004). Probabilistic routing in intermittently connected networks. Em *International Workshop on Service Assurance with Partial and Intermittent Resources (SAPIR)*, volume 7. Springer.
- Moler, C. B. (1980). Matlab – an interactive matrix laboratory. Technical Report 369, University of New Mexico. Dept. of Computer Science.
- Seth, A., Kroeker, D., Zaharia, M., Guo, S. e Keshav, S. (2006). Low-cost communication for rural internet kiosks using mechanical backhaul. Em *ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, p. 334–345. ACM Press.
- 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.
- 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.

