



Universidade Federal da Bahia  
Escola Politécnica / Instituto de Matemática  
Programa de Pós-Graduação em Mecatrônica

ALEX NOVAES DE SANTANA

**CARACTERIZAÇÃO DE UMA JORNADA  
MÁXIMA EM REDES DINÂMICAS.**

DISSERTAÇÃO DE MESTRADO

Salvador  
2012

ALEX NOVAES DE SANTANA

**CARACTERIZAÇÃO DE UMA JORNADA MÁXIMA EM REDES  
DINÂMICAS.**

*Dissertação apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Mecatrônica da Escola Politécnica e do Instituto de Matemática, Universidade Federal da Bahia, como requisito parcial para obtenção do grau de Mestre.*

Orientador: *Prof. Dra. Fabiola Pereira Gonçalves Greve*

Co-orientadora: *Prof. Dr. José Garcia Vivas Miranda*

Salvador  
2012

# **TERMO DE APROVAÇÃO**

ALEX NOVAES DE SANTANA

## **CARACTERIZAÇÃO DE UMA JORNADA MÁXIMA EM REDES DINÂMICAS.**

Dissertação aprovada como requisito parcial para obtenção do grau de Mestre em Mecatrônica, Universidade Federal da Bahia - UFBA, pela seguinte banca examinadora:

---

**Profa. Fabiola Gonçalves Pereira Greve (Orientador)**

Docteur en Informatique - Institut de Recherche En Informatique Et Automatique - França - 2002

Professora da Universidade Federal da Bahia

---

**Prof. José Garcia Vivas Miranda (Co-Orientador)**

Doutor em Ciencias Ambientais - Universidad de La Coruña - Espanha - 2000

Professor da Universidade Federal da Bahia

---

**Profa. Luciana Arantes**

Docteur en Informatique pela Université Pierre et Marie Currie (Paris 6) - 2000

Professora “Maître de Conférence” da Université Pierre et Marie Currie (Paris 6)

---

**Prof. Gustavo Bittencourt Figueiredo**

Doutor em Ciência da Computação - UNICAMP - 2009

Professor da Universidade Federal da Bahia

---

**Prof. Thiago Albuquerque de Assis**

Doutor em Física - Universidad Politécnica de Madrid, UPM, Espanha. - 2011

Professor da Universidade Federal da Bahia

Salvador, 20 de agosto de 2012.

*A meus pais.*  
*A meus irmãos.*  
*A meus professores.*  
*A meus amigos.*

*Rir muito e com frequência; ganhar o respeito de pessoas inteligentes e o afeto das crianças; merecer a consideração de críticos honestos e suportar a traição de falsos amigos; apreciar a beleza, encontrar o melhor nos outros; deixar o mundo um pouco melhor, seja por uma saudável criança, um canteiro de jardim ou uma redimida condição social; saber que ao menos uma vida respirou mais fácil porque você viveu. Isso é ter tido sucesso.*

—BESSIE ANDERSON STANLEY

## RESUMO

Redes sem fio, como as redes móveis sem fio, redes de sensores sem fio e redes móveis não estruturadas, apresentam uma constante mudança na sua estrutura de ligações e de componentes devido principalmente a mobilidade. Esse tipo de rede dinâmica, exibe uma topologia com uma constante mudança que pode ser modelada através de grafos cujos componentes, vértices e arestas, mudam no tempo. Essa mudança topológica ao longo do tempo cria desafios para aplicações distribuídas se que utilizam das redes móveis sem fio para prover serviços. Um desses desafios é prover confiabilidade para as aplicações em meio ao ambiente dinâmico apresentado por esse tipo de rede. Estimar o tempo de uma jornada máxima, ou seja, o limite máximo de tempo para que uma mensagem alcance todos os nós da rede é essencial para a configuração e qualidade de serviço de protocolos de tolerância a falhas, tais como os detectores de falhas não-confiáveis. Esse trabalho apresenta um estudo analítico e experimental (através de simulação numérica) para avaliar se as redes dinâmicas, com um modelo de mobilidade humano, são conexas no tempo. Para tanto, apresenta uma estimativa do tempo de uma jornada máxima a partir de informações locais de cada dispositivo, como a densidade local. Como resultado, apresenta-se uma demonstração empírica de que as redes dinâmicas são conexas no tempo, ademais, apresenta-se uma medida probabilística para o tempo de entrega das mensagens numa rede dinâmica a partir de informações da densidade local da rede.

**Palavras-chave:** Detectores de Falhas - Manets - Sistemas Complexos - Mobilidade - Time Varying Graphs

## ABSTRACT

Dynamic networks, such as mobile wireless networks, wireless sensor networks and mobile ad hoc networks, have frequent changes in their structure and communication connectivity mainly due to mobility. This kind of dynamic networks, exhibits a topology with a constant change that can be modeled by graphs whose components evolves over time. This dynamic topology introduces challenges for distributed applications that use the network to provide mobile wireless services. One such a challenge is how to provide reliability for applications in the midst of a dynamic environment presented by dynamics networks. To estimate the time of a maximum journey, i.e, the time limit for the reception of a message across the network, is essential for the configuration and quality of service of fault tolerant protocols. This work presents an analytical and experimental study (by numerical simulation) to evaluate the connectivity of dynamic networks over time. Additionally, it provides an estimation of the time limit to realize a maximum journey in the network, taking into account a local information, such as the local density of the node. As a result, we present a probabilistic measure for the delivery time of messages in a dynamic network based on information from the local density of the network.

**Keywords:** Failure Detectors - MANETs - Complex Systems - Mobility - Time Varying Graphs



## LISTA DE FIGURAS

2.1	Grafo Subjacente de $\mathcal{G}$ . . . . .	10
2.2	Trajelórias de Modelos de Mobilidade . . . . .	17
4.1	Distribuição do tamanho das caminhadas de um dispositivo. . . . .	28
4.2	Simulando um torus a partir de um quadrado. . . . .	29
4.3	Fluxograma principal do algoritmo. . . . .	37
4.4	Fluxograma da Troca de Listas. . . . .	38
4.5	Sequência até a Jornada Máxima. . . . .	38
5.1	Densidade $\times$ Jornada Máxima . . . . .	42
5.2	Correlação entre modelos de mobilidade. . . . .	43
5.3	Densidade $\times$ Jornada Máxima (com ajuste) . . . . .	44
5.4	Densidade Global $\times$ Densidade Local . . . . .	47
5.5	Densidade Global $\times$ Densidade Local (com ajuste) . . . . .	48

## LISTA DE TABELAS

5.1	Relatório de Ajuste . . . . .	44
-----	-------------------------------	----

# CONTEÚDO

<b>Capítulo 1—Introdução</b>	1
<b>Capítulo 2—Redes Dinâmicas e Modelos</b>	4
2.1 Redes Dinâmicas: Tipos e Desafios . . . . .	4
2.2 Time-Varying Graphs: TVG . . . . .	6
2.2.1 Definição de TVG . . . . .	8
2.2.2 Classes de TVG . . . . .	11
2.3 Modelos de Mobilidade . . . . .	13
2.3.1 Modelo de Random Walk . . . . .	14
2.3.2 Modelo de Random Waypoint . . . . .	14
2.3.3 Modelo de Levy Walk . . . . .	15
<b>Capítulo 3—Confiabilidade em Sistemas Distribuídos</b>	18
3.1 Aspectos Fundamentais . . . . .	18
3.2 Detectores de Falhas . . . . .	20
3.3 Um Detector de Falhas para Redes Dinâmicas . . . . .	23
Conclusão: . . . . .	26
<b>Capítulo 4—Desenvolvimento de um Modelo de Redes Dinâmicas</b>	27
4.1 Modelos de TVG e Mobilidade . . . . .	27
Ambiente de Torus . . . . .	28
TVG e Mobilidade . . . . .	29
4.2 Cálculo do Tempo da Jornada . . . . .	30
4.3 Parâmetros, Cenário de Simulação e Métricas . . . . .	32

CONTEÚDO	12
4.4 Trabalhos Relacionados . . . . .	33
<b>Capítulo 5—Avaliação da Conectividade de Redes Dinâmicas</b>	<b>39</b>
5.1 Densidade Global $\times$ Jornada Máxima . . . . .	40
Conjunto de Funções . . . . .	41
5.2 Densidade Global $\times$ Densidade Local . . . . .	45
<b>Capítulo 6—Conclusões</b>	<b>49</b>

## CAPÍTULO 1

# INTRODUÇÃO

Desde o ano de 2011 as previsões de mercado (DELOITTE, 2011) já apontavam que as vendas de *tablets* e *smartphones* iriam superar as vendas mundiais de computadores pessoais. Com base na expansão das vendas de dispositivos móveis sem fio, as previsões de mercado para 2012 (DELOITTE, 2012) apontam que cerca de 500 milhões de *smartphones* serão vendidos até o final do ano. Essa mesma previsão indica que o número de aplicativos para dispositivos móveis irá dobrar em 2012. Uma dessas aplicações está relacionada ao uso de dispositivos móveis sem fio para efetuar pagamentos, através da troca de informações entre os dispositivos em uma curta distância. Segundo (DELOITTE, 2012), no ano de 2012 cerca de 200 milhões de dispositivos já estarão habilitados para efetuar pagamentos. Além disso 80% do tráfego das redes sem fio de curto alcance (menos de 10 metros) terão seu volume duplicado a cada ano. Desse volume transmitido mais de 1% dos dados serão enviados de forma direta entre os dispositivos sem passar pela internet. Essa troca de dados por aplicativos instalados em dispositivos móveis sem fio, criam uma rede com características de grande mobilidade e mudança topológica constante.

Esse conjunto de dispositivos móveis com capacidade de comunicação sem fio, sem a necessidade de uma estrutura (e.g. *switch* e roteador), formam um tipo de rede conhecida como *Mobile Ad Hoc Network*, ou simplesmente MANET. Nesse novo cenário de mobilidade, comunicação parcial e dinamicidade, diversos desafios precisam ser vencidos. Um deles diz respeito à confiança no funcionamento dos sistemas. Como garantir que as aplicações móveis distribuídas mantenham a sua disponibilidade e consistência, apesar da ocorrência de falhas (de nós e canais de comunicação), saídas e entradas dos nós? No projeto de sistemas confiáveis, detectar a falha de um processo é um passo importante para garantir a segurança e continuidade dos serviços prestados pelo sistema. Em sistemas síncronos a detecção de uma falha é uma tarefa trivial, na medida em que os limites

de tempo da rede são conhecidos e garantidos. Porém em redes assíncronas, é preciso projetar uma ferramenta que consiga detectar as falhas, mesmo em um ambiente onde os limites de tempo para comunicação são desconhecidos.

Nesse contexto, a abstração de detectores de falhas não-confiáveis é fundamental (CHANDRA; TOUEG, 1996). Os detectores são uma forma modular de tratar as falhas em sistemas assíncronos, isto é, sistemas que não atendam às restrições temporais, dado que separa o tratamento das falhas e os requisitos de sincronia do protocolo distribuído que o utiliza, de forma que este possa lidar apenas com a tarefa a que se propõe.

Em (GREVE, 2011; SENS, 2008) é apresentado um detector de falhas para redes dinâmicas sem fio com mobilidade, tal como as MANETs. O detector proposto, utiliza uma estratégia livre de tempo para a detecção das falhas, baseada numa percepção local dos nós da rede e na troca de mensagens entre os nós vizinhos. (GREVE, 2011; SENS, 2008) fazem a suposição de que, apesar da dinamicidade, ao cabo de um tempo, existirá na rede um caminho entre cada par de nós. Essa suposição é importante para garantir que informações globais acerca das suspeitas de falhas sejam difundidas em toda a rede, de forma que suspeitas de falhas possam ser propagadas e suspeitas indevidas possam ser corrigidas. Além dos detectores de falhas, diversos outros protocolos distribuídos confiáveis apresentam tal requisito de conectividade da rede como forma de assegurar a consistência e terminação (JIMÉNEZ; ARÉVALO; FERNÁNDEZ, 2006; CASTEIGTS, 2011a; CASTEIGTS; CHAUMETTE; FERREIRA, 2010).

O objetivo desse trabalho é o de avaliar, analítica e empiricamente (através de experimentos de simulação computacional), até que ponto tais suposições, adotadas por (GREVE, 2011) e outros protocolos confiáveis, quanto à conectividade no tempo associados a uma rede dinâmicas são factíveis. Assim, advogamos o uso de um modelo de mobilidade para as redes dinâmicas inspirado no modelo de mobilidade humana que se fundamenta no padrão do voo de Levy (MANDELBROT, 1983) e apresentamos uma análise do comportamento da rede a partir de uma modelagem como um *Time-Varying Graph* (TVG). Com base nessa modelagem, balisou-se o grau de conectividade da MA-

NET, através da caracterização do tempo máximo em que uma jornada se forma na rede, variando-se as suas densidades locais e globais. Como resultado, obteve-se uma equação característica do tempo de jornada máxima do TVG em função da sua densidade. A obtenção de tal função característica comprova que numa MANET, apesar da variação da densidade (retirada ou inserção de vértices), ainda existirá uma jornada no tempo entre quaisquer dois nós. Para efeito de comparação, os mesmos estudos foram aplicados para outros dois modelos de mobilidade conhecidos na literatura: *Random Walk* e *Random Waypoint*.

A equação característica obtida pode ser aplicada para aprimorar protocolos distribuídos confiáveis e melhor definir os seus parâmetros relativos ao tempo de espera, tempo de difusão para as mensagens, tempo de suspeita, etc. No caso específico de detectores de falhas não-confiáveis, pode-se usar o resultado desse estudo para balizar o tempo de emissão de mensagens de *heartbeat* (FRIEDMAN; TCHARNY, 2005) ou tempo de emissão/recepção de mensagens de QUERY-RESPONSE adotadas em (GREVE, 2011).

O restante do trabalho contempla os seguintes capítulos. Os Capítulos 2 e 3 apresentam toda a fundamentação teórica necessária para o desenvolvimento desse trabalho; o Capítulo 4 descreve os modelos de simulação e cenários desenvolvidos utilizando os 3 modelos de mobilidade; o Capítulo 5 apresenta os resultados e finalmente o Capítulo 6 as principais conclusões.

## CAPÍTULO 2

# REDES DINÂMICAS E MODELOS

Neste capítulo serão abordados os conceitos de redes dinâmicas, *Time-varying Graphs*, modelos de mobilidade e detectores de falhas utilizados como base para as decisões durante o processo de investigação e caracterização das jornadas máximas em uma rede dinâmica. Na secção 3.3 do Capítulo 3 é apresentada uma descrição de um detector de falhas para redes dinâmicas proposto por (GREVE, 2011). Este detector é o principal favorecido das contribuições deste trabalho sobre jornadas em redes dinâmicas.

### 2.1 REDES DINÂMICAS: TIPOS E DESAFIOS

Dentre os tipos mais comuns de redes dinâmicas encontramos as: *Mobile Ad Hoc Networks* (MANETs), *Peer-to-Peer Networks* (P2P), *Vehicular Ad Hoc Networks* (VANETs) e as *Wireless Sensors Networks*. A seguir alguns desses exemplos serão descritos e alguns dos desafios de implementação serão apresentados.

Redes MANETs e alguns tipos de rede P2P são caracterizadas por sua natureza *ad-hoc*, que se traduz na ausência de infra-estrutura definida. Sendo assim, estas redes possuem restrições específicas que podem dificultar ou impossibilitar a utilização de protocolos utilizados em redes tradicionais com infra-estrutura definida. O projeto de protocolos de comunicação para redes MANETs e P2P tem um papel central no desenvolvimento de novos paradigmas de comunicação (ANDROUTSELLIS-THEOTOKIS; SPINELLIS, 2004; ROCHA, 2004; BASILE; KILLIJIAN; POWELL, 2003; SAILHAN; ISSARNY, 2005).

Por outro lado, as MANETs surgem a partir dos recentes avanços tecnológicos que possibilitaram a popularização dos dispositivos móveis, capazes de criar ambientes de comunicação sem nenhum meio físico, para acessar recursos distribuídos. Ou seja, redes



MANETs são redes sem infra-estrutura definida e criadas por nós móveis capazes de se comunicar através de interfaces sem fio (BASILE; KILLIJIAN; POWELL, 2003). As semelhanças entre as necessidades do modelo de redes MANETs e do modelo de redes P2P são inúmeras. Entre elas podemos citar:

- Gerenciamento de mobilidade: Devido à alta mobilidade dos nós dessas redes, tratar o alto dinamismo e permitir que as redes continuem funcionando sem perda de desempenho é um requisito importante.
- Controle de topologia: O projeto de topologias com o objetivo de alcançar propriedades que ajudem no gerenciamento da rede é muito utilizado.
- Escalabilidade: Ser capaz de suportar o aumento do número de nós sem perder o desempenho é extremamente desejado.

Com relação as *Vehicular Ad Hoc Network* (VANET), esta é uma aplicação do modelo de redes MANET para a comunicação entre veículos (WISCHHOF, 2007). Com o aumento no número de componentes eletrônicos presentes nos automóveis permitiu-se a comunicação direta entre veículos. Apesar de ser uma aplicação das redes MANET, uma VANET possui um conjunto de características que diferem do modelo original de MANET em alguns pontos principais (BASILE; KILLIJIAN; POWELL, 2003; WISCHHOF, 2007):

- VANETs possuem uma mudança topológica intensa, porém, devido o fato do movimento de seus dispositivos (veículos) estarem restritos ao espaço das rodovias, essa mudança é previsível.
- VANETs possuem uma alta fragmentação da rede ocasionada pela velocidade em que se movem os seus dispositivos.
- VANETs possuem maior fonte de recursos (energia, capacidade de processamento e armazenamento).

Com relação ao uso das VANETs, sua aplicação pode ser dividida em duas classes: aplicações para segurança e aplicações para conforto. Aplicações de segurança têm o objetivo de identificar possíveis riscos aos passageiros e informar ao motorista ou agir sobre o veículo para evitar a ocorrência de acidentes. Como exemplo de aplicações para segurança, temos: o controle de colisões cooperativo, sistema de alerta de emergência e perigo e assistente de mudança de faixa. Aplicações para o conforto aprimoram não só conforto dos passageiros como também buscam aperfeiçoar a eficiência do tráfego. Como exemplo deste tipo de aplicação temos: informações de tráfego, informações de clima, publicidade e venda de produtos e serviços de entretenimento (e.g. jogos e chat) (ABDALLA; ABU-RGHEFF; SENOUCI, 2007).

Dentro do contexto dessas redes dinâmicas, como as redes móveis ad hoc (ou MANETs), existe um conjunto de propriedades que incrementam o desafio de criar aplicações e protocolos para esse tipo de rede, a saber: (i) a mobilidade dos dispositivos, bem como a sua dinamicidade (entrada e saída aleatória de dispositivos) ocasiona uma constante mudança topológica na rede, (ii) o grafo de comunicação entre os nós não é completo, o que exige dos nós um esforço colaborativo para transmitir as mensagens; (iii) a estimativa do tempo e condições em que mensagens serão recebidas é dificultada; (iv) a rede pode particionar em componentes que não se comunicam temporariamente; (v) dificuldade na identificação dos parâmetros globais da rede; o que faz com que cada nó tenha apenas um conhecimento parcial da sua topologia, do conjunto de nós que compõem o sistema e da sua cardinalidade.

## 2.2 TIME-VARYING GRAPHS: TVG

A Teoria dos Grafos é uma ferramenta importante na busca de soluções para os problemas de conectividade existentes em redes de computadores. Através dos grafos é possível representar um modelo de redes, com seus componentes e suas interações. Algoritmos de roteamento e segurança são alguns dos problemas estudados através de

modelos de grafos (DIJKSTRA, 1959; MOY, 1997).

Em redes tradicionais, a utilização de grafos estáticos (com vértices e arestas fixos) no estudo de problemas de conectividade da rede, consegue representar bem as interações entre os dispositivos envolvidos na rede. Todavia, em redes dinâmicas, onde existe uma constante mudança dos dispositivos que compõem a rede e suas interações, se faz necessária uma representação em grafos que não seja estática, ou seja, que não possua vértices e arestas fixas.

Diversos trabalhos como os de (KOSTAKOS, 2009; LESKOVEC; KLEINBERG; FALOUTSOS, 2007; FLOCCHINI; MANS; SANTORO, 2009; KEMPE; KLEINBERG; KUMAR, 2000; BUI XUAN; FERREIRA; JARRY, 2002) propuseram modelos para representar sistemas dinâmicos através do uso de grafos/redes dinâmicos/as. Nesses trabalhos, vários termos foram utilizados para definir o conceito de redes que variam com o tempo. O trabalho de (KOSTAKOS, 2009) definiu o conceito de *temporal graphs* bem como um conjunto de métricas, como por exemplo: proximidade temporal, disponibilidade temporal etc. (KOSTAKOS, 2009) utilizou essas métricas no estudo de duas redes reais: (i) uma rede de troca de emails entre 150 funcionários de uma empresa e (ii) uma rede de contatos entre pedestres obtidos através de um sistema de monitoramento na Universidade de Bath. (LESKOVEC; KLEINBERG; FALOUTSOS, 2007) apresentam em seu trabalho um estudo sobre *graphs over time* através da observação de redes reais como a de citações de patentes nos Estados Unidos. (FLOCCHINI; MANS; SANTORO, 2009) apresentam um estudo sobre o problema de exploração em grafos dinâmicos do tipo *periodically varying graphs*. Nesse estudo a rede é composta por dois tipos de vértices, um fixo e outro móvel. A medida que a componente móvel do grafo se desloca, ligações com os vértices fixos são criadas e desfeitas.

(KEMPE; KLEINBERG; KUMAR, 2000) estudam como as noções de *caminho*, *conectividade*, *fluxo* e *corte* são afetados pela inclusão de uma dimensão temporal aos grafos. (KEMPE; KLEINBERG; KUMAR, 2000) abordam esses problemas de conectividade em redes do tipo *Temporal Networks*, através do uso de rótulos de tempo nas arestas para

representar a variação topológica no tempo. (FERREIRA, 2002) apresenta o conceito de grafos evolutivos, que consiste na utilização de uma sequência de grafos estáticos para representar redes dinâmicas. (FERREIRA, 2002) mostrou que o uso de uma modelagem utilizando grafos evolutivos fornece uma nova visão para problemas centrais em redes, como roteamento e conectividade. Também utilizando o conceito de grafos evolutivos, o trabalho de (BUI XUAN; FERREIRA; JARRY, 2002) apresentam o conceito e um estudo sobre a jornada em grafos evolutivos. Com os conceitos de jornada e grafo evolutivo, (BUI XUAN; FERREIRA; JARRY, 2002) estuda os custos da jornada com base na jornada mais curta (com relação ao número de saltos), a primeira jornada obtida entre dois vértices e a jornada mais rápida.

(CASTEIGTS, 2011b) criaram então o conceito de Time-Varying Graphs (TVG), cujo objetivo foi o de unir e formalizar os diversos conceitos e métricas utilizados no estudo das redes dinâmicas. Esta dissertação de mestrado utiliza o modelo de TVG que será descrito em detalhes na próxima seção.

### 2.2.1 Definição de TVG

Um TVG é representado por uma quintupla  $\mathcal{G} = (V, E, \mathcal{T}, \rho, \varsigma)$ , onde:

- $V = \Pi$  representa o conjunto de vértices de  $\mathcal{G}$ ;
- $E \subseteq V \times V$  representa as ligações (arestas) entre os vértices de  $\mathcal{G}$ ;
- $\mathcal{T}$  é o tempo de vida do sistema;
- $\rho : E \times \mathcal{T} \rightarrow 0, 1$  é a função de presença, que determina se uma aresta  $e \in E$  está disponível em um determinado instante de tempo  $t \in \mathcal{T}$ ;
- $\varsigma : E \times \mathcal{T} \rightarrow \mathbb{N}$  é a função de latência, que indica o tempo necessário para cruzar a aresta, a partir de um tempo  $t \in \mathcal{T}$ .

O fato de cada aresta estar associada a um determinado instante de tempo, permite que esse tipo de grafo represente as frequentes mudanças topológicas das redes dinâmicas. (CASTEIGTS, 2011b) definem também outros conceitos utilizados em TVG, bem como um conjunto de classes baseadas nas propriedades do TVG. Nos próximos parágrafos descrevemos alguns conceitos e as classes propostas.

**Grafo Subjacente.** Dado um TVG  $\mathcal{G} = (V, E, \mathcal{T}, \rho, \varsigma)$ , a sua representação estática através de um grafo  $G = (V, E)$  é chamada de *grafo subjacente*. Nesse tipo de representação a componente temporal do TVG é representada através de intervalos de tempo nas arestas que ligam cada par de vértices (ver Figura 2.1). Na Figura 2.1 temos um exemplo de um grafo subjacente, nesta figura cada aresta possui ao seu lado um rótulo, que indica o intervalo de tempo em  $\mathcal{T}$  que a aresta estará presente no TVG. Por exemplo, no caso da aresta entre os vértices  $A$  e  $B$ , o rótulo “ $(1, 3] \cup [8, 10]$ ” indica que essa aresta estará presente nos tempos  $t \in \{(1, 3] \cup [8, 10]\}$ . Importante observar que o fato de  $G$  ser conexo não implica que  $\mathcal{G}$  também será conexo. Como podemos ver na Figura 2.1,  $\mathcal{G}$  não é conexo no tempo  $t = 9$ .

**Pontos de vista.** (CASTEIGTS, 2011b) dividem o estudo e observação de um TVG em três pontos de vistas. Um ponto de vista voltado para a evolução das ligações entre vértices do grafo, chamado de *edge-centric evolution*. Do ponto de vista da aresta a evolução pode ser obtida através do estudo das funções de latência e de presença. Nesse contexto, o termo *datas disponíveis* de uma aresta,  $\mathcal{I}(e)$ , representa a união de todos os instantes de tempo em que uma aresta está disponível no grafo, ou seja,  $\mathcal{I}(e) = \{t \in \mathcal{T} : \rho(e, t) = 1\}$ . Esse mesmo termo pode ser representado por um intervalo de tempo em que uma aresta está presente no grafo:  $\mathcal{I}(e) = \{[t_1, t_2) \cup [t_3, t_4) \dots\}$  onde  $t_i < t_{i+1}$ . Em  $\mathcal{I}(e)$ , os tempos  $t_1, t_3, \dots$  representam os tempos de surgimento da aresta  $e$ . Esse conjunto é denotado por  $App(e)$ . De forma análoga, os tempos  $t_2, t_4, \dots$  representam o tempo de desaparecimento de  $e$ , denotado por  $Dis(e)$  e por fim, toda a sequência de tempos  $t_1, t_2, t_3, \dots$  são chamados *datas características* de  $e$  e é usada a notação  $\mathcal{S}_{\mathcal{T}}$  para representá-la. Baseado no ponto de vista da aresta, a notação  $\rho_{[t, t']}(e) = 1$  indica que  $\forall t'' \in [t, t'), \rho(e, t'') = 1$ .

Voltando o foco da observação de um TVG para os vértices, temos o que (CASTEIGTS, 2011b) classificam como *vertex-centric evolution*, onde desse ponto de vista as evoluções no tempo são observadas através da mudança de vizinhança de um vértice. O termo *sequência de vizinhanças* é utilizado para descrever a sequência  $N_{t_1}(v), N_{t_2}(v), \dots$  onde  $N_t(v)$  representa o conjunto de vizinhos de  $v$  no tempo  $t$ , onde cada  $t_i$  corresponde a um tempo em que ocorreu pelo menos um surgimento ou desaparecimento de aresta de  $v$ . Nesse contexto, as notações  $Deg_t(w) = |E_t(w)|$  e  $Deg_{\mathcal{T}}(w) = |\cup\{E_t(w) : t \in \mathcal{T}\}|$  onde  $E_t(w)$  é o conjunto formado pelas arestas que incidem em  $w$  no tempo  $t$ .  $E_t(w)$  representa o grau de um vértice  $w$ .

Por fim, o termo *graph-centric evolution* observa a evolução temporal do grafo de um ponto de vista mais amplo, que engloba todo o grafo. Nessa visão, uma sequência  $\mathcal{S}_{\mathcal{T}}(\mathcal{G}) = \text{sort}(\cup\{\mathcal{S}_{\mathcal{T}}(e) : e \in E\})$  é chamada de datas características do grafo  $G$ .  $\mathcal{S}_{\mathcal{T}}(\mathcal{G})$  representa os instantes de tempo em que ocorrem as mudanças topológicas no grafo. Ainda sobre esse ponto de vista, a evolução de um grafo pode ser descrita como um sequência de grafos estáticos do tipo  $\mathcal{S}_{\mathcal{T}}(\mathcal{G}) = G_1, G_2, \dots$  onde cada  $G_i$  corresponde ao grafo estático de  $\mathcal{G}$  no tempo  $t_i \in \mathcal{S}_{\mathcal{T}}(\mathcal{G})$ . Desta forma, podemos dizer que um grafo subjacente será a união de todos os  $G_i \in \mathcal{S}_{\mathcal{T}}$ .

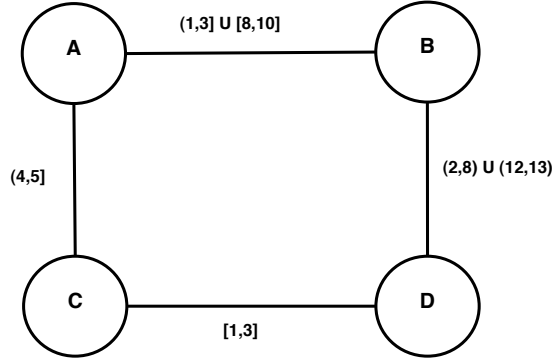


Figura 2.1: Grafo Subjacente de  $\mathcal{G}$

**Subgrafo temporal.** Um subgrafo é um conjunto restrito de vértices ou arestas de  $\mathcal{G}$ . Um *subgrafo temporal* é um conjunto de arestas e vértices de  $\mathcal{G}$  restrito em um intervalo de tempo específico. A notação  $\mathcal{G}' = \mathcal{G}_{[t_i, t_j]}$  é usada para representar um subgrafo de  $\mathcal{G}$  restrito ao intervalo de tempo  $[t_i, t_j] \in \mathcal{T}$ .

**Jornada.** Dado um TVG  $\mathcal{G}$ , seja  $\{(e_1), (e_2), \dots, (e_k)\}$  um caminho entre dois nós  $v$  e  $w$ . Uma sequencia de pares  $\mathcal{J} = \{(e_1, t_1), (e_2, t_2), \dots, (e_k, t_k)\}$  é uma *jornada* entre  $v$  e  $w$ , se e somente se  $\rho(e_i, t_i) = 1$  e  $t_{i+1} \geq t_i + \varsigma(e_i, t_i)$  para todo  $i < k$ . O tamanho de uma jornada pode ser calculado em função do número de saltos ou em função do tempo.  $|\mathcal{J}| = k$  denota o comprimento da jornada entre  $v$  e  $w$  considerando o número de saltos, chamado também de comprimento topológico. Na jornada  $\mathcal{J}$ , a diferença entre os tempos  $t_k$ , chamado de *chegada*( $\mathcal{J}$ ), e  $t_1$ , chamado de *partida*( $\mathcal{J}$ ), denota o comprimento temporal da jornada. Em um TVG  $\mathcal{G}$ , denotamos  $\mathcal{J}_{\mathcal{G}}^*$  como o conjunto de todas as jornadas possíveis de  $\mathcal{G}$ . Além disso,  $\mathcal{J}_{(v,w)}^* \subseteq \mathcal{J}_{\mathcal{G}}^*$  denota o conjunto de todas as jornada possíveis entre  $v$  e  $w$ . Se  $\mathcal{J}_{(v,w)}^* \neq \emptyset$ , então podemos dizer que  $w$  é alcançado por  $v$ , ou simplesmente  $v \rightsquigarrow w$ . O conjunto de vertices  $\mathcal{H} | \forall w \in \mathcal{H}: v \rightsquigarrow w$  é chamado *horizonte* de  $v$ .

**Distancia.** Como consequência de existir duas formas de medir o tamanho de uma jornada. Em um TVG, também são definidos dois conceitos de distância: *distância topológica* e *distancia temporal*. Dados dois vertices  $v$  e  $w$  de um TVG  $\mathcal{G}$ , a distancia topológica entre  $v$  e  $w$  em um tempo  $t$  é definida como  $d_{v,t}(w) = \text{Min}\{|\mathcal{J}| : \mathcal{J} \in \mathcal{J}_{(v,w)}^* \wedge \text{partida}(\mathcal{J}) \geq t\}$ . Denotamos  $\hat{d}_{v,t}(w)$  como a distancia temporal entre dois vertices  $v$  e  $w$  em um tempo  $t$ .  $\hat{d}_{v,t}(w)$  é definido como  $\text{Min}\{\text{chegada}(\mathcal{J}) : \mathcal{J} \in \mathcal{J}_{(v,w)}^* \wedge \text{partida}(\mathcal{J}) \geq t\} - t$ .

### 2.2.2 Classes de TVG

(CASTEIGTS, 2011b) apresentam uma hierarquia de classes para TVG baseado nas propriedades temporais do grafo. Esse conjunto de classes descreve propriedade importantes para o estudo da computação distribuída em redes dinâmicas. Abaixo descrevemos algumas das classes.

**Classe 1:**  $\exists w \in V : \forall v \in V : w \rightsquigarrow v$ .

Nesse tipo de classe, pelo menos um vértice do grafo consegue alcançar todos os

outros vértices do TVG. A existência desse vértice é uma condição necessária para que um *broadcast* seja eficiente em pelo menos um dos vértices do grafo.

**Classe 2:**  $\exists w \in V: \forall v \in V: v \rightsquigarrow w$ .

De forma, análoga a Classe 1, na Classe 2 pelo menos um dos vértices pode ser alcançado por qualquer vértice do grafo. A presença desse vértice é necessária para, por exemplo, algoritmos de eleição de líder em rede anônimas onde todos os nós devem relatar seu estado a um nó líder.

**Classe 3:**  $\forall w, v \in V, w \rightsquigarrow v$ .

Essa classe é um dos alvos centrais desse trabalho corrente. Ela apresenta a ideia de *conectividade no tempo*, onde para quaisquer par de vértices,  $w$  e  $v$  de um TVG, sempre existirá sempre uma jornada no tempo entre esses vértices. Essa propriedade garante um *broadcast* eficiente partindo de qualquer vértice do grafo. Essa condição é necessária para a exatidão de detectores de falhas como o de (GREVE, 2011).

**Classe 4:**  $\forall w, v \in V, \exists \mathcal{J}_1 \in \mathcal{J}_{(w,v)}^*, \exists \mathcal{J}_2 \in \mathcal{J}_{(v,w)}^*: chegada(\mathcal{J}_1) \leq partida(\mathcal{J}_2)$

Em um TVG da classe da Classe 4 existirá uma jornada de ida e uma jornada de volta entre quaisquer dois vértices. Essa é uma condição importante para algoritmos que utilizam de uma confirmação após um *broadcast*.

**Classe 5:**  $\forall w, v \in V, \forall t \in \mathcal{T}, \exists \mathcal{J} \in \mathcal{J}_{(w,v)}^*: partida(\mathcal{J}) > t$ .

Essa classe determina um conjunto de TVGs onde a partir de um tempo  $t$ , o subgrafo temporal  $\mathcal{G}_{[t,+\infty)}$  permanece conexo no tempo.

**Classe 6:**  $\forall e \in E, \forall t \in \mathcal{T}, \exists t' > t: \rho(e, t') = 1$  e  $G$  é conexo.

A classe 6 apresenta um conjunto de TVG onde a partir de um tempo  $t$ , em que uma aresta é formada, ela irá continuar aparecendo infinitamente após esse tempo.

**Classe 7:**  $\forall e \in E, \forall t \in \mathcal{T}, \exists t' > t \in [t, t + \Delta), \rho(e, t') = 1$ , para algum  $\Delta \in \mathbb{T}$  e  $G$  é conexo.

A classe 7 determina que existirá um limite temporal  $\Delta$  onde toda aresta  $e$  estará



presente pelo menos em um determinado tempo  $t'$ .

Os *Time-varying graphs* fornecem uma abstração suficiente para a representação das redes dinâmicas apresentadas na seção 2.1. Os conceitos, métricas e classes abordadas durante essa seção serão utilizados durante a formalização do modelo proposto no presente estudo. Na próxima seção serão apresentados os conceitos de modelos de mobilidade, outra componente importante no estudo das redes dinâmicas.

## 2.3 MODELOS DE MOBILIDADE

Um fator importante no estudo, análise e simulação de protocolos e algoritmos para redes dinâmicas é o padrão de mobilidade utilizado na construção do modelo da rede. Um modelo de mobilidade determina a direção, velocidade, tamanho de uma caminhada entre outros parâmetros que definem o movimento dos dispositivos na rede. Na literatura existe um grande número de modelos de mobilidade (KHALEDI, 2009; CAMP; BOLENG; DAVIES, 2002; BAI; HELMY, 2004), estes modelos foram classificados em cinco classes com base em suas características:

- Modelos aleatórios (*Random Models*): Os modelos escolhem aleatoriamente cada novo destino, independente de qualquer interação com a vizinhança, como exemplos de modelos, temos: *Random Walk*, *Random Waypoint*, *Random Direction* e *Levy Flight*.
- Modelos aleatórios com memória (*Random Variants Models*): Se diferencia da classe anterior, pois os parâmetros de mobilidades como velocidade e direção são escolhidos com base no movimento anterior, exemplos de modelos são: *Gauss-Markov*, *Smooth Random* e *Semi-Markov Smooth Model*.
- Modelos de grupos (*Group Models*): São modelos onde seus elementos se movimentam em grupo, tais como o *Reference Point Group Mobility Model*, *Column*, *Pursue* e *Nomadic Community*.

- Modelos geográficos (*Geographic Models*): Modelos que possuem o movimento limitado por caminhos pré-definidos ou obstáculos geográficos, como exemplo temos: *Manhattan*, *Freeway* e *Obstacle*.
- Modelos Sociais (*Social Models*): Apresentam um movimento baseado em lugares que concentram elementos por um tempo considerável, chamado ponto de contexto social. Tomando como exemplo uma sociedade real, esses pontos de contexto social seriam centros comerciais, centros de lazer, etc.. Como exemplo de modelos, temos: *Community based Mobility Model (CMM)*, *Orbit* e *Slaw*.

Neste trabalho, iremos focar o estudo em três modelos de mobilidade aleatórios e sem memória: *Random Walk*, *Random Waypoint* e *Levy Walk*.

### 2.3.1 Modelo de Random Walk

O modelo de movimento browniano, ou *Random Walk*, foi proposto por (EINSTEIN, 1956) a partir do estudo do movimento de partículas. Este modelo apresenta um comportamento onde cada dispositivo escolhe aleatoriamente a direção e velocidade que irá seguir. Cada direção e velocidade é escolhida dentro de um intervalo específico que varia de  $[0, 2\pi]$  e [velocidade mínima, velocidade máxima]. O tamanho das caminhadas desse modelo apresenta uma distribuição uniforme, isso significa que grande parte das caminhadas ficam com um tamanho próximo a um valor médio, enquanto que valores distantes do valor médio são improváveis. Cada escolha de direção e velocidade ocorre como um evento independente, onde as escolhas do passado não interferem nas novas escolhas.

### 2.3.2 Modelo de Random Waypoint

No modelo *Random Waypoint* (RWP) é inserida uma pausa entre cada caminhada efetuada pelo dispositivo. Assim como no movimento browniano, o RWP escolhe a direção, velocidade e o tamanho da caminhada de maneira aleatória, porém, ao término de uma

caminhada, cada dispositivo escolhe um intervalo de tempo aleatório para permanecer parado. Logo após o término do tempo de espera o dispositivo inicia uma nova caminhada e o ciclo se repete. Desta forma, podemos considerar que o *Random Walk* é uma variação do *Random Waypoint* onde o tempo de espera entre as caminhadas é sempre zero. Diversos trabalhos, como os de (CHIANG; GERLA, 1998; GARCIA-LUNA-ACEVES; SPOHN, 1999; GORANTALA, 2006), utilizam o modelo de RWP no estudo de protocolos e algoritmos para redes wireless e redes móveis ad hoc.

### 2.3.3 Modelo de Levy Walk

Se considerarmos uma rede dinâmica onde parte dos elementos que constituem a rede são dispositivos associados a um humano (a exemplo de celulares, *smartphones*, *tablets*, *notebooks*, *gps*, etc.), podemos deduzir que o movimento dos dispositivos da rede é determinado pelo modelo de mobilidade humano. No estudo do padrão de mobilidade humano, o uso de tecnologias como os GPS e os celulares permitiram monitorar o movimento de um conjunto de indivíduos e obter um conjunto de trajetórias que exibem o padrão de mobilidade humano. Com o auxílio de GPS e celulares, os estudos de (GONZALEZ; HIDALGO; BARABÁSI, 2008) e (RHEE, 2011) demonstraram, em diversos cenários, que o modelo de mobilidade humana segue um padrão já observado na natureza, conhecido como *Levy Flight* ou *Levy Walk* (MANDELBROT, 1983).

O trabalho de (GONZALEZ; HIDALGO; BARABÁSI, 2008) monitorou dois grupos de pessoas usando tecnologias diferentes. No primeiro experimento, durante um período de seis meses foram monitoradas 100.000 indivíduos através do uso de telefones móveis. A trajetória do movimento dos indivíduos eram capturados a cada mensagem de texto ou ligação ocorrida no dispositivo móvel. Com base nessas observações foi possível reconstruir a trajetória dos usuários desses dispositivos. No segundo experimento, um conjunto de 206 telefones móveis foram monitorados a cada duas horas por um período de uma semana. Com base nas trajetórias dos dois grupos monitorados, (GONZALEZ; HIDALGO; BARABÁSI, 2008) concluíram que a distribuição do deslocamento apresenta um padrão

de *Levy Walk* (MANDELBROT, 1983).

Assim como (GONZALEZ; HIDALGO; BARABÁSI, 2008), (RHEE, 2011) monitoraram a trajetória de um grupo de indivíduos com o objetivo de compreender o padrão de mobilidade humano. Durante seis meses (RHEE, 2011) monitorou um conjunto de 44 pessoas através do uso de aparelhos de GPS (*Global Positioning System*). As amostras de trajetórias foram coletadas em diversos ambientes: dois campus universitários, uma área metropolitana (*New York*), uma feira estadual e um parque temático (*Disney World*). (RHEE, 2011) observaram que os participantes do experimento na maior parte do tempo efetuam pequenas caminhadas, enquanto as longas caminhadas ocorrem esporadicamente. No final do experimento, (RHEE, 2011) chegaram a conclusão de que o modelo de mobilidade humana segue um padrão de *Levy Walk*.

O modelo de mobilidade de Levy adota uma probabilidade  $P$  definida por uma lei de potência para determinar o tamanho das caminhadas. A Função 2.1 descreve a lei de potência da probabilidade  $P$ , onde  $c$  é uma constante de proporcionalidade e  $\alpha$  o expoente de escala. Isto significa que, quanto maior o tamanho da caminhada  $x$ , menor é a probabilidade de sua ocorrência. Desta forma, existirá um número muito maior de pequenas caminhadas, se comparadas ao número de longas caminhas. A título comparativo, enquanto no modelo de *Levy* as caminhadas de menor caminho possuem maior probabilidade, no *Random Waypoint*, a probabilidade de ocorrência dos tamanhos de caminhadas apresenta uma distribuição normal.

$$P(x) = cx^{-\alpha} \tag{2.1}$$

Na figura 2.2 podemos observar uma comparação das trajetórias do voo de Levy (2.2b) com outros dois modelos de mobilidade conhecidos e mais comumente adotados, a saber, o *Random Walk* (2.2a) e o *Random Waypoint* (2.2c).

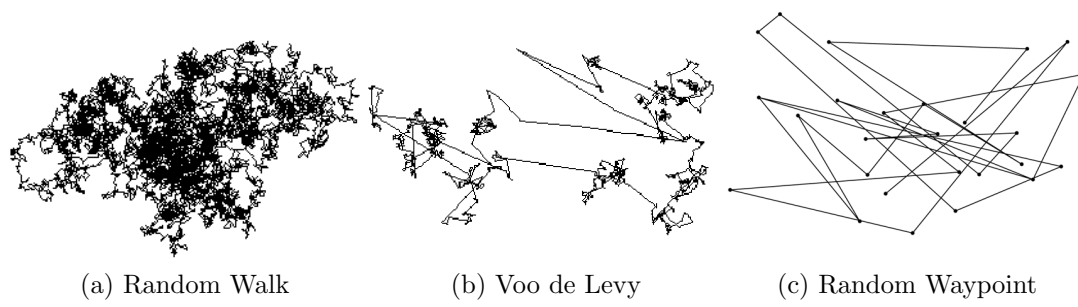


Figura 2.2: Trajetórias de Modelos de Mobilidade

## CAPÍTULO 3

# CONFIABILIDADE EM SISTEMAS DISTRIBUÍDOS

Em meio ao cenário das redes dinâmicas apresentados na Seção 2.1, prover confiabilidade para as aplicações distribuídas implantadas nesse tipo de rede se torna um desafio. Em um ambiente assíncrono onde os limites temporais de comunicação e processamento é desconhecido, bem como o fato de cada processo não possuir um conhecimento global sobre a constituição da rede, dificulta a identificação dos processos falhos pelos processos corretos.

### 3.1 ASPECTOS FUNDAMENTAIS

Com relação aos tipos de falhas que um processo pode sofrer existem as falhas por omissão, desempenho, arbitrárias e por parada (AVIZIENIS, 2004). As falhas por parada ocorrem quando um processo encerra todas as suas ações antes da sua completa execução. A partir desse momento o processo para permanentemente e entra em colapso. As falhas por omissão ocorrem quando um processo deixa de enviar ou receber mensagens necessárias para que uma ação seja realizada. Esse tipo de falha pode ser considerado um caso específico de falha por desempenho. Nas falhas por desempenho os processos não conseguem realizar as suas ações em um tempo previsto. Por fim, as falhas arbitrárias, também conhecidas como falhas Bizantinas, agrupam todo o conjunto de falhas citados anteriormente incluindo também qualquer tipo de comportamento não previsto na especificação do processo.

Para a execução de uma ação distribuída, os processos utilizam um canal de comunicação para o envio e recebimento de mensagem. Neste canal de comunicação os proces-

so dispõem de um conjunto de primitivas para troca de mensagens. Quatro primitivas essenciais são:

- *broadcast*( $m$ ): envio de uma mensagem  $m$  para todos os processos da rede.
- *multicast*( $m$ ): envio de uma mensagem  $m$  para um conjunto específico de processos.
- *send*( $m, q$ ): envio de uma mensagem  $m$  para um processo específico  $q$ .
- *receive*( $m, q$ ): recepção de uma mensagem  $m$ , proveniente de um processo  $q$ , na camada de rede.

Os canais de comunicação também podem apresentar alguns tipos de falhas. O modelo de falhas do canal pode estabelecer algumas restrições quanto à perda, ordenação e atraso de mensagens. Podemos classificar o modelo de falhas dos canais em três tipos:

- *Canal confiável*: Nesse tipo de modelo a entrega das mensagens entre processos é garantida.
- *Canal com perdas equitáveis (fair lossy)*: Nesse modelo, se um processo  $p$  envia uma mensagem  $m$  infinita vezes para um processo  $q$ , então  $q$  recebe  $m$  infinitas vezes. Admite-se nesse modelo um perda justa de mensagens.
- *Canal não confiável*: Nenhuma hipótese sobre a perda de mensagens pode ser feita nesse tipo de modelo.

O atraso na entrega de mensagens e o atraso nos cálculos executados pelos processos estão relacionados a limites temporais da rede, esses limites definem o modelo de sincronização para as ações realizadas pelos processos e pelo canal de comunicação. Em um modelo do tipo síncrono, aos limites temporais superiores e inferiores para a execução de ações e trocas de mensagens é bem estabelecido. Além disso supõe-se que os processos possuem seu relógios físicos sincronizados. Já em modelos assíncronos, os limites de tempo não são conhecidos e não existe nenhuma noção de tempo ou sincronia entre os processos (DWORK; LYNCH; STOCKMEYER, 1988).

Um modelo assíncrono puro representa um desafio para alcançar a confiabilidade de um sistema, uma vez que é impossível detectar com precisão que um processo falhou (CHANDY; MISRA, 1986). Para resolução desse desafio o trabalho de (CHANDRA; HADZILACOS; TOUEG, 1996) propõe o uso de oráculos distribuídos para a detecção de falhas. Esse conceito de oráculos distribuídos, chamados detectores de falhas não confiáveis será abordado na seção seguinte.

### 3.2 DETECTORES DE FALHAS

Segundo (CHANDRA; HADZILACOS; TOUEG, 1996), um detector de falhas não confiável é uma espécie de oráculo, capaz de prover informações acerca de processos falhos. Cada nó ou processo possui um detector de falhas local que, quando solicitado, responde com uma lista de processos suspeitos de serem falhos. O detector é considerado não confiável porque lhe é permitido suspeitar de um processo correto ou indicar que um processo falto é correto. Porém, o detector também é capaz de corrigir um julgamento errado quando detectado. Um detector de falhas pode ser classificado de acordo com a sua abrangência (*completeness*) e sua exatidão (*accuracy*) (CHANDRA; HADZILACOS; TOUEG, 1996). Entende-se por abrangência como a capacidade de detectar a falha de um processo. A exatidão está relacionada com a capacidade de não suspeitar indevidamente de processos corretos. Combinando abrangência e exatidão os detectores podem ser classificados como:

- Abrangência forte (*Strong Completeness*): Existirá um momento em que todo processo falho será suspeito por todo processo correto.
- Abrangência fraca (*Weak Completeness*): Existirá um momento em que todo processo falho será suspeito por algum processo correto.
- Exatidão forte (*Strong Accuracy*): Nenhum processo é suspeito antes de falhar.
- Exatidão fraca (*Weak Accuracy*): Algum processo correto nunca é suspeito.



- Exatidão forte após um tempo (*Eventual Strong Accuracy*): Existirá um tempo, após o qual, nenhum processo correto será suspeito.
- Exatidão fraca após um tempo (*Eventual Weak Accuracy*): Existirá um tempo, após o qual, algum processo correto não será suspeito.

Além das propriedades de abrangência e exatidão, outro fator relevante no projeto e estudo de detectores de falhas é a qualidade de serviço (QoS) do detector. O QoS quantifica o quão rápido um detector suspeita de uma falha e o quanto esse detector evita falsas suspeitas. Para avaliar a qualidade de serviço de um detector algumas métricas são adotadas (CHEN; TOUEG; AGUILERA, 2002):

- Tempo de detecção (*Detection time ( $T_D$ )*):  $T_D$  é o intervalo de tempo entre a falha por parada de um processo  $p$  até o momento em que um outro processo  $q$  suspeita de  $p$ .
- Tempo de recorrência de erros (*Mistake recurrence time ( $T_{MR}$ )*):  $T_{MR}$  mede o tempo entre duas falsas suspeitas consecutivas.
- Tempo de duração de um erro (*Mistake duration ( $T_M$ )*):  $T_M$  mede o intervalo de tempo entre uma falsa suspeita e o momento em que o detector corrige essa falsa suspeita.

Na literatura existe uma variedade de detectores de falhas (ARANTES; GREVE; SENS, 2011). Esses detectores utilizam diversas estratégias de detecção, entre as quais podem-se citar: *heartbeat* (FRIEDMAN; TCHARNY, 2005), *pinging* (FELBER, 1999), *lease* (SRIDHAR, 2006) e *query-response* (SENS, 2008; CAO, 2007). Em detectores que utilizam a estratégia *heartbeat*, todo processo  $q$  envia periodicamente uma mensagem do tipo “*Estou vivo!*” para os outros processos. Se um processo  $p$  deixa de receber a mensagem de  $q$  após um tempo determinado (*timeout*),  $p$  adiciona  $q$  em sua lista de suspeitos. Se em um outro momento  $p$  volta a receber as mensagens “*Eu estou vivo!*” de  $q$ , então  $p$  remove  $q$  de sua lista de suspeitos. Já a implementação da estratégia *pinging*

adota um outro tipo de envio periódico de mensagens. Nesta estratégia, um processo  $p$  monitora se  $q$  falhou através do envio periódico de uma mensagem do tipo “*Vc está vivo?*” para  $q$ . Uma vez que  $q$  recebe essa mensagem de  $p$ ,  $q$  deve responder para  $p$  com uma mensagem do tipo “*Estou vivo!*”, caso contrário será considerado como um processo suspeito de falha. Caso  $p$  receba a resposta de  $q$  após uma suspeita de falha,  $p$  retira o processo  $q$  da sua lista de suspeitos. O *lease* é uma variação da estratégia *heartbeat* onde junto com o envio da mensagem “*Estou vivo!*” um processo  $q$  envia também um pedido de tempo  $d$  para entrar em repouso. Desta forma o tempo de espera entre as mensagens é definido por  $q$  e não pelo processo que monitora a falha de  $q$ , no caso  $p$ . Antes que o tempo  $d$  expire o processo  $q$  precisa acordar para renovar o envio das mensagens e do pedido de descanso para todos outros processos, caso contrário será considerado suspeito de falha.

Essas três primeiras estratégias são baseadas em limites temporais, ou seja, supõem algum tipo de sincronismo na rede. Já a estratégia de *query-response* é baseada em trocas de mensagens livre de limites temporais. De forma semelhante ao *pinging*, em uma estratégia de *query-response* um processo  $p$  envia uma mensagem para os outros processos e fica aguardando pelas respostas. A diferença entre as duas estratégias está no fato de que a *query-response* não utiliza uma medida de tempo para aguardar o retorno das mensagens. Nessa estratégia, um processo  $p$  envia um broadcast para um conjunto de  $n$  processos e então aguarda as respostas correspondentes de  $b$  processos, onde  $b \leq n$ , esse primeiro passo é chamado *Query*. Quando o processo  $p$  recebe as  $b$  respostas a *Query* é encerrada e caso um processo  $q$  não tenha respondido ele é considerado falho. Caso em uma próxima *Query* o processo  $q$  responda a mensagem,  $p$  retira  $q$  da sua lista de suspeitos. Na seção seguinte, iremos descrever um detector de falhas para rede dinâmicas com participantes desconhecidos proposto no trabalho de (GREVE, 2011).

### 3.3 UM DETECTOR DE FALHAS PARA REDES DINÂMICAS

Em (GREVE, 2011) são apresentadas duas contribuições para o desafio de prover confiabilidade às redes dinâmicas. A primeira delas é a proposta de um modelo e uma definição de um classe  $\diamond S^M$  para detectores de falhas. A segunda contribuição é o algoritmo para um detector de falhas livre de tempo que implementa a classe de detectores  $\diamond S^M$ . Como vimos na Seção 3.2 um detector de falhas é classificado seguindo duas propriedades: a completitude e acurácia. No trabalho de (GREVE, 2011) é apresentada uma variação da classe de detectores *Eventually Strong*, também conhecido como  $\diamond S$ , adaptado para a utilização em redes dinâmicas. A nova variação de classe de detectores chamada de *Eventually Strong With Unknown Membership*, definida como  $\diamond S^M$  mantém as mesmas propriedades da classe  $\diamond S$  exceto pela fato de do detector não possuir conhecimento das propriedades globais da rede, como por exemplo a quantidade de processos do sistema.

Para implementar essa nova classe de detector, (GREVE, 2011) precisaram fazer algumas suposições sobre o sistema em que as redes dinâmicas estão inseridas. (GREVE, 2011) consideram que os processos presentes no sistema podem entrar e sair da rede de forma arbitrária, bem como se moverem ou falhar. Isto leva a uma sequência de períodos instáveis seguidos de períodos estáveis. Como durante os períodos instáveis a computação pode ficar comprometida, (GREVE, 2011) supõem que o sistema deve apresentar algumas condições de estabilidade, que quando satisfeitos por um longo período, permitam que o cálculo consiga ser executado e finalizado. Apesar da suposição de uma condição de estabilidade, o trabalho de (GREVE, 2011) não usa como base para a detecção os limites temporais para envio de mensagens ou processamento (característica comum a sistemas síncronos). O modelo de detecção utiliza um padrão de troca de mensagens *query-response* para definir quais os processos são suspeitos de falhas.

O modelo de sistema adotado por (GREVE, 2011) para o estudo do detector  $\diamond S^M$  apresenta algumas características importantes para o melhor entendimento do funcionamento e do corretismo do detector. Com relação às características da rede, ela é definida

como uma rede dinâmica composta por um conjunto finito de nós ou processos podem entrar e sair da rede como desejarem. Este conjunto de processos é representados por:  $\Pi = \{p_1, \dots, p_n\}$ . Uma característica importante, que define bem o problema estudado, é o fato de cada nó  $p_i$  da rede não possuir conhecimento sobre o conjunto  $\Pi$ . Um processo  $p_i$  conhece apenas parte do conjunto  $\Pi$ , composta pelos processos com os quais  $p_i$  obteve um contato prévio. A falta de um conhecimento global do conjunto de processo da rede é fruto da constante mudança topológica apresentada por esta rede. Esta mudança da composição da rede pode ser ocasionada tanto por uma falha por parada do processo, onde neste caso não existe recuperação do processo, bem como pelo movimento constante dos dispositivos que gera a quebra de ligações e a entrada e saída de nós da rede. Quando um processo deixa a rede ele pode retornar à mesma, porém nesse momento o mesmo recebe uma nova identidade e é considerado então como um novo processo.

Com as mudanças topológicas apresentadas anteriormente, o grafo de comunicação adotado no trabalho de (GREVE, 2011) também apresenta uma dinamicidade. Para representar este tipo de grafo, foi então utilizado no trabalho citado o conceito de *Time-varying Graphs* que foi apresentado na Secção 2.2 deste presente trabalho. Com relação a comunicação e troca de mensagens entre nós vizinhos <sup>1</sup>, (GREVE, 2011) adota um modelo de perda justa. Esse modelo de perda justa significa que na comunicação entre processos vizinhos, a perda de mensagens pode ocorrer, porém se um processo  $p_i$  faz um *broadcast* de uma mensagem  $m$  para sua vizinhança infinitas vezes, então todo processo  $p_j$  permanente em sua vizinhança receberá a mensagem  $m$  de  $p_i$  um infinito número de vezes, ou então  $p_j$  será considerado falho.

(GREVE, 2011) consideram um modelo de mobilidade passiva, onde os processos podem se mover e parar continuamente no sistema, porém tais processos se movem sem o conhecimento de que estão em movimento. Como um processo  $p_i$  não é capaz de identificar se está em movimento, ele também não é capaz de identificar se a mudança da sua vizinhança foi ocasionada pelo seu próprio movimento, pelo movimento da vizinhança

---

<sup>1</sup>Um nó  $w$  é considerado vizinho de um nó  $v$ , quando a distância euclidiana entre  $w$  e  $v$  é menor ou igual ao alcance do rádio de comunicação.

ou por falhas dos processos vizinhos.

A segunda contribuição do trabalho de (GREVE, 2011) é o algoritmo para um detector de falhas livre de tempo que implementa a classe de detectores  $\diamond S^M$ . Nesse detector, a estratégia utilizada é a transmissão/recepção de um par de mensagens do tipo QUERY-RESPONSE. A cada mensagem do tipo QUERY enviada por um processo, este espera por uma quantidade  $\alpha_i$  de mensagens do tipo RESPONSE referentes à QUERY efetuada. As mensagens QUERY e RESPONSE carregam consigo duas listas: (i) uma lista de suspeitos e (ii) uma lista de equívocos, contendo suspeitas erradas.

A cada troca de mensagens, os processos que respondem à QUERY emitida por  $p$  passam a fazer parte do conjunto de processos conhecidos por  $p$ , denominado  $known_p$ . Assim, um processo  $q$  em  $known_p$ , será suspeito no momento em que não responde a uma QUERY executada por  $p$ . A partir desse momento, a cada mensagem trocada,  $p$  repassa para os outros processos da rede (através da sua lista de suspeitos) a informação de que  $q$  é suspeito. Caso  $q$  continue sendo um processo correto e a suspeita de  $p$  esteja errada, em um determinado momento, a suspeita chegará até o processo  $q$ . Neste momento, o processo  $q$  detecta a suspeita indevida e repassa (através da sua lista de equívocos) uma nova informação indicando o erro de julgamento.

Com isso, a suspeita errada é corrigida no momento em que  $q$  volta a responder a QUERY ou quando  $p$  recebe, anexado a uma mensagem *response* de outro processo, a informação de que a suspeita sobre  $q$  está errada. Finalmente, a difusão das informações ao longo de toda a rede, sejam estas de suspeita ou de equívocos, só será assegurada caso o TVG (que modela a rede dinâmica) esteja conexo no tempo. Ou seja, caso, entre cada par de processos da rede, exista sempre uma jornada no tempo. Essa conectividade no tempo irá garantir que a partir do momento em que um processo correto  $q$  é considerado falho por outro processo  $p$ , ao cabo de um tempo  $t_i$  a informação da falha de  $q$  chegará ao próprio processo que identificará e corrigirá o erro. Após a correção feita por  $q$ , a propriedade de conectividade no tempo irá garantir que os processos da rede que consideraram  $q$  falho receberão em algum tempo  $t_j$ , onde  $t_i < t_j$ , a mensagem enviada por  $q$  corrigindo a falsa

suspeita.

*Conclusão:* Para os detectores de falhas baseados em tempo (FRIEDMAN; TCHARNY, 2005; SRIDHAR, 2006), bem como os assíncronos baseados em emissão/recepção de *query-response* (GREVE, 2011; SENS, 2008); uma ferramenta capaz de: (i) identificar se, de fato, uma rede dinâmica mantém a conectividade no tempo e (ii) prover uma medição dos limites de comunicação (o tempo de uma jornada máxima) da rede é de grande importância para melhorar a capacidade de detecção de falhas. Essa ferramenta pode tornar mais rápida a detecção e diminuir a quantidade de suspeitas equivocadas, aumentando assim a qualidade de serviço dos detectores. O modelo e concepção de uma tal ferramenta passa pela identificação de propriedades das redes dinâmicas quanto à conectividade.

## CAPÍTULO 4

# DESENVOLVIMENTO DE UM MODELO DE REDES DINÂMICAS

Neste capítulo, é definido um modelo de redes dinâmicas para o estudo das correspondentes propriedades de uma jornada máxima. A criação desse modelo tem como objetivo avaliar empiricamente as suposições feitas no detector de falhas apresentado por (GREVE, 2011), com foco na suposição de que a rede dinâmica pertence à dos *Time-varying Graphs* conexos no tempo (ver Seção 2.2). Neste trabalho, o modelo proposto para análise das características de conectividade das redes dinâmicas, em específico MANETs, fundamenta-se nos *Time-Varying Graphs* (CASTEIGTS, 2011a) e em três modelos de mobilidade: *Levy Walk* (MANDELBROT, 1983), *Random Walk* (Movimento Browniano) e *Random Waypoint*.

### 4.1 MODELOS DE TVG E MOBILIDADE

Durante a construção do modelo de redes dinâmicas, utilizamos três modelos aleatórios sem memória: *Levy Walk*, *Random Walk* (Movimento Browniano) e *Random Waypoint*. O trabalho de (GONZALEZ; HIDALGO; BARABÁSI, 2008), que estudou empiricamente o padrão de mobilidade humano, foi a base para a escolha do modelo de *Levy Walk* (MANDELBROT, 1983) que representa o padrão de mobilidade humana. Para comprovar que o algoritmo de *Levy Walk* implementado neste trabalho está correto, a distribuição das caminhadas do dispositivo foi observada. A distribuição desse conjunto de caminhadas pode ser visualizada na Figura 4.1. Efetuando um ajuste linear (linha vermelha da Figura 4.1) nos dados dessa distribuição em um gráfico log-log, obtemos que eles estão distribuídos seguindo uma lei de potência (Função 2.1) característica do *Levy Walk*. Para efeito de comparação executamos o experimento para outros dois modelos

de mobilidade. Comparação do modelo de *Levy Walk* com outros modelos já utilizados na literatura (BETTSTETTER; RESTA; SANTI, 2003; GAO, 2012). A escolha pelo modelo de movimento browniano deu-se por se tratar de um modelo simples, puramente aleatório. Por fim, a escolha do modelo de *Random Waypoint* deve-se por ser um modelo amplamente utilizado em simulações de redes móveis (CHIANG; GERLA, 1998; GARCIA-LUNA-ACEVES; SPOHN, 1999; GORANTALA, 2006).

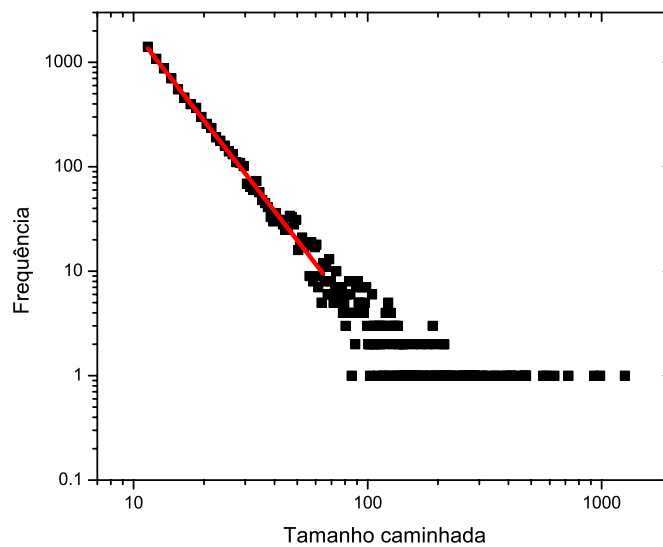


Figura 4.1: Distribuição do tamanho das caminhadas de um dispositivo.

*Ambiente de Torus* Na escolha do ambiente em que os dispositivos estarão inseridos devemos evitar o efeito de borda (BARABÁSI; STANLEY, 1995). Em um ambiente com bordas, os passos de um dispositivo ficariam limitados ao encontrar a borda do ambiente. Essa limitação impediria o dispositivo de concluir o tamanho da caminhada determinada pelo modelo de mobilidade. Uma solução para que o dispositivo não pare ao encontrar uma borda seria usar algum tipo de reflexão do movimento, porém, neste caso, o dispositivo mudaria a direção determinada pelo modelo de mobilidade. Para que o ambiente não influencie na direção e tamanho da caminhada determinada pelo modelo de mobilidade, o formato do ambiente de estudo escolhido foi o *torus*. A área de um torus



pode ser simulada através de um quadrado, onde as bordas laterais estão conectadas, da mesma forma ocorre com as bordas superiores e inferiores, veja a Figura 4.2. Desta forma, no modelo implementado neste trabalho, os dispositivos da rede estão inseridos em um ambiente em formato de *torus* com tamanho finito e área igual  $(L \times L)m^2$  (metro quadrado), onde  $L$  representa o tamanho em metros de uma aresta do quadrado que simula o torus.

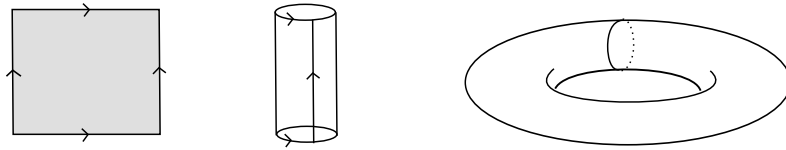


Figura 4.2: Simulando um torus a partir de um quadrado.

*TVG e Mobilidade* Com relação ao grafo de comunicação formado pelos dispositivos ao longo do tempo, este não necessariamente é conexo ou completamente conectado durante todo o tempo de execução do sistema. Devido à mobilidade, as arestas de comunicação são criadas e desfeitas a todo momento, sem seguir um padrão de ocorrência, o que ocasiona um constante mudança topológica.

A rede MANET é um grafo  $G = (V, E, T, \rho, \varsigma)$  do tipo TVG, onde o conjunto de vértices  $V = \Pi$  representa um conjunto finito de dispositivos móveis, também chamados de nós ou processos. Cada dispositivo possui um identificador único, uma *rádio* omnidirecional e segue um padrão de mobilidade baseado em três modelos: no *Voo de Levy* (MANDELBROT, 1983), no *Movimento Browniano* e no *Random Waypoint*. A visão de cada dispositivo está limitada ao alcance do seu *rádio* de comunicação, ou seja, cada dispositivo conhece a composição da sua vizinhança. Além disso, nenhum dispositivo possui necessariamente o conhecimento global da rede. Desta forma, as arestas em  $E$  interligam nós vizinhos. A função de presença  $\rho(e, t)$  retorna 1 ( $e$  existe no tempo  $t$ ) se, e somente se, no tempo  $t$  a distância euclidiana entre os vértices ligados por  $e$  é menor que o alcance do rádio de comunicação.

Seja  $R_v$  o raio de transmissão associado ao nó  $v$ , então todos os nós a uma distância máxima  $R_v$  de  $v$  são considerados seus vizinhos. Seja  $N_v^t$  o conjunto de vizinhos de  $v$  no tempo  $t \in T$  e  $E_v^t$  o conjunto de arestas de  $v$  no tempo  $t \in T$ , então o nó  $u \in N_v^t$  se e somente se  $(v, u) \in E_v^t$ , e tal que  $\rho((v, u), t) = 1$ . A densidade local do nó  $v$  é representada pelo grau de  $v$  no tempo  $t$ , dividido por  $R_v$ . O grau de  $v$  no tempo  $t$  é definido por  $Deg_v^t = |E_v^t|$ .

## 4.2 CÁLCULO DO TEMPO DA JORNADA

Para calcular a jornada máxima no TVG foi utilizado um protocolo simples de troca de mensagens aliado a um conjunto de listas de identificadores. Na Figura 4.3 podemos observar o fluxo principal do programa de cálculo da jornada máxima. Cada vértice do TVG possui uma lista que armazena os identificadores. Inicialmente, cada lista possui apenas o identificador do vértice ao qual pertence. Em seguida, cada dispositivo executa ciclicamente uma sequencia de três fases: *send*, *receive* e *process*. Durante a fase *send*, o dispositivo envia para todos os seus vizinhos sua lista contendo os identificadores conhecidos. Na fase *receive*, as mensagens enviadas na fase anterior são retiradas do *buffer* de entrada e recebidas por cada dispositivo. Por fim, durante a fase *process*, o dispositivo aplica a operação de união entre o conjunto de identificadores recebidos e a sua lista interna de conhecidos.

A Figura 4.4 apresenta o fluxograma da troca de listas entre dois dispositivos vizinhos que iniciam uma troca de mensagens. Nesta figura, cada boneco representa um dispositivo sem fio. Abaixo de cada boneco existe uma linha que representa as sequencias de fases executado pelo dispositivo. Essa sequência segue três fases: *send*, *receive* e *process*. Ao lado dos dispositivos e da linha de tempo de cada dispositivo existe uma sequencia de lista. Essa sequencia representa a evolução cronológica das listas de conhecidos de cada dispositivo. No exemplo da figura, o dispositivo “A” inicia sua sequencia conhecendo o seu próprio identificador e o identificador de um dispositivo “C”, conhecido em algum momento anterior. De forma análoga, o dispositivo “B” conhece a si mesmo e a um

outro dispositivo “D”. Durante a primeira fase, cada dispositivo envia uma mensagem (*send*) contendo a sua lista de identificadores conhecidos. Na fase seguinte (*receive*), cada dispositivo recebe as mensagens enviadas por seus vizinhos. No exemplo da Figura 4.4 “A” recebe as mensagens de “B” e vice-versa. Por fim, os dispositivos entram na fase de *process*, onde as listas recebidas durante a fase *receive* são unidas com a lista de conhecidos de cada dispositivo. Inicialmente as listas crescem de forma monotônica à medida que novos nós são descobertos. Além disso, a menor unidade de tempo do sistema é definida por uma fase, ou seja, cada ciclo de um dispositivo dura 3 unidades de tempo, 3 fases.

Caso exista no TVG uma jornada entre cada par de nós da rede, ao cabo de um tempo, por transitividade, cada lista individual irá conter todos os nós da rede. Desta forma, o *tempo da jornada máxima* será o instante de tempo em que todas as listas de identificadores estarão completas, contendo todos os identificadores dos nós presentes na rede.

Com o objetivo de isolar a influência da densidade na jornada máxima, para a troca das listas foi adotado um sistema de envio de mensagens sem falhas. Além disso, durante o cálculo da jornada máxima média entre os dispositivos, foram considerados apenas as jornadas entre os dispositivos que não apresentam falha, seja por sair da rede ou por falha de parada. Como apresentado na Seção 3.3, não existe a recuperação dos dispositivos falhos, além disso, quando um dispositivo deixa a rede ele retorna como um novo, com um novo identificador. Sendo assim, as jornadas que envolvem qualquer dispositivo falho terão o tempo igual a  $\infty$  visto que este dispositivo falho nunca mais enviará ou responderá uma mensagem. O efeito das falhas e entrada/saída dos dispositivos na rede têm influência direta na densidade da rede. As consequências da mudança de densidade serão observadas através de um experimento que será apresentado na Seção 4.3.

A Figura 4.5 ilustra os passos efetuados por um TVG de 4 nós. Em 4.5 (a), cada um deles apresenta uma lista contendo apenas os seus respectivos identificadores. Em 4.5 (b), os nós  $V2$  e  $V3$  tornam-se vizinhos, o mesmo acontece entre  $V1$  e  $V4$ , e promovem a união das suas listas. Finalmente, em 4.5 (c) mostra-se o instante em que a jornada

máxima é descoberta. Para a implementação dos modelos de TVG e mobilidade, foi utilizada a linguagem C++ para desenvolver um algoritmo próprio.

### 4.3 PARÂMETROS, CENÁRIO DE SIMULAÇÃO E MÉTRICAS

Os parâmetros considerados para implementação do modelo são três:

- *tamanho do ambiente*: correspondente a área do torus;
- *densidade global do ambiente*: equivalente ao total de dispositivos dividido pela área do torus;
- *parâmetro  $\alpha$*  aplicado na distribuição do voo de Levy (ver Função 2.1). Para esse parâmetro utilizou-se o valor que foi obtido do trabalho de (GONZALEZ; HIDALGO; BARABÁSI, 2008).

(GONZALEZ; HIDALGO; BARABÁSI, 2008) monitoraram a trajetória de 100.000 telefones móveis durante um período de seis meses. Ao final do estudo ficou demonstrado que as trajetórias dos usuários, dos telefones monitorados, apresentaram um modelo de *Levy Walk* com o expoente de escala  $\alpha = 1.75$ . Com base neste trabalho, escolhemos o valor de  $\alpha = 1.75$  para as simulações do nosso modelo. A área do torus é calculada através do parâmetro  $L$ , onde a área  $A$  é igual a  $L \times L$ . Os valores de  $L$  utilizados nas simulações seguem a seguinte lista: 100, 250, 500, 750, 1000, 1250, 1500. Por fim, o parâmetro que representa a densidade global de 0.0002 até 0.0011 com um incremento de 0.0001. A escolha pelo valor inicial de 0.0002 foi devido, essa densidade apresentar apenas 2 dispositivos no menor tamanho de torus ( $L \times L$ ) com  $L = 100$ . Dois dispositivos é o mínimo necessário para existir uma jornada.

O ciclo do modelo começa com a dispersão uniforme dos dispositivos sobre a área do torus. Após essa inicialização, cada dispositivo executa o conjunto de três fases (*send*, *receive* e *process*) ao mesmo tempo em que executa as caminhadas no ambiente com uma velocidade constante de 1m/fase.

Em cada execução foi registrado o *tempo máximo da formação da jornada na rede*, ou seja, o tempo em que todos os dispositivos completaram suas listas de identificadores. Além disso, o número de conexões de cada dispositivo em cada iteração foi registrado para obtermos a *densidade local* de cada dispositivo  $v$  no tempo  $t$ , i.e.,  $Deg_v^t$ . Com o objetivo de avaliar a influência de cada parâmetro no cálculo da jornada, em cada combinação dos parâmetros iniciais, o modelo foi executado 100 vezes. A partir destas 100 amostras, foi obtida uma média aritmética para o tempo de jornada máxima. Como o desvio padrão da média apresentou um valor cerca de  $10^{-2}$  do valor médio, a média obtida é aceitável e não se faz necessário a execução de mais amostras. Para análise dos dados obtidos, foi utilizada uma ferramenta estatística<sup>1</sup> que possibilitou obter os ajustes lineares e não-lineares apresentados neste trabalho.

Além do modelo de Levy, foram implementados os modelos de *Random Walk* e *Random Waypoint* para efeitos de comparação dos resultados. No caso do modelo RWP, o tempo de espera é escolhido aleatoriamente dentro de um limite de 20 fases. Os parâmetros e métricas utilizados no modelo de rede que usam *Levy Walk*, foram igualmente aplicados nos modelos de RWP e *Random Walk*.

#### 4.4 TRABALHOS RELACIONADOS

Nesta seção apresentamos uma revisão dos trabalhos encontrados na literatura sobre conectividade em redes móveis que utilizam os conceitos de grafos dinâmicos. Estes trabalhos adotam diferentes modelos de mobilidade, porém nenhum deles utiliza um modelo baseado no padrão de *Levy Walk*, como o utilizado no modelo de redes proposto nas seções anteriores deste Capítulo 4. Essa e outras comparações entre os modelos encontrados na literatura e o modelo proposto neste trabalho serão apresentados nos próximos parágrafos.

Trabalhos como os de (FERREIRA, 2004; BUI XUAN; FERREIRA; JARRY, 2002) propõem a utilização de grafos evolutivos para modelar as redes dinâmicas. Esta abor-

---

<sup>1</sup>Oringin Lab Pro 8®

dagem se diferencia um pouco da TVG (CASTEIGTS, 2011a, 2011b), dado que nesta os grafos evoluem com o tempo a partir de uma sequência de grafos estáticos. Vale destacar que o trabalho de (FERREIRA, 2004) também apresenta um conjunto de conceitos e métricas sobre jornadas em rede dinâmicas. Com base nessas métricas, (BUI XUAN; FERREIRA; JARRY, 2002) apresentam o cálculo de uma jornada mais curta e mais rápida numa rede dinâmica, como por exemplo, MANETs e sistemas de satélites em órbita terrestre baixa.

O trabalho de (BETTSTETTER, 2002) aborda o problema de conectividade em redes sem fio. O autor investiga a distribuição espacial dos dispositivos da rede e o seu efeito na conectividade. O trabalho estima a quantidade necessária de dispositivos para cobrir uma área com o objetivo de obter uma rede  $k$ -conexa. (XIANG; LIU; KUANG, 2010) também apresentam um trabalho analítico de investigação sobre a probabilidade de uma MANET ser  $k$ -conexa. Essa característica é importante em protocolos de tolerância a falhas, pois uma rede  $k$ -conexa suporta até  $k - 1$  falhas de nós sem que ocorra um particionamento da rede. Diferente do modelo de modelo adotado de mobilidade humana adotado neste trabalho, os modelos de mobilidade analisados por (BETTSTETTER, 2002; XIANG; LIU; KUANG, 2010) foram os de *Random Waypoint* e *Random Direction*. Além disso, os trabalhos de (BETTSTETTER, 2002; XIANG; LIU; KUANG, 2010) têm como objetivos manter a rede  $k$ -conexa durante todo o tempo, ou seja, manter durante todo o tempo  $k$  caminhos entre cada par de vértices da rede. De forma diferente, o nosso trabalho busca identificar se as redes são conexas no tempo, ou seja, se existe uma jornada no tempo entre cada par de vértices da rede.

O trabalho de (BETTSTETTER, 2004) apresenta um estudo analítico sobre limites probabilístico da conectividade em MANETs. O modelo de rede ad-hoc estudada é formada por um conjunto de nós espalhados em uma área bi-dimensional de tamanho finito. Os nós da rede apresentam um modelo de mobilidade do tipo *Random Waypoint*. Apresenta-se resultados sob três pontos de vista: (i) visão de um único nó, com o número de vizinhos de um nó; (ii) visão de dois nós, com a probabilidade de existir um caminho entre dois nós; e (iii) uma visão geral da rede, com a probabilidade de existir um caminho

entre quaisquer dois nós, ou seja, a probabilidade da rede ser conexa.

(CLEMENTI; MONTI; SILVESTRI, 2010; FOH, 2005) apresentam um estudo sobre o tempo de alcance de um *flooding* em redes ad-hoc. Utilizando o modelo de mobilidade *Manhattan*, o trabalho de (CLEMENTI; MONTI; SILVESTRI, 2010) apresenta um estudo analítico sobre a propagação de dados numa MANET. Como resultado o trabalho demonstra que o tempo de propagação no “subúrbio”, região mais esparsa, é tão rápido quanto na “zona central”, região mais densa. Ou seja, no modelo proposto por (CLEMENTI; MONTI; SILVESTRI, 2010), o tempo de disseminação da informação não sofre alterações significativas em densidades diferentes.

(FOH, 2005) apresentam uma caracterização da conectividade em redes ad-hoc. Esse estudo utiliza um modelo de mobilidade do tipo *Random Waypoint* sobre um ambiente unidimensional. Diferentemente, nosso trabalho faz um estudo sobre uma área bidimensional com um modelo de mobilidade de *Levy Walk* (observado no comportamento humano). (FOH, 2005) utilizou um ambiente unidimensional com *Random Waypoint*, pois o foco do seu estudo são redes ad-hoc que representam ônibus urbanos andando sobre uma via exclusiva de ônibus com paradas em estações.

(CLEMENTI, 2011) apresentam um estudo analítico sobre o limite máximo de tempo para o espalhamento de informações em redes ad-hoc. Os autores representaram a rede através de um modelo de grafos evolutivos, onde a existência de uma aresta no tempo é determinada por uma cadeia de Markov. Esse tipo de modelo engloba modelos de mobilidade como o *Random Waypoint* em uma esfera ou torus. Ele se diferencia do modelo proposto neste trabalho, por não adotar o *Levy Walk* como modelo de mobilidade.

(SRIVASTAVA, 2008) apresentam, a partir de dados reais, uma caracterização da topologia e do roteamento numa MANET. Os autores utilizaram dados reais obtidos durante o evento *Mobile Ad-hoc Network Interoperability and Cooperation* (MANIAC), que reúne um conjunto de universidades para o estudo da interoperabilidade e cooperação. Por se tratar de um experimento real, o número de nós em estudo foi relativamente pequeno, cerca de dezesseis nós. Como resultados, este trabalho demonstrou que as redes

apresentam um alto grau de conexão e aglomeração, o que resulta em um diâmetro pequeno. Com relação ao roteamento, os dados indicaram uma grande quantidade de *churn* (entrada e saída aleatória de nós), com as rotas sofrendo modificações constantemente.



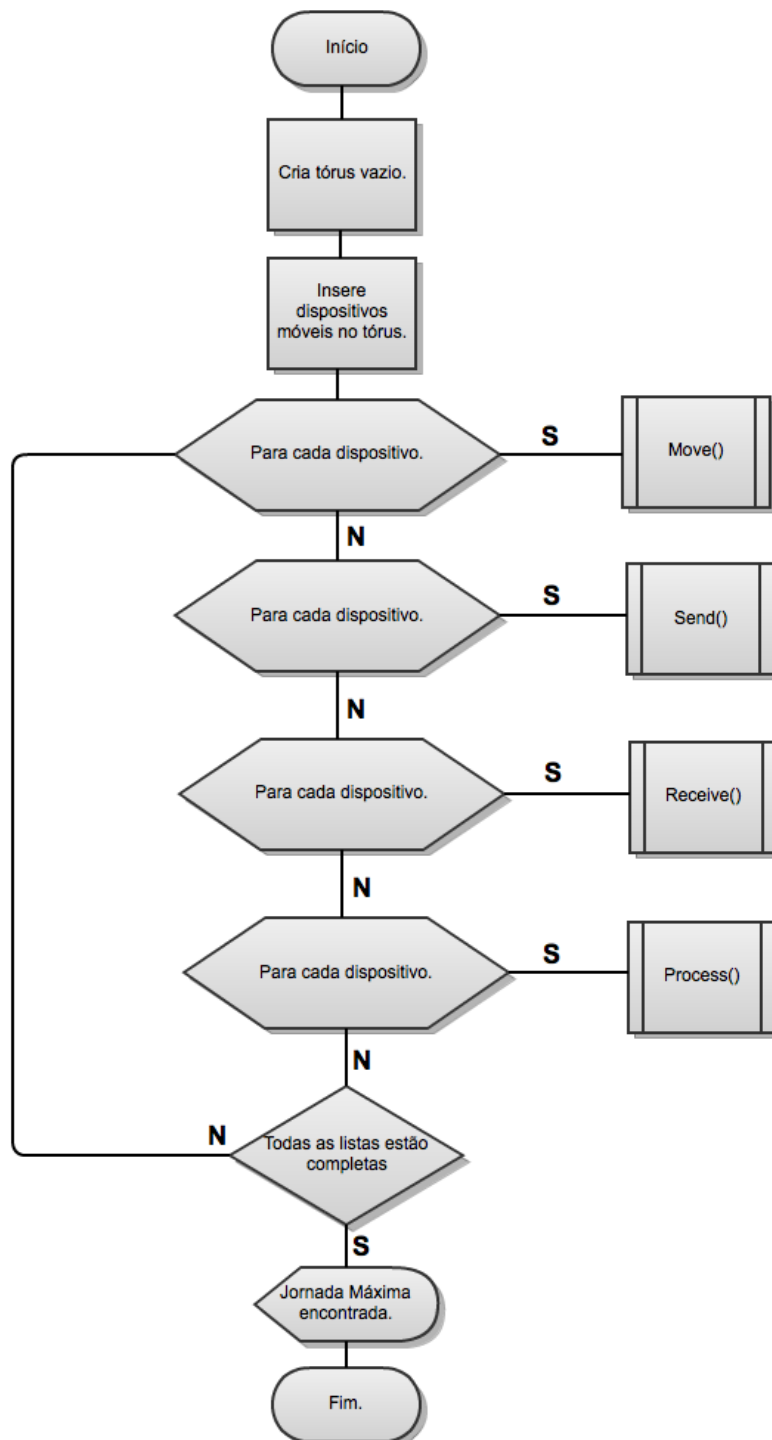


Figura 4.3: Fluxograma principal do algoritmo.

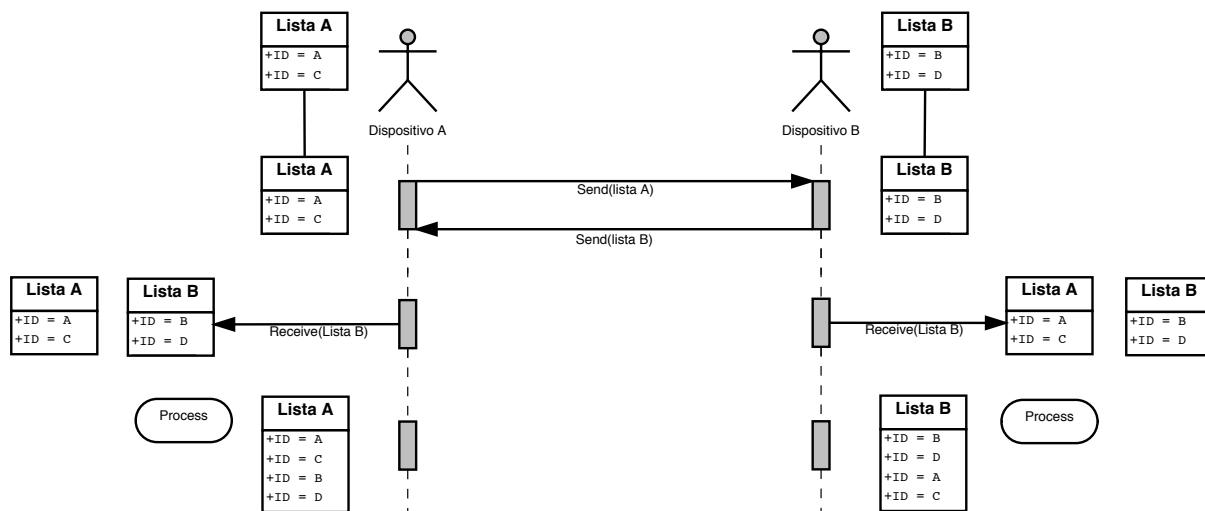


Figura 4.4: Fluxograma da Troca de Listas.

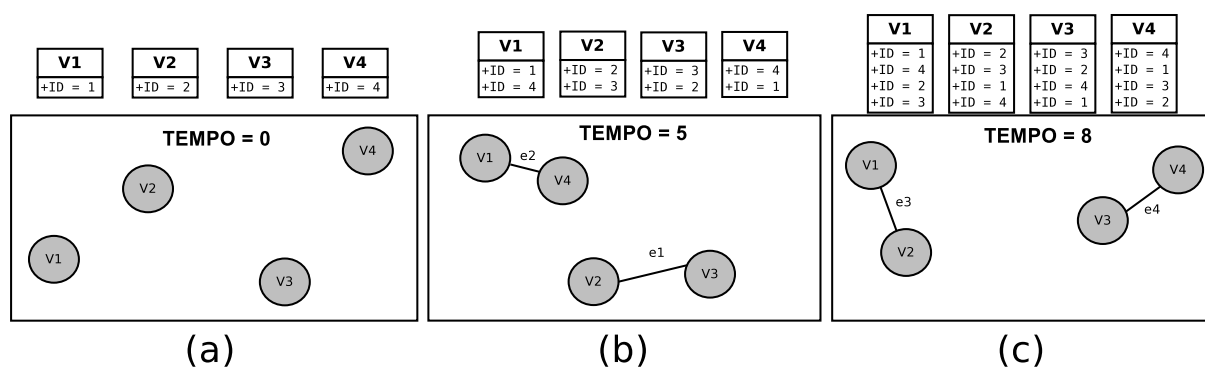


Figura 4.5: Sequência até a Jornada Máxima.

## CAPÍTULO 5

# AVALIAÇÃO DA CONECTIVIDADE DE REDES DINÂMICAS

Nesse capítulo iremos apresentar os principais resultados obtidos durante esse trabalho. Serão apresentadas as jornadas máximas médias para os três modelos de mobilidade considerados. Além de um estudo correlacionando os resultados dos modelos de *Random Waypoint* e *Browniano* com o modelo de *Levy*. Além disso, é apresentada uma relação entre as densidades locais e globais das redes estudadas, finalizando com uma função característica que relaciona a jornada máxima média com a densidade local da rede.

Os resultados empíricos acerca da jornada máxima média são de grande importância para os detectores de falhas, como o de (GREVE, 2011), na medida em que podem comprovar a suposição de que as redes dinâmicas com modelo de mobilidade humano são conexas no tempo. Além disso, os resultados deste trabalho demonstram que a jornada máxima média pode ser obtida em função da densidade global da rede utilizando um função exponencial decrescente. Partindo dessa relação entre densidade global e jornada máxima média, cria-se a necessidade de encontrar uma relação entre densidade global e local, visto que os dispositivos envolvidos na rede não possuem nenhum tipo de conhecimento acerca das propriedades globais da rede. Para atender a essa necessidade, o segundo resultado apresentado nessa seção demonstra através da observação da densidade global uma relação linear entre as densidade global e local. Com essa relação entre densidades globais e locais, o cálculo da jornada máxima média em função da densidade global, pode agora ser obtido em função da densidade local. Isso permite que cada dispositivo possa de forma independente calcular a jornada máxima média somente com observações locais. A seguir, serão descritos os detalhes de cada resultado encontrado neste trabalho.

## 5.1 DENSIDADE GLOBAL $\times$ JORNADA MÁXIMA

Os parâmetros iniciais de tamanho do ambiente e densidade foram combinados com o objetivo de comparar a influência da densidade no tempo de jornada máxima em ambientes de tamanhos variados. Para cada combinação foram obtidas 100 amostras da jornada máxima no TVG. De posse dessas amostras, o próximo passo foi verificar o comportamento característico da jornada máxima média com relação à densidade. A Figura 5.1 apresenta os resultados das jornadas máximas médias para cada um dos três modelos de mobilidade estudados: *Random Walk* ou Browniano (5.1a), Vôo de Levy (5.1b) e *Random Waypoint* (5.1c). Cada conjunto de pontos dos gráficos da Figura 5.1 representa uma área de torus ( $L \times L$ ) diferente. Na legenda são apresentados os valores de  $L$ . Podemos observar que em todos os gráficos da figura, para todos os tamanhos de torus, à medida em que a densidade de dispositivos aumenta, a jornada máxima média diminui. A Figura 5.2 apresenta a correlação entre as jornadas máximas médias do modelo de mobilidade *Levy Walk* com os outros dois modelos estudados, movimento browniano (5.2a) e *Random Waypoint* (5.2b). Cada ponto dos gráficos representa a jornada máxima média dos modelos para cada uma das densidades observadas. Aplicando um ajuste linear (linha vermelha) aos gráficos de correlação é possível perceber a similaridade entre os modelos estudados.

O gráfico da Figura 5.3 apresenta as jornadas máximas médias para cada condição inicial do modelo de *Levy Walk*. As barras verticais em cada ponto representam o desvio padrão amostral de um conjunto de 100 simulações. Analisando os dados em um gráfico semi-log, as grandezas se apresentam linearmente. Esse tipo de comportamento sugere uma relação do tipo exponencial. Neste caso especificamente, os dados se ajustam a uma função exponencial decrescente, esse comportamento é comprovado através de um ajuste não linear dada pela Função 5.1, veja a Figura 5.3. O ajuste de cada conjunto de dados é representado por uma linha contínua na Figura 5.3. A Função 5.1 foi utilizada no método de ajuste, o relatório com os valores do ajuste <sup>1</sup> pode ser observado na Tabela 5.1

---

<sup>1</sup>Os valores foram obtidos através de um programa de análise estatístico: Origin<sup>®</sup> 8

Na Função 5.1,  $y_0$  representa o *offset*,  $A$  representa a sua amplitude e  $\frac{-1}{t}$  representa a constante de decaimento da função exponencial.

Com base na função característica para o tempo de jornada máximo (Função 5.1), aumentando o tamanho de  $L$  temos algo equivalente a reduzir a densidade para zero. Neste caso, o limite da Função 5.1 com a densidade  $x$  tendendo a zero é igual a soma de duas constantes  $y_0$  e  $A$ , ver Função 5.2. Ou seja, mesmo num ambiente com uma quantidade esparsa de dispositivos, ainda assim, existirá uma jornada de tamanho máximo igual a  $y_0 + A$ .

Consideremos agora o caso contrário, onde existe uma super população de dispositivos, ou seja, a densidade do ambiente tende ao infinito. Neste caso a Função 5.1 tende para um valor igual a  $y_0$ , ver Função 5.3. Ou seja, mesmo no caso de um ambiente extremamente denso, ainda existirá uma jornada entre dois vértices do TVG.

*Conjunto de Funções*

$$y = f(x) = y_0 + Ae^{-\frac{x}{t}} \quad (5.1)$$

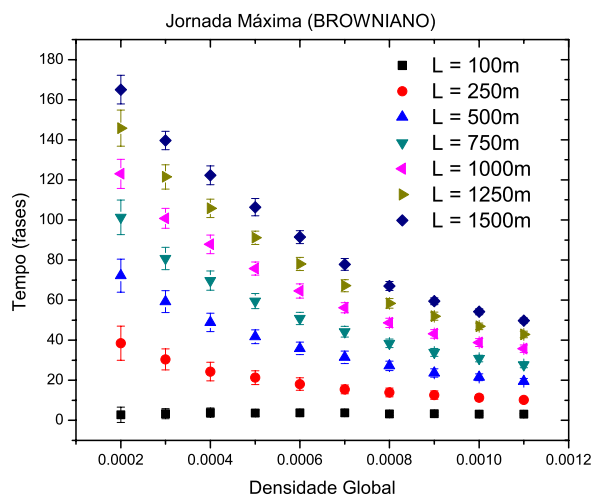
$$\lim_{x \rightarrow 0} f(x) = y_0 + A \quad (5.2)$$

$$\lim_{x \rightarrow \infty} f(x) = y_0 \quad (5.3)$$

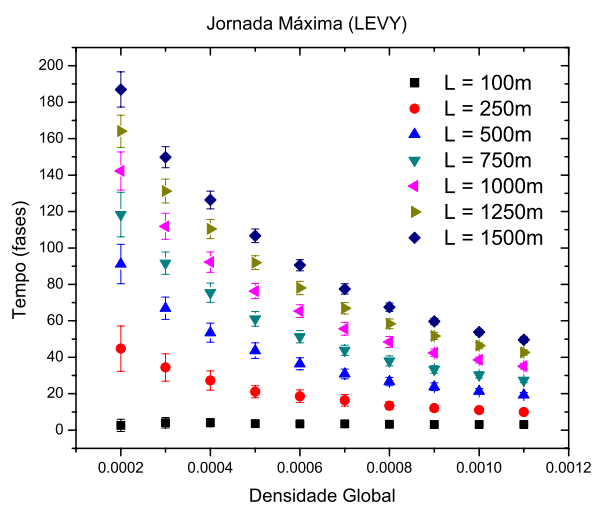
$$x = g(x') = ax' + b \quad (5.4)$$

$$f(g(x')) = y_0 + Ae^{-\frac{x}{t}} \quad (5.5)$$

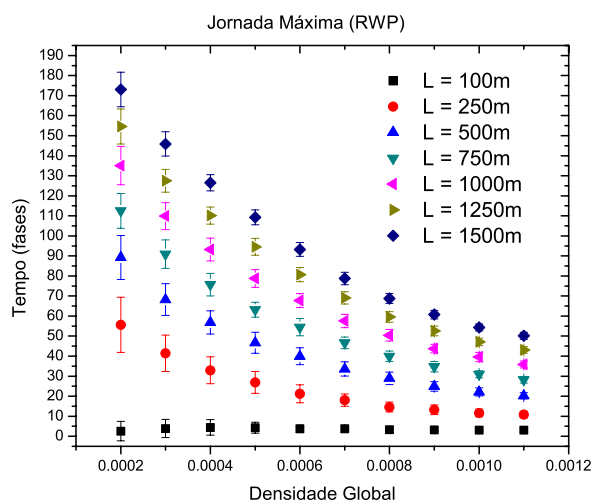
$$f(x') = y_0 + Ae^{-\frac{(ax'+b)}{t}} \quad (5.6)$$



(a) Browniano



(b) Vôo de Levy



(c) Random Waypoint

Figura 5.1: Densidade  $\times$  Jornada Máxima

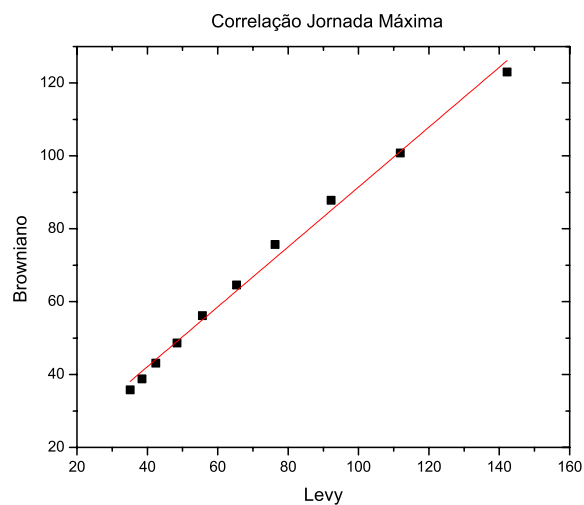
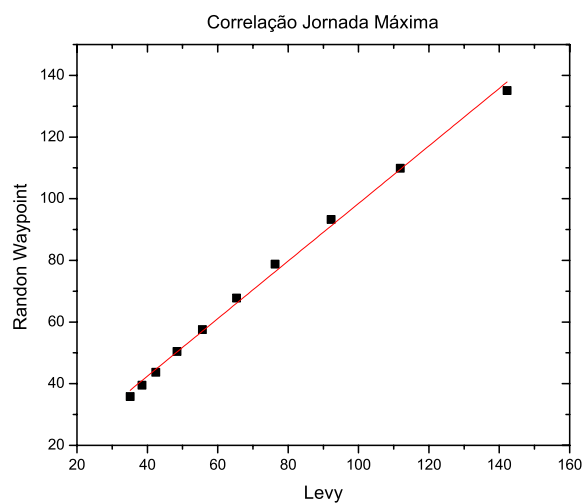
(a) Correlação Levy  $\times$  Browniano.(b) Correlação Levy  $\times$  Random Waypoint.

Figura 5.2: Correlação entre modelos de mobilidade.

**Conclusão:** Pelos resultados obtidos, deduz-se que em uma rede dinâmica, apesar da variação da densidade e área do ambiente podemos garantir a existência da propriedade de conectividade no tempo em redes dinâmicas. Isso é essencial para garantir o funcionamento correto de alguns dos detectores de falhas citados neste trabalho. Além disso, caracterizar o tempo da jornada máxima é importante para ajudar na escolha da estratégia de detecção durante o desenvolvimento detectores. Uma estratégia adequada

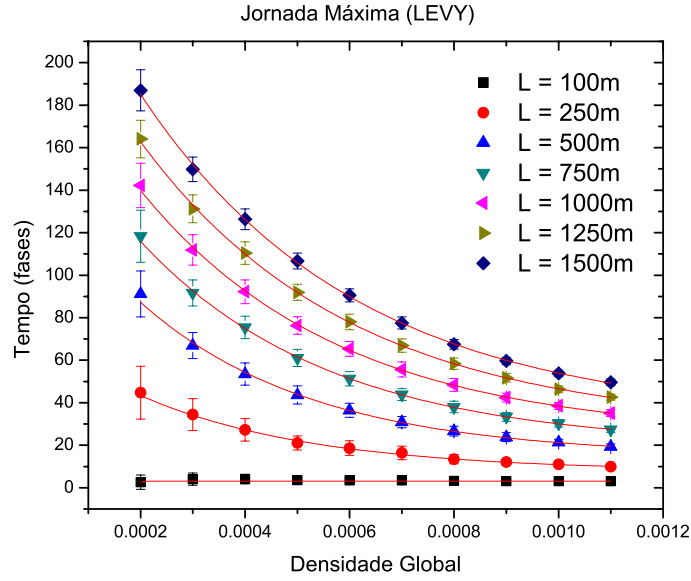


Figura 5.3: Densidade × Jornada Máxima (com ajuste)

$L(m)$	$y_0$	$A$	$t$
100	$3.14 \pm 0.07$	$-0.00000296 \times 10^{14} \pm 0.7 \times 10^{14}$	$0.00000891 \pm 0.1$
250	$7.71 \pm 0.5$	$6.53 \times 10^1 \pm 0.4 \times 10^1$	$3.31 \times 10^{-4} \pm 0.2 \times 10^{-4}$
500	$14.83 \pm 0.6$	$1.32 \times 10^2 \pm 0.04 \times 10^2$	$3.29 \times 10^{-4} \pm 0.1 \times 10^{-4}$
750	$19.56 \pm 0.5$	$1.67 \times 10^2 \pm 0.02 \times 10^2$	$3.60 \times 10^{-4} \pm 0.07 \times 10^{-4}$
1000	$24.26 \pm 0.7$	$1.95 \times 10^2 \pm 0.03 \times 10^2$	$3.81 \times 10^{-4} \pm 0.08 \times 10^{-4}$
1250	$28.25 \pm 0.6$	$2.21 \times 10^2 \pm 0.02 \times 10^2$	$4.00 \times 10^{-4} \pm 0.06 \times 10^{-4}$
1500	$32.04 \pm 1$	$2.48 \times 10^2 \pm 0.03 \times 10^2$	$4.11 \times 10^{-4} \pm 0.09 \times 10^{-4}$

Tabela 5.1: Relatório de Ajuste

diminui o tempo de detecção, recorrência/recuperação de falsas detecções, e finalmente aumenta a qualidade de serviço do detector. Ademais, a relação entre densidade e jornada máxima média pode ser utilizada na avaliação da qualidade de serviço dos detectores, relacionando o tempo da jornada máxima média com os tempo de detecção, recorrência de erros e duração de erros.



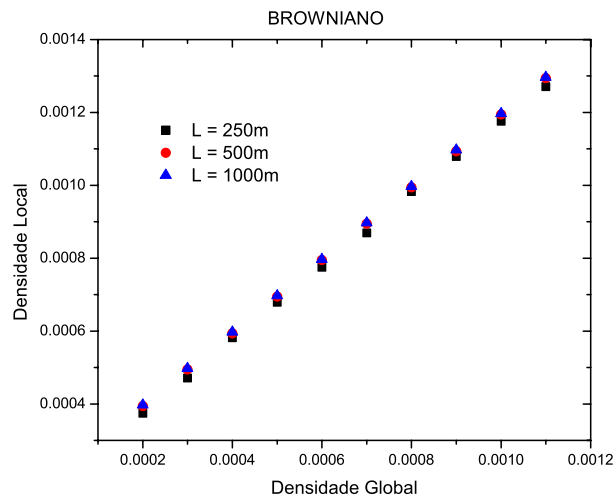
## 5.2 DENSIDADE GLOBAL $\times$ DENSIDADE LOCAL

A Função 5.1 descreve o comportamento da jornada máxima com base na densidade global do ambiente. Porém, como os vértices da rede possuem apenas uma visão local do sistema, estes não possuem o conhecimento da densidade global que permita utilizar essa função. Sem o parâmetro da Função 5.1, é preciso obter uma relação entre a densidade global e a densidade local. Como densidade local adotamos a quantidade de dispositivos dentro do rádio de comunicação de um dispositivo dividido pela área de alcance do rádio. Para obter essa relação, executamos cada modelo de mobilidade estudado para três tamanhos de torus diferentes:  $L = 250m$ ,  $L = 500m$  e  $L = 1000m$ . Para cada modelo, foram executadas 100 amostras durante um tempo de 1000 fases para cada uma das densidades apresentadas na Seção 4.3. Para cada execução foi obtida a densidade local média dos dispositivos presentes na rede, este resultado pode ser observado nos gráficos da Figura 5.4. Nesta figura, podemos observar que mesmo com a mudança dos modelos de mobilidade, a relação entre a densidade global e a densidade local da rede apresentam o mesmo padrão semelhante a uma reta.

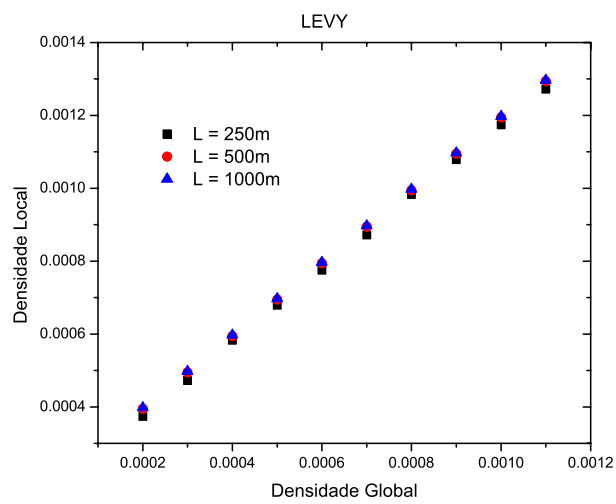
Para verificar esse comportamento linear, ampliamos a quantidade de densidades observadas para o modelo de *Levy Walk* em um torus com  $L = 250m$ . O número de densidade foi ampliado para verificar o desvio padrão das média obtidas durante a observação da densidade local, esse aumento não foi aplicado aos outros resultados devido ao alto custo computacional. O gráfico da Figura 5.5 que apresenta a densidade local média em função da densidade global. Nesse mesmo gráfico, aplicamos um ajuste linear com o objetivo de verificar que existe uma relação linear entre a densidade global do ambiente e a densidade local do dispositivo. Com isto podemos obter uma densidade global  $x$  a partir de uma densidade local  $x'$ , conforme a Função 5.4. Substituindo na Função 5.1, o valor da densidade global  $x$  pela Função 5.4, obtemos uma relação entre a densidade local e a jornada máxima do TVG:  $f(x') = y_0 + Ae^{-\frac{(ax'+b)}{t}}$ .

**Conclusão:** Com os resultados encontrados, demonstramos que existe uma relação linear entre as densidades globais e locais. Com essa relação, o cálculo da jornada máxima

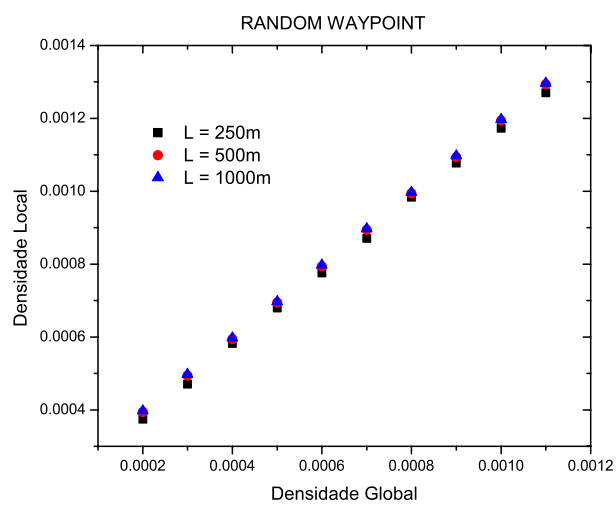
média obtido na Seção 5.1 pode ser efetuado apenas com as informações locais de cada dispositivo da rede. Uma vez que essa função necessita apenas da informação local da densidade, essa função pode ser utilizada, em trabalhos futuros, por protocolos de detecção de falhas em redes dinâmicas onde os participantes são desconhecidos.



(a) Browniano

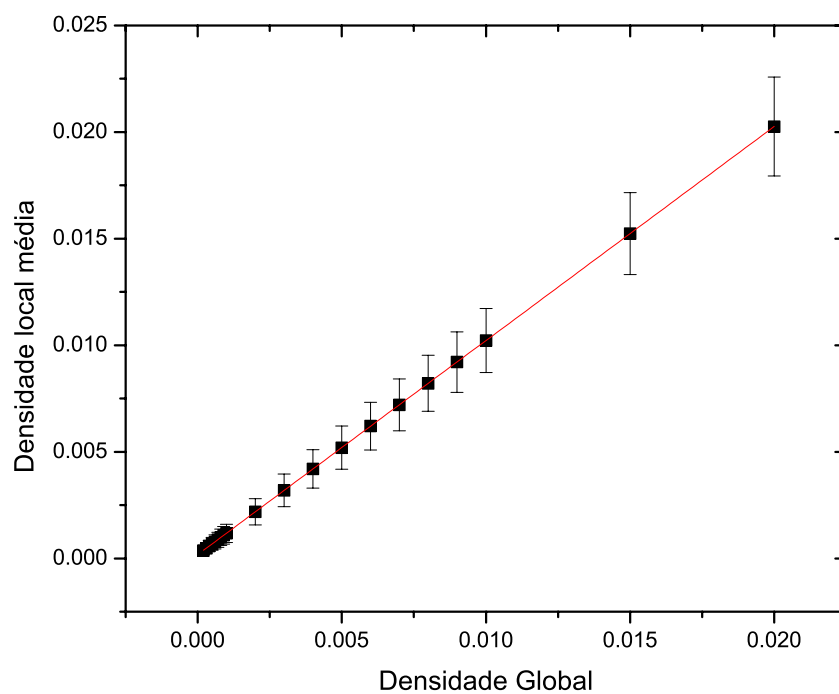


(b) Vôo de Levy



(c) Random Waypoint

Figura 5.4: Densidade Global  $\times$  Densidade Local

Figura 5.5: Densidade Global  $\times$  Densidade Local (com ajuste)

# CONCLUSÕES

Este trabalho estudou o comportamento de uma rede dinâmica representada através de um *Time-Varying Graphs* (TVG), considerando-se também um padrão de mobilidade baseado no voo de Levy. Acreditamos que, embora não usual, tal modelo de mobilidade seja mais adequado para uma rede dinâmica formada por dispositivos associados a humanos. O seu principal objetivo foi o de avaliar o grau de conectividade das redes através do cálculo de tempo das jornadas formadas entre os diversos dispositivos. Como resultados das simulações, obteve-se uma equação característica do tempo de jornada máxima do TVG em função da densidade local de cada dispositivo da rede. A obtenção de tal função característica comprova que em uma rede dinâmica, apesar da variação da densidade (retirada ou inserção de vértices), ainda existirá uma jornada no tempo entre quaisquer dois vértices do TVG. Com isso, podemos concluir que as redes dinâmicas aqui estudadas representam a classe 3 dos TVGs, a classe dos TVGs conexos no tempo. A comprovação de que esses grafos são conexos no tempo é importante para alguns protocolos de tolerância a falhas e detectores de falhas em redes dinâmicas. Detectores como o de (GREVE, 2011) utilizam essa afirmação para provar que o algoritmo proposto funciona de forma correta, garantindo a abrangência e exatidão definidos no projeto do detector.

Adicionalmente, a equação característica poderá ser usada como parâmetro para aprimorar protocolos distribuídos confiáveis, e mais particularmente, detectores de falhas não-confiáveis. Nesse caso específico, a equação poderá ser usada para balizar o tempo de emissão de mensagens de *heartbeat* ou tempo de emissão/recepção de mensagens de QUERY-RESPONSE, comumente adotados pelos protocolos de detecção. Através da equação característica, podemos obter o tempo de uma jornada máxima média através das observações locais de cada dispositivo.

Como trabalhos futuros, pretendemos usar as medidas e equação obtidas para propor

uma implementação eficiente do protocolo de detecção de falhas em (GREVE, 2011). Durante a implementação de cada dispositivo, pode ser adicionada aos protocolos distribuídos um mecanismo que armazene uma janela temporal contendo o conjunto das densidade locais mais recente. Através dessa janela, cada dispositivo pode obter uma densidade média local e posteriormente aplicar na equação característica da jornada, obtendo assim uma referência para o tempo de espera entre as mensagens enviadas e suas respectivas respostas. Esse mecanismo funcionando com observações locais e com a utilização de uma janela temporal, garante que o valor calculado para a jornada máxima média irá se adaptar às mudanças da topologia da rede, com entrada e saída de nós da rede. Essas mudanças afetam diretamente a densidade global da rede que, como foi visto nos resultados, apresenta uma relação linear com a densidade local. Ou seja, as mudanças topológicas da rede serão capturadas também pela observação da densidade local.

## REFERÊNCIAS

- ABDALLA, G.; ABU-RGHEFF, M.; SENOUCI, S. Current trends in vehicular ad hoc networks. *Ubiquitous Computing and Communication Journal*, Citeseer, p. 1–9, 2007.
- ANDROUTSELLIS-THEOTOKIS, S.; SPINELLIS, D. A survey of peer-to-peer content distribution technologies. *ACM Computing Surveys (CSUR)*, ACM, v. 36, n. 4, p. 335–371, 2004.
- ARANTES, L.; GREVE, F.; SENS, P. *Handbook of Research on Mobility and Computing*. IGI Global, 2011. 1039-1055 p. Disponível em: <<http://www.igi-global.com/chapter/unreliable-failure-detectors-mobile-hoc/50638/>>.
- AVIZIENIS, A. et al. Basic concepts and taxonomy of dependable and secure computing. *Dependable and Secure Computing, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 1, n. 1, p. 11–33, 2004.
- BAI, F.; HELMY, A. A survey of mobility models. *Wireless Adhoc Networks. University of Southern California, USA*, v. 206, 2004.
- BARABÁSI, A.; STANLEY, H. *Fractal concepts in surface growth*. [S.l.]: Cambridge Univ Pr, 1995.
- BASILE, C.; KILLIJIAN, M.; POWELL, D. A survey of dependability issues in mobile wireless networks. *LAAS CNRS Toulouse, France, Tech. Rep*, Citeseer, 2003.
- BETTSTETTER, C. On the minimum node degree and connectivity of a wireless multihop network. In: ACM. *Proceedings of the 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*. [S.l.], 2002. p. 80–91.
- BETTSTETTER, C. On the connectivity of ad hoc networks. *The Computer Journal*, Br Computer Soc, v. 47, n. 4, p. 432–447, 2004.
- BETTSTETTER, C.; RESTA, G.; SANTI, P. The node distribution of the random waypoint mobility model for wireless ad hoc networks. *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 2, n. 3, p. 257–269, 2003.
- BUI XUAN, B.; FERREIRA, A.; JARRY, A. *Computing shortest, fastest, and foremost journeys in dynamic networks*. [S.l.], out. 2002. Disponível em: <<http://hal.inria.fr/inria-00071996/en/>>.

- CAMP, T.; BOLENG, J.; DAVIES, V. A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wireless communications and mobile computing*, Wiley Online Library, v. 2, n. 5, p. 483–502, 2002.
- CAO, J. et al. The eventual leadership in dynamic mobile networking environments. In: IEEE. *Dependable Computing, 2007. PRDC 2007. 13th Pacific Rim International Symposium on*. [S.l.], 2007. p. 123–130.
- CASTEIGTS, A.; CHAUMETTE, S.; FERREIRA, A. Characterizing topological assumptions of distributed algorithms in dynamic networks. In: *Structural Information and Communication Complexity Conf.* [S.l.: s.n.], 2010. p. 126–140.
- CASTEIGTS, A. et al. *Deterministic Computations in Time-Varying Graphs: Broadcasting under Unstructured Mobility*. 2010.
- CASTEIGTS, A. et al. *Time-varying graphs and dynamic networks*. [S.l.], 2011. 20 p.
- CASTEIGTS, A. et al. Time-varying graphs and dynamic networks. *Ad-hoc, Mobile, and Wireless Networks*, Springer, p. 346–359, 2011.
- CHANDRA, T.; HADZILACOS, V.; TOUEG, S. The weakest failure detector for solving consensus. *Journal of the ACM (JACM)*, ACM, v. 43, n. 4, p. 685–722, 1996.
- CHANDRA, T.; TOUEG, S. Unreliable failure detectors for reliable distributed systems. *Journal of the ACM*, v. 43, n. 2, p. 225–267, mar. 1996.
- CHANDY, K.; MISRA, J. How processes learn. *Distributed computing*, Springer, v. 1, n. 1, p. 40–52, 1986.
- CHEN, W.; TOUEG, S.; AGUILERA, M. On the quality of service of failure detectors. *Computers, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 51, n. 5, p. 561–580, 2002.
- CHIANG, C.; GERLA, M. On-demand multicast in mobile wireless networks. In: IEEE. *Network Protocols, 1998. Proceedings. Sixth International Conference on*. [S.l.], 1998. p. 262–270.
- CLEMENTI, A. et al. Information spreading in stationary markovian evolving graphs. *Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on*, IEEE, v. 22, n. 9, p. 1425–1432, 2011.
- CLEMENTI, A.; MONTI, A.; SILVESTRI, R. Fast flooding over manhattan. *Arxiv preprint arXiv:1002.3757*, 2010.
- DELOITTE. *10th edition of Deloitte's Predictions for the technology, media & telecommunications (TMT) sector*. [S.l.], 2011.
- DELOITTE. *Technology, Media & Telecommunications Predictions*. [S.l.], 2012.



- DESAI, M.; MANJUNATH, D. On the connectivity in finite ad hoc networks. *Communications Letters, IEEE*, IEEE, v. 6, n. 10, p. 437–439, 2002.
- DIJKSTRA, E. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische mathematik*, Springer, v. 1, n. 1, p. 269–271, 1959.
- DWORK, C.; LYNCH, N.; STOCKMEYER, L. Consensus in the presence of partial synchrony. *Journal of the ACM (JACM)*, ACM, v. 35, n. 2, p. 288–323, 1988.
- EINSTEIN, A. *Investigations on the Theory of the Brownian Movement*. [S.l.]: Dover Pubns, 1956.
- FELBER, P. et al. Failure detectors as first class objects. In: IEEE. *Distributed Objects and Applications, 1999. Proceedings of the International Symposium on*. [S.l.], 1999. p. 132–141.
- FERREIRA, A. On models and algorithms for dynamic communication networks: The case for evolving graphs. In: *In Proc. ALGOTEL*. [S.l.: s.n.], 2002.
- FERREIRA, A. Building a reference combinatorial model for manets. *Network, IEEE*, IEEE, v. 18, n. 5, p. 24–29, 2004.
- FLOCCHINI, P.; MANS, B.; SANTORO, N. Exploration of periodically varying graphs. *Algorithms and Computation*, Springer, p. 534–543, 2009.
- FOH, C. et al. Network connectivity of one-dimensional manets with random waypoint movement. *Communications Letters, IEEE*, IEEE, v. 9, n. 1, p. 31–33, 2005.
- FRIEDMAN, R.; TCHARNY, G. Evaluating failure detection in mobile ad-hoc networks. *Int. Journal of Wireless and Mobile Computing*, Citeseer, v. 1, n. 8, 2005.
- GAO, L. et al. Throughput and delay scaling in supportive two-tier networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, IEEE, v. 30, n. 2, p. 415–424, 2012.
- GARCIA-LUNA-ACEVES, J.; SPOHN, M. Source-tree routing in wireless networks. In: IEEE. *Network Protocols, 1999.(ICNP'99) Proceedings. Seventh International Conference on*. [S.l.], 1999. p. 273–282.
- GONZALEZ, M.; HIDALGO, C.; BARABÁSI, A. Understanding individual human mobility patterns. *Nature*, Nature Publishing Group, v. 453, n. 7196, p. 779–782, 2008.
- GORANTALA, K. Routing protocols in mobile ad-hoc networks. *Umea University, Sweden*, Citeseer, 2006.
- GREVE, F. et al. A failure detector for wireless networks with unknown membership. In: *Euro-Par Conference, LNCS 6853*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 27–38.

- JIMÉNEZ, E.; ARÉVALO, S.; FERNÁNDEZ, A. Implementing unreliable failure detectors with unknown membership. *Information Processing Letters*, Elsevier North-Holland, Inc., v. 100, n. 2, p. 60–63, 2006.
- JOVANOVIC, M.; ANNEXSTEIN, F.; BERMAN, K. Scalability issues in large peer-to-peer networks-a case study of gnutella. *University of Cincinnati Technical Report*, 2001.
- KEMPE, D.; KLEINBERG, J.; KUMAR, A. Connectivity and inference problems for temporal networks. In: ACM. *Proceedings of the thirty-second annual ACM symposium on Theory of computing*. [S.l.], 2000. p. 504–513.
- KHALEDI, M. et al. Mobility analyzer: a framework for analysis and recognition of mobility traces in mobile ad-hoc networks. In: IEEE. *New Technologies, Mobility and Security (NTMS), 2009 3rd International Conference on*. [S.l.], 2009. p. 1–5.
- KOSTAKOS, V. Temporal graphs. *Physica A: Statistical Mechanics and its Applications*, Elsevier, v. 388, n. 6, p. 1007–1023, 2009.
- LESKOVEC, J.; KLEINBERG, J.; FALOUTSOS, C. Graph evolution: Densification and shrinking diameters. *ACM Transactions on Knowledge Discovery from Data (TKDD)*, ACM, v. 1, n. 1, p. 2, 2007.
- LITOVSKY, I.; SOPENA, E. Graph relabelling systems and distributed algorithms. In: *Handbook of Graph Grammars and Computing by Graph Transformation. Concurrency, Parallelism, and Distribution*. [S.l.: s.n.], 1999. v. 3, p. 1–56.
- MANDELBROT, B. *The fractal geometry of nature*. [S.l.]: Wh Freeman, 1983. 289–289 p.
- MOSTEFAOUI, A.; MOURGAYA, E.; RAYNAL, M. Asynchronous implementation of failure detectors. In: *Proc. Int'l IEEE Conference on Dependable Systems and Networks (DSN'03)*. [S.l.: s.n.]. p. 351–360.
- MOY, J. Open shortest path first version 2. 1997.
- NEJDL, W. et al. Edutella: a p2p networking infrastructure based on rdf. In: ACM. *Proceedings of the 11th international conference on World Wide Web*. [S.l.], 2002. p. 604–615.
- OLIVEIRA, T. de et al. Evaluating the impact of faults on broadcasting protocols for manets.
- RATNASAMY, S. et al. A scalable content-addressable network. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, ACM, v. 31, n. 4, p. 161–172, 2001.
- RHEE, I. et al. On the levy-walk nature of human mobility. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, IEEE, v. 19, n. 3, p. 630–643, 2011.

- ROCHA, J. et al. Peer-to-peer: Computação colaborativa na internet. *Minicurso, Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, 2004.
- SAILHAN, F.; ISSARNY, V. Scalable service discovery for manet. In: IEEE. *Pervasive Computing and Communications, 2005. PerCom 2005. Third IEEE International Conference on*. [S.l.], 2005. p. 235–244.
- SENS, P. et al. Um Detector de Falhas Assíncrono para Redes Móveis e Auto-Organizáveis. In: *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos*. Rio de Janeiro, RJ, Brazil: [s.n.], 2008.
- SHEU, J.; JIE, W. *Handbook on Theoretical and Algorithmic Aspects of Sensor, Ad Hoc Wireless, and Peer-to-Peer Networks*. [S.l.]: Auerbach Publishers, 2005.
- SRIDHAR, N. Decentralized local failure detection in dynamic distributed systems. IEEE Computer Society, 2006.
- SRIVASTAVA, V. et al. Characterizing mobile ad hoc networks: the maniac challenge experiment. In: ACM. *Proceedings of the third ACM international workshop on Wireless network testbeds, experimental evaluation and characterization*. [S.l.], 2008. p. 65–72.
- STOICA, I. et al. Chord: a scalable peer-to-peer lookup protocol for internet applications. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, IEEE, v. 11, n. 1, p. 17–32, 2003.
- TAI, A.; TSO, K.; SANDERS, W. Cluster-based failure detection service for large-scale ad hoc wireless network applications. In: IEEE. *Dependable Systems and Networks, 2004 International Conference on*. [S.l.], 2004. p. 805–814.
- TANG, J. et al. Characterising temporal distance and reachability in mobile and online social networks. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, ACM, v. 40, n. 1, p. 118–124, 2010.
- WISCHHOF, L. *Self-Organizing Communication in Vehicular Ad Hoc Networks*. [S.l.]: Universitätsbibliothek, 2007.
- XIANG, H.; LIU, J.; KUANG, J. Minimum node degree and connectivity of two-dimensional manets under random waypoint mobility model. In: IEEE. *Computer and Information Technology (CIT), 2010 IEEE 10th International Conference on*. [S.l.], 2010. p. 2800–2805.



## TERMO DE AUTORIZAÇÃO PARA PUBLICAÇÃO DIGITAL NA BIBLIOTECA DIGITAL DA UFBA

### 1 Identificação do tipo de documento

Tese [  ] Dissertação [  ] Monografia [  ] Trabalho de Conclusão de Curso [  ]

### 2 Identificação do autor e do documento

Nome completo: \_\_\_\_\_

CPF: \_\_\_\_\_

Telefone: \_\_\_\_\_ e-mail: \_\_\_\_\_

Programa/Curso de Pós-Graduação/Graduação/Especialização: \_\_\_\_\_

Título do documento: \_\_\_\_\_

Data da defesa: \_\_/\_\_/\_\_

### 3 Autorização para publicação na Biblioteca Digital da UFBA

Autorizo com base no disposto na Lei Federal nº 9.610, de 19 de fevereiro de 1998 e na Lei nº 10.973, de 2 de dezembro de 2004, a Universidade Federal da Bahia (UFBA) disponibilizar gratuitamente sem ressarcimento dos direitos autorais, o documento supracitado, de minha autoria, na Biblioteca Digital da UFBA para fins de leitura e/ou impressão pela Internet a título de divulgação da produção científica gerada pela Universidade.

Texto completo [  ] Texto parcial [  ]

Em caso de autorização parcial, especifique a (s) parte(s) do texto que deverão ser disponibilizadas:

\_\_\_\_\_  
\_\_\_\_\_

\_\_\_\_\_, \_\_/\_\_/\_\_  
Local Data

\_\_\_\_\_  
Assinatura do (a) autor (a) ou seu representante legal

### 4 Restrições de acesso ao documento

Documento confidencial? [  ] Não

[  ] Sim Justifique: \_\_\_\_\_

Informe a data a partir da qual poderá ser disponibilizado na Biblioteca Digital da UFBA:

\_\_/\_\_/\_\_\_\_ [  ] Sem previsão

Assinatura do Orientador: \_\_\_\_\_ (Opcional)

O documento está sujeito ao registro de patente? Não [  ]

Sim [  ]

O documento pode vir a ser publicado como livro? Sim [  ]

Não [  ]

Preencher em três vias. A primeira via deste formulário deve ser encaminhada ao Sistema de Bibliotecas da UFBA/Biblioteca Central; a segunda deve ser enviada para a Biblioteca de sua Unidade, juntamente com o arquivo contendo o documento; a terceira via deve permanecer no Programa de Pós-Graduação para o registro do certificado de conclusão do Curso.

Universidade Federal da Bahia  
Sistema de Biblioteca da UFBA  
Grupo Técnico da Biblioteca Digital da UFBA



CADASTRO DE INFORMAÇÕES PARA PUBLICAÇÃO DIGITAL  
NA BIBLIOTECA DIGITAL DA UFBA

<b>1. Identificação do tipo de material</b>	
Tese ( )    Dissertação ( )    Monografia ( )    Trabalho de Conclusão de Curso ( )	
<b>2. Colegiado do Curso de Pós-Graduação:</b>	
Título:	
Autor(a):	
CPF:	<i>E-mail:</i>
Orientador(a) :	
Nome:	
CPF:	<i>E-mail</i>
Co-Orientadores	
Nome:	
CPF:	<i>E-mail</i>
<b>Membros da Banca</b>	
Nome:	
CPF:	<i>E-mail</i>
Nome:	
CPF:	<i>E-mail</i>
Nome:	
CPF:	<i>E-mail</i>
Nome:	
CPF:	<i>E-mail</i>
Data de Homologação Pós Graduação:	
Financiadores:	
Data:	
Assinatura:	

Salvador, 09/04/2013

## DECLARAÇÃO

Declaro para os devidos fins que o texto final apresentado para a conclusão do meu curso de Mestrado em Mecatrônica da Universidade Federal da Bahia é de minha autoria. Declaro também que quaisquer informações utilizadas neste texto, mas que sejam provenientes de outros trabalhos tem fonte claramente expressa e, quando for o caso, foram devidamente autorizadas pelo(s) respectivo(s) autor(es).

---

Nome: Alex Novaes de Santana  
CPF: 012.963.825-08