



UNIVERSIDADE ESTADUAL DO CEARÁ

FILIPE MACIEL ROBERTO

**UM MECANISMO DE DIFUSÃO PARA REDES VANETS
BASEADO EM CINEMÁTICA E TEORIA DOS JOGOS.**

FORTALEZA - CEARÁ

2010

FILIPPE MACIEL ROBERTO

**UM MECANISMO DE DIFUSÃO PARA REDES VANETS BASEADO EM
CINEMÁTICA E TEORIA DOS JOGOS.**

Dissertação apresentada no Curso de Mestrado Acadêmico em Ciência da Computação do Centro de Ciências e Tecnologia da Universidade Estadual do Ceará, como requisito parcial para obtenção do grau de Mestre em Ciência da Computação.

Orientador: Prof. Dr. Joaquim Celestino Júnior

FORTALEZA - CEARÁ

2010

000	Roberto, Filipe Maciel. Um mecanismo de difusão para redes VANETs baseado em Cinemática e Teoria dos Jogos. / Filipe Maciel Roberto. – Fortaleza, 2010. 80 p.;il. Orientador: Prof. Dr. Prof. Dr. Joaquim Celestino Júnior Dissertação (Mestrado Acadêmico em Ciência da Computação) - Universidade Estadual do Ceará, Centro de Ciências e Tecnologia. 1. Cinemática 2. Teoria dos Jogos 3. Broadcast 4. VANETs 5. I. Universidade Estadual do Ceará, Centro de Ciências e Tecnologia.
-----	--

FILIPPE MACIEL ROBERTO

**UM MECANISMO DE DIFUSÃO PARA REDES VANETS BASEADO EM
CINEMÁTICA E TEORIA DOS JOGOS.**

Dissertação apresentada no Curso de Mestrado Acadêmico em Ciência da Computação do Centro de Ciências e Tecnologia da Universidade Estadual do Ceará, como requisito parcial para obtenção do grau de Mestre.

Aprovada em: 00/00/0000

BANCA EXAMINADORA

Prof. Dr. Joaquim Celestino Júnior
Universidade Estadual do Ceará – UECE
Orientador

Prof. Dr. José Marcos Silva Nogueira
Universidade Federal de Minas Gerais –
UFMG

Prof. Dr. Jose Neuman de Souza
Universidade Federal do Ceará – UFC

Prof. Dr. Gerardo Valdísio Rodrigues Viana
Universidade Estadual do Ceará – UECE

AGRADECIMENTOS

À Deus e aos meus pais.

Aos amigos e colegas da UECE, pela ajuda e amizade.

Ao professor Joaquim Celestino Júnior pela orientação e oportunidades.

Ao professor Edmundo de Souza e Silva pelo apoio e prestatividade.

*“O otimista é um tolo. O pessimista,
um chato. Bom mesmo é ser um rea-
lista esperançoso.”*
Ariano Suassuna

RESUMO

O grande aumento no consumo de veículos experimentado ultimamente não foi acompanhado, de forma satisfatória, pelos sistemas viários e planejamento urbano. A incorporação dos automóveis na rotina de uma comunidade acarreta um importante problema social: a diminuição da qualidade de vida e o aumento da agressividade dos motoristas. O custo deste cenário é significativamente grande para um país. Pressionados por este problema, governos e indústrias estão investindo em tecnologias para tornar possível um sistema de transporte inteligente. As VANETs são a arquitetura mais viável para a elaboração desse sistema, por serem construídas sob demanda, sem coordenação central e serem colaborativas. Porém, a comunicação entre os nós da rede exige uma confiabilidade na entrega da informação, uma penetração da informação e um tempo restrito de entrega inexistentes nas redes *Ad hoc* móveis tradicionais. Esta demanda, principalmente das aplicações de segurança, entra em conflito com um problema já bem conhecido das redes *Ad Hoc*: a *Tempestade Broadcast*. O objetivo desta dissertação é projetar e desenvolver um protocolo *Broadcast* para as VANETS que utilize as informações disponíveis sobre a mobilidade da rede e tome uma decisão racional sobre o roteamento, com o objetivo de reduzir o atraso, a perda e a sobrecarga de dados na rede.

Palavras-Chave: Cinemática. Teoria dos Jogos. Broadcast. VANETs.

ABSTRACT

The large increase in consumption of vehicles lately has not been matched in a satisfactory manner by the road systems and by the urban planning. The incorporation of cars in the routine of a community entails a major social problem: the decline of quality of life and increased aggressiveness of drivers. The cost of this scenario is high for a country. Pressured by this problem, governments and industries are investing in technologies to make possible an intelligent transport system. VANETs are the most viable architecture for the development of this system because it is built on demand, without central coordination and it is collaborative. However, communication between network nodes requires a delivery reliability of the information, a penetration of information and a restricted time of delivery non-existent in traditional mobile ad hoc networks. This demand, mainly in security applications, conflicts with an already well-known problem of Ad Hoc Networks: The Broadcast Storm. The objective of this master thesis is to design and develop a broadcast protocol for VANETs that uses available information about the mobility of a network and takes a rational decision about the routing, aiming to reduce the delay, loss and data overhead in the network.

Keywords: Game Theory. Kinetics. Broadcast. VANETs.

LISTA DE FIGURAS

Figura 1	Custo médio associado às pessoas.	16
Figura 2	Componentes do WAVE. (UZCATEGUI; SUCRE; ACOSTA-MARUM, 2009) ...	18
Figura 3	Arquitetura WAVE.(UZCATEGUI; SUCRE; ACOSTA-MARUM, 2009) ...	18
Figura 4	Organização da Dissertação.	21
Figura 5	CSMA/CA.	24
Figura 6	Quantidade de mensagens necessária para alcançar todos os nós.	25
Figura 7	Cobertura adicional esperada a cada retransmissão.	26
Figura 8	Probabilidade de encontrar o meio desocupado.	26
Figura 9	Estatísticas de propagação do broadcast(WISITPONGPHAN et al., 2007). .	27
Figura 10	Mensagem HELLO.	29
Figura 11	Probabilidade de existência de uma trajetória estável.(HäRRI; BONNET; FILALI, 2008)	30
Figura 12	Taxonomia de técnicas de broadcast.	36
Figura 13	Esquemas propostos por (WISITPONGPHAN et al., 2007).(a) Weighted-p, (b) Slotted-1 e (c) Slotted-p	40
Figura 14	Representação da cobertura.	41
Figura 15	Algoritmo de (FAN, 2007)	45
Figura 16	Estados de um nó em (ZHANG; SU; CHEN, 2006).	47

Figura 17	Divisão do tempo no canal CRC.	48
Figura 18	Intervalos de tempo entre envio de mensagens.	53
Figura 19	Setorização do tempo em relação ao espaço.	55
Figura 20	Micro-setores.	56
Figura 21	Probabilidades nos setores.	57
Figura 22	Procedimentos do jogo.	58
Figura 23	Estrutura física do cenário.	60
Figura 24	Arquitetura de simulação do cenário.	61
Figura 25	Arquivo .nod.xml	63
Figura 26	Arquivo .edg.xml	63
Figura 27	Arquivo .rou.xml	64
Figura 28	Taxa de penetração de pacotes	65
Figura 29	Latência	67
Figura 30	Média de saltos	69
Figura 31	Colisões	70
Figura 32	Porcentagem de Redundância	71

LISTA DE TABELAS

Tabela 1	Exemplos de aplicações para VANETs	23
Tabela 2	Representação normal do Jogo.	54

LISTA DE SIGLAS

AMB	Ad Hoc Multihop Broadcast
BSSs	Basic Service Sets
CH	Clusterhead
CRC	Intra-Cluster Control
CRD	Intra-Cluster Data
CSMA/CA	Carrier Sense Medium Access with Collision Avoidance
CTB	Sigla to broadcast
CTS	Clear To Send
DIFS	Data Inter-Frame Space
DNIT	Departamento Nacional de Infra-estrutura de Transportes
DSRC	Dedicated Short Range Communications
EIFS	Extended Inter-Frame Space
GPS	Global Positioning System
ICC	Inter-Cluster Control
ICD	Inter-Cluster Data
IEEE	Institute of Eletrical and Eletronics Engineers
IPEA	Instituto de Pesquisa Econômica Aplicada
IPv6	Internet Protocol version 6
ITS	Intelligent Transportation Systems
MAC	Medium Access Control
MANETs	Mobile Ad Hoc Networks
MIB	Management Information Base
OBU	On Board Units
OSI	Open Systems Interconnection
PIB	Produto Interno Bruto
RSU	Road Side Unit
RTB	Request to broadcast
RTS	Request To Send
SIFS	Short Inter-Frame Space
STI	Sistema de Transporte Inteligente
TCP	Transmission Control Protocol
TDMA	Time Division Multiple Access
UDP	User Datagram Protocol
UMB	Urban Multihop Broadcast
VANETs	Vehicular Ad Hoc Networks
WAVE	Wireless Access in Vehicular Environments
WBSS	Wave Basic Service Set

WSMP

Wave Short Message Protocol

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	15
1.1	Prejuízos ao país	15
1.2	STI – a promessa de solução	16
1.3	Arquitetura WAVE	17
1.4	A necessidade de uma comunicação eficiente	20
1.5	Organização do Texto	20
2	CONCEITOS TEÓRICOS	22
2.1	Por que comunicação Broadcast?	22
2.1.1	A Tempestade Broadcast	24
2.1.2	Comportamento da tempestade broadcast nas Vanets	26
2.2	Gerência de Mobilidade	27
2.2.1	Grafo cinemático	28
2.2.1.1	Representação da trajetória	28
2.2.1.2	Descoberta da vizinhança	29
2.2.1.3	Atualização dos pesos das arestas de acordo com o tempo	30
2.2.1.4	Manutenção aperiódica da vizinhança	31
2.3	Teoria dos jogos	31
2.3.1	Classificação dos jogos	32
2.3.2	Representação e pressupostos básicos de um jogo	33
3	REVISÃO DE SOLUÇÕES DA TEMPESTADE BROADCAST	36
3.1	Solução probabilística	36
3.2	Solução baseada em área	40
3.3	Solução baseada em vizinhança	44
3.3.1	Clusterização	44
3.3.2	Multi Point Relay	49
3.4	Exame das propostas	49
4	JOGO BROADCAST	51
4.1	Introdução	51

4.2	Caracterização da vizinhança	52
4.3	Jogo broadcast	53
4.3.1	Priorização dos veículos através do espaço e do tempo	55
4.3.2	A relação custo-benefício	56
4.3.3	Comportamento das probabilidades	57
4.3.4	Algoritmo	58
4.4	Jogo broadcast assimétrico	59
5	EXPERIMENTOS	60
5.1	O cenário de testes	60
5.2	Tecnologia	61
5.2.1	Sumo	62
5.2.2	NS-2	63
5.3	Métricas de avaliação	64
5.4	Avaliação dos protocolos	64
5.4.1	Taxa de penetração do pacote	65
5.4.2	Taxa de perda de pacote	66
5.4.3	Latência	67
5.4.4	Média de saltos	69
5.4.5	Colisões	69
5.4.6	Taxa de pacotes repetidos	71
5.5	Discussão	72
6	CONCLUSÃO E TRABALHOS FUTUROS	74
6.1	Revisão da proposta	74
6.2	Conclusões gerais	74
6.3	Trabalhos futuros	75
	BIBLIOGRAFIA	76

1 INTRODUÇÃO

Este capítulo motiva o desenvolvimento de pesquisas em Redes *Ad Hoc* Veiculares. Apresenta resumidamente as diferenças entre o ambiente veicular e os das redes *ad hoc* tradicionais que fizeram surgir este ramo de pesquisa. Aborda como está sendo desenvolvida a arquitetura que dará suporte a estas redes. Expõe argumentos a favor da necessidade de protocolos de comunicação eficientes. Ao final, é apresentado o roteiro de desenvolvimento do texto.

1.1 Prejuízos ao país

Após a criação da linha de montagem por Henry Ford, o automóvel converteu-se em um fenômeno de massa no mundo todo. A partir da segunda guerra mundial ele tornou-se um artigo de consumo de luxo e um símbolo de *status* social, impulsionado pela forte propaganda capitalista das economias do ocidente, que destacavam a capacidade de mobilidade individual e a ostentação da prosperidade sem precedentes.

O grande aumento no consumo de veículos experimentado pelo mundo no século 20 não foi acompanhado, de forma satisfatória, pelos sistemas viários e planejamento urbano. Segundo (MARIN L.; QUEIROZ, 2000) a incorporação dos automóveis na rotina de uma comunidade acarreta um importante problema social: o decréscimo da qualidade de vida e o aumento da agressividade dos motoristas. O fórum internacional de transportes, organização que agrega governos, indústria e sociedade civil, informou que nos países monitorados em 2008 houve 5.017.900 acidentes nas estradas (INTERNATIONAL..., 2008). No Brasil, no mesmo ano, o DNIT (TRANSPORTES, 2008) verificou que o número de acidentes foi de 141.013, destes, 85.792 acidentes não causaram vítimas, 49.601 ocasionaram ferimentos e 5.620 levaram pessoas a óbito.

Em 2006 o IPEA divulgou uma pesquisa sobre os custos dos acidentes nas rodovias. O estudo baseou-se em dados do biênio 2004/2005 e apontou os acidentes de trânsito como um problema de saúde pública (APLICADA, 2006). Segundo o estudo, o custo anual dos acidentes de trânsito nas estradas do Brasil apresentou o valor de R\$ 22 bilhões, o que representou, em 2005, 1.2% do PIB brasileiro. A consequência principal deste custo é a perda em produtividade ocasionada pela perda de vidas, sendo seguido da perda com cuidados com a saúde e dos veículos. O custo médio associado às pessoas, segundo o estudo do IPEA, é mostrado na figura 1. O custo associado à gravidade de um acidente cresce consideravelmente com o aumento da gravidade. A morte de uma pessoa, impacta centenas de vezes mais a economia, que um acidente onde todos saem ilesos.

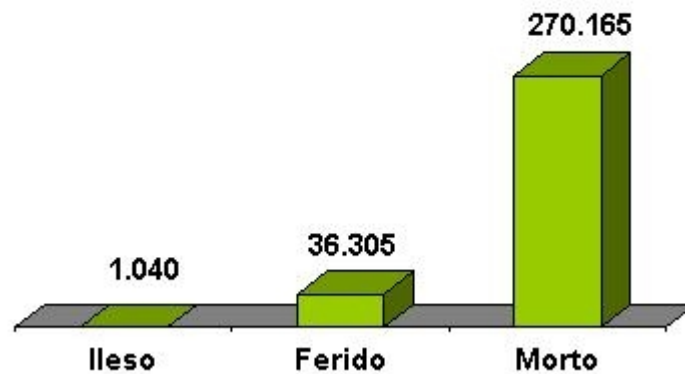


Figura 1: Custo médio associado às pessoas.

1.2 STI – a promessa de solução

Pressionados por esta demanda de segurança, detectada por (INTERNATIONAL..., 2008) (TRANSPORTES, 2008), Governos e indústrias estão investindo em tecnologias para tornar possível um sistema de transporte inteligente (STI) (HARTENSTEIN H.; LABERTE-AUX, 2008). Um STI permitirá, em um futuro próximo, que, por exemplo, carros previnam colisões, naveguem mais rapidamente ao destino, minimizem as emissões de carbono e encontrem uma vaga para estacionar mais próxima (SCHOCH et al., 2008a). No presente momento, há muito esforço concentrado no carro em si. Já que o objetivo principal é reduzir o número de erros do motorista, que podem causar acidentes, uma simbiose entre as funções que operam um carro e sistemas de comunicação que permitam troca de informações parece ser uma maneira bastante razoável de gerar um carro como componente de um STI.

Com cada carro tornando-se um dispositivo de processamento e geração de informação em um ambiente altamente móvel, dinâmico e a quase ubiquidade dos veículos no mundo contemporâneo, a arquitetura mais viável de construção de um STI é uma rede *Ad Hoc*. Por serem construídas sob demanda, sem coordenação central e colaborativas, o foco da pesquisa em STI tem sido adaptar as redes *Ad hoc* ao ambiente veicular, gerando as VANETs. Esta adaptação das redes *Ad Hoc* é necessária, pois o ambiente veicular tem características diferentes do propósito original das redes *Ad Hoc* (LI F.; WANG,) (RUDACK; MEINCKE; LOTT, 2002) (RUDACK, 2003), tais como:

- Topologia altamente dinâmica: devido à alta velocidade dos veículos, há uma grande probabilidade de que haja grande velocidade relativa. Levando a um curto tempo de vida dos enlaces;
- Rede frequentemente desconectada: devido à mesma razão do problema anterior, a co-

nectividade da VANET pode mudar frequentemente. Especialmente quando a densidade é baixa, há uma alta probabilidade da rede estar partida;

- Energia e capacidade de processamentos suficientes: desde que os nós das VANETs não são dispositivos de tamanhos reduzidos, não há limitações de armazenamento de energia ou de dados, além de uma capacidade alta de processamento;
- Tipo de comunicação: enquanto a maioria das redes *Ad Hoc* são caracterizadas pelo tráfego *unicast*, as VANETs se caracterizam pela grande quantidade de tráfego *broadcast*;
- Modelo de mobilidade e previsibilidade: enquanto as MANETs (Redes *Ad Hoc* Móveis tradicionais) têm modelos de mobilidade que geram um comportamento aleatório, as VANETs têm os movimentos limitados pelas vias de transporte. O ambiente de movimentação é relativamente simples e direto, podendo-se prever o posicionamento de um nó com base na velocidade e no mapa da via;
- Vários ambientes de comunicação: as redes se formam em basicamente três tipos de cenário: cidades, zonas rurais e autoestradas. O ambiente varia muito de acordo com cada cenário, podendo ser unidimensional, como nas estradas, ou bidimensional como nas zonas rurais e cidades. Além de a densidade variar muito de acordo com o cenário, e também a quantidade de obstáculos;
- Limites de latência reduzidos: as aplicações não requerem uma alta taxa de dados, mas solicitam latências bem reduzidas;
- Interação com sensores on-board: os nós são equipados com sensores que provêem informações do ambiente. Estas informações são usadas para fins de apoio a decisões das aplicações.

Devido a todos estes fatores, as VANETs demandam novos protocolos adequados a este tipo de ambiente. Por isso, em 2004, o IEEE iniciou uma força tarefa com o objetivo de desenvolver um modo de operação das redes sem fio adaptado a estas novas condições.

1.3 Arquitetura WAVE

O grupo de trabalho do 802.11 organizou uma força-tarefa (*Task Group p*) para a elaboração de uma emenda ao padrão (IEEE 802.11). Esta emenda é conhecida como 802.11p (IEEE 802.11p). Paralelamente, foi organizado outro grupo (IEEE 1609) com a finalidade de trabalhar as outras partes da pilha de protocolos. A junção do 802.11p com os padrões 1609 definem a arquitetura WAVE.

Um sistema WAVE, figura 2, é composto por unidades de acostamento (RSU) e unidades de bordo (OBU). RSUs são instaladas ao longo das vias de tráfego e são estáticas. OBUs são instaladas nos veículos e mantêm o funcionamento mesmo em movimento. No WAVE, por *default*, as unidades funcionam independentemente. Porém, elas também podem se organizar em redes chamadas WBSS e funcionar de maneira semelhante às BSSs do 802.11.

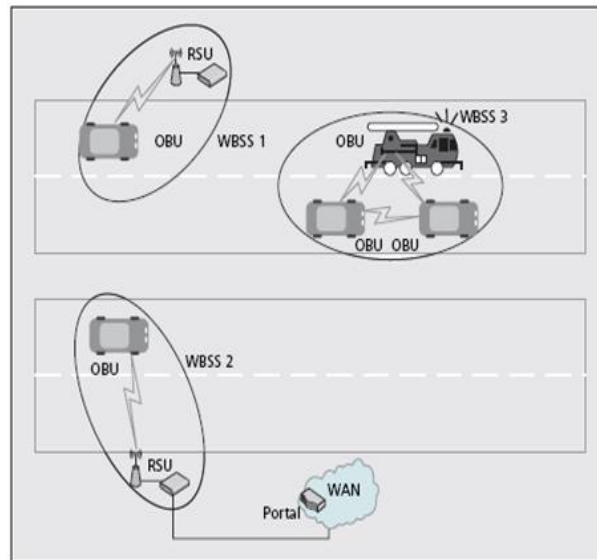


Figura 2: Componentes do WAVE. (UZCATEGUI; SUCRE; ACOSTA-MARUM, 2009)

A arquitetura WAVE, figura 3, suporta duas pilhas de protocolos. As duas pilhas utilizam as mesmas camadas inferiores, equivalentes à camada física e de enlace no modelo OSI. Elas se diferenciam nas camadas superiores, onde uma utilizará o IPv6 e outra o WSMP. Isto foi necessário para possibilitar o desenvolvimento de aplicações que necessitam de prioridade, por causa da urgência. Estas utilizarão a pilha do WSMP, enquanto as aplicações mais tradicionais, como as que utilizam os protocolos de transporte UDP/TCP, utilizarão a pilha do IPv6.

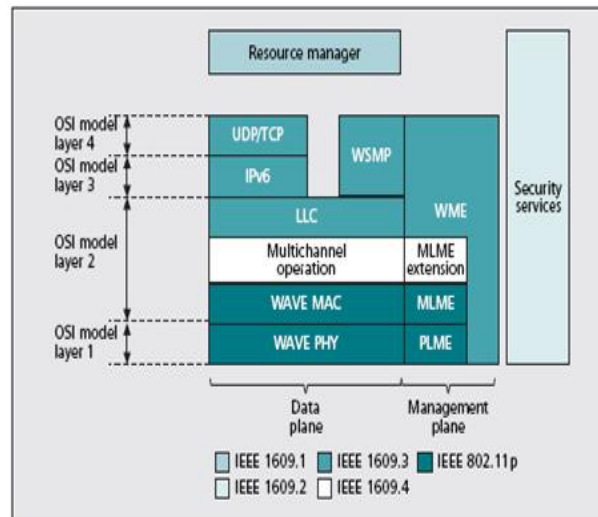


Figura 3: Arquitetura WAVE.(UZCATEGUI; SUCRE; ACOSTA-MARUM, 2009)

Até o momento de escrita desta dissertação, a família de padrões 1609 consistia de quatro tentativas de padrões publicados, e três *drafts* em desenvolvimento:

- *IEEE P1609.0 Draft Standard for Wireless Access in Vehicular Environments – Architecture* descreve a arquitetura e os serviços necessários para comunicação em múltiplos canais provida pelo WAVE;
- *IEEE 1609.1– 2006 – Trial Use Standard for Wireless Access in Vehicular Environments – Resource Manager* especifica as interfaces e os serviços oferecidos pela aplicação de gerência de recursos. Aborda os serviços de gerência e os dados disponíveis no WAVE, além de definir formato de mensagens e dados que são usados para comunicação entre os componentes da arquitetura;
- *IEEE 1609.2 – 2006 – Trial Use Standard for Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE) - Security Services for Applications and Management Messages* define o formato de mensagens de segurança, o processamento e as circunstâncias de uso delas;
- *IEEE 1609.3 – 2007 – Trial Use Standard for Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE) - Networking Services* detalha a camada de rede e de transporte. Também define a MIB do padrão WAVE;
- *IEEE 1609.4 – 2006 – Trial Use Standard for Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE) - Multi-Channel Operations* provê as alterações necessárias a MAC do 802.11 para que esta suporte a operação em múltiplos canais;
- *IEEE 1609.5 Standard for Wireless Access in Vehicular Environments – Communication Manager* define os serviços de gerência da comunicação entre RSU e OBU.

- *IEEE P1609.11 Over-the-Air Data Exchange Protocol for Intelligent Transportation Systems* (ITS) projetará os serviços de segurança e formatos de mensagens necessários aos sistemas de pagamento eletrônico.

O 802.11p é basicamente uma melhoria da camada física do 802.11 proposta na emenda 802.11a e dos protocolos de MAC existentes, principalmente a emenda 802.11e, para ambientes de alta velocidade que operarão em canais diversos e darão suporte a aplicações com tipos diferentes de prioridade.

O desenvolvimento dos padrões ainda está em andamento. Portanto, para conhecer os desafios e as soluções recentemente apresentadas é recomendável a leitura de (MOUSTAFA; ZHANG, 2009), (OLARIU; WEIGLE, 2009) e (ALVES, 2009).

1.4 A necessidade de uma comunicação eficiente

A comunicação entre os nós da rede exige uma confiabilidade na entrega da informação, uma penetração da informação, que é a quantidade de receptores da informação, e um tempo restrito de entrega inexistentes nas redes *Ad hoc* móveis tradicionais. Esta demanda, principalmente das aplicações de segurança, entra em conflito com um problema já bem conhecido das redes *Ad Hoc*: a *Tempestade Broadcast*. Como as aplicações de segurança manipulam, sobretudo, informações de interesse comunitário, é necessário o encaminhamento em modo *broadcast*. Porém, como salientado em (SIVAKUMAR; SINHA; BHARGHAVAN, 2003), este encaminhamento *broadcast* entra em conflito com as necessidades da rede já que:

1. Sobrecarga a rede: o número de mensagens encaminhadas é em ordem de grandeza inúmeras vezes maior que a quantidade de nós constituintes da rede;
2. Impenetrabilidade do broadcast: devido à alta mutabilidade da topologia, regiões da rede podem ficar fora do alcance da mensagem, além de colisões no meio sem fio atrapalharem o repasse da informação;
3. Interferência: como as transmissões não reservam o meio (acordo RTS-CTS), as transmissões podem causar colisões que reduzem significativamente o fluxo de informação útil na rede.

Como a rede é auto-organizável e de coordenação distribuída, o combate ao problema deve ser tarefa de todos os nós da rede. A introdução de um mecanismo de controle distribuído mais inteligente que coordene a comunicação entre os nós se torna mais necessária com a explosão demográfica da rede, caso das VANETs. Pensando nisto, este trabalho visa desenvolver um mecanismo que reduz o impacto do problema ao utilizar uma ferramenta matemática de análise

de interações conhecida como Teoria dos Jogos, além de levar em consideração a mobilidade da rede como fator importante na grandeza do problema.

1.5 Organização do Texto

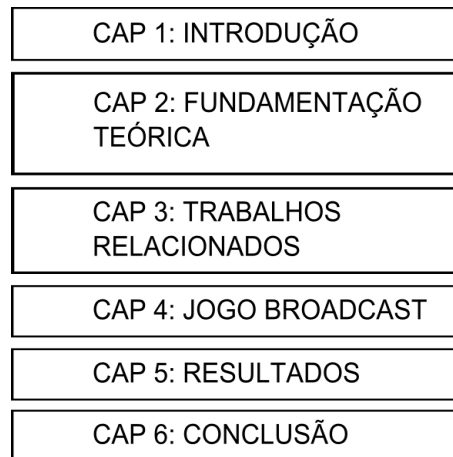


Figura 4: Organização da Dissertação.

O capítulo 2 apresenta claramente o problema da tempestade broadcast, introduz termos técnicos utilizados no texto, mostra o impacto do broadcast em uma Vanet. Como a mobilidade interfere no desempenho da rede, e como ela pode ser utilizada na gerência dos protocolos é elucidada neste capítulo. A teoria dos jogos é brevemente apresentada, enfatizando-se como o encaminhamento de mensagens é modelado por tal ferramenta.

No capítulo 3 a literatura é revisada, apresentando a taxonomia das soluções apresentadas, além de aprofundar em trabalhos pertencentes a cada classe de solução do problema.

Os jogos de encaminhamento de mensagens *broadcast* são propostos no capítulo 4. Seus cenários de avaliação e resultados são apresentados e analisados no capítulo 5.

Finalmente, o capítulo 6 apresenta as conclusões extraídas dos resultados e as perspectivas futuras de melhoria.

2 CONCEITOS TEÓRICOS

Como foi destacado no capítulo anterior, a comunicação das aplicações projetadas basear-se-á principalmente em *broadcast*. Este capítulo será composto de três escopos.

No primeiro escopo fundamentar-se-á a necessidade de tal comunicação, exemplificando-se com aplicações que usam o *broadcast*. Além disto, aprofundar-se-á o conhecimento sobre o problema da tempestade *broadcast* a partir dos fatores que compõem o problema. Também será descrito o comportamento do problema no ambiente veicular.

O segundo irá tratar de como a gerência de mobilidade pode auxiliar os nós da rede a tomar consciência da configuração física do grafo representativo da conectividade. Serão apresentados os fundamentos físicos da gerência, bem como as mensagens e as heurísticas utilizáveis para o gerenciamento. O impacto da gerência sobre a rede é avaliado ao final.

Em terceiro lugar, a Teoria dos Jogos será apresentada. Será dissertado como utilizar esta conhecida ferramenta matemática para modelar o ambiente de encaminhamento de mensagens.

2.1 Por que comunicação Broadcast?

Disseminar informação em modo *broadcast* significa espalhar um conteúdo para um público contido na área de alcance do transmissor sem que haja uma maneira de prever como os receptores irão absorver a informação transmitida. A informação poderá ser analisada, ignorada e até mesmo chegar corrompida.

Apesar deste modo de operação, não há maneira mais eficiente de espalhar informação para a vizinhança: usando-se um algoritmo *unicast* ou *multicast* o controle necessário para estes tipos de comunicação gerariam contenção de transmissões, o que acarretaria atraso.

Muitos protocolos fazem uso do *broadcast* durante a execução. Por exemplo, é comum vários protocolos *unicast* usarem o *broadcast* em sua execução com a finalidade de manter atualizadas as tabelas de rotas, requisitar nova rota ou para gerenciar a topologia da vizinhança (FERREIRO-LAGE et al., 2009) (LEE; GERLA, 2009) (BERNSEN; MANIVANNAN, 2009). Aplicações em VANETs também usarão fortemente este tipo de comunicação, dado o número destas que serão desenvolvidas, como exemplificadas na tabela abaixo 2.1 extraída de (SCHOCH et al., 2008b).

	Situação/Propósito	Exemplos de aplicações
I. Segurança Ativa	1. Características perigosas da estrada	1. Aviso de velocidade para curva 2. Aviso de ponte erguida 3. Aviso de violação das leis de trânsito
	2. Condições anormais de tráfego e estrada	1. Aviso de condição da estrada feito pelos veículos, 2. Aviso de condição de estrada feito pela infraestrutura, 3. Incrementador de visibilidade, 4. Aviso de zona de trabalho
	3. Perigo de colisão	1. Aviso de ponto cego, 2. Aviso de mudança de faixa, 3. Aviso de colisão em interseção, 4. Avisos sobre pedestres atravessando a rua
	4. Acidente iminente	1. Sensoriamento pré-acidente
	5. Ocorrência de incidentes	1. Aviso pós-acidente, 2. Aviso de pane, 3. Serviço SOS
II. Serviços Públicos	1. Resposta à emergência	1. Aproximação de veículos de emergência, 2. Preferência de sinalização por veículos de emergência
	2. Suporte para autoridades	1. Sinalização eletrônica, 2. Inspeção eletrônica de segurança, 3. Rastreamento de veículos roubados
III. Melhoria da condução	1. Condução melhorada	1. Assistente de entrada em auto-estrada, 2. Assistente de virada à esquerda
	2. Eficiência no Tráfego	1. Notificação de batida ou condições da estrada para uma central, 2. Controle de fluxo de tráfego inteligente, 3. Deslocamento por rotas ótimas
Negócios/Entretenimento	1. Manutenção de veículos	1. Diagnóstico sem fio, 2. Atualização de softwares, 3. Avisos de recall
	2. Serviços móveis	1. Provisão de serviços de internet, 2. Mensagens instantâneas, 3. Notificação de pontos de interesse
	3. Soluções empresariais	1. Gerenciamento de frota, 2. Processamento de aluguel de automóveis, 3. Controle de acesso
	4. Pagamentos online	1. Pagamento de pedágios, 2. Pagamento de estacionamento, 3. Pagamento de reabastecimento

Tabela 1: Exemplos de aplicações para VANETs

Porém, a simplicidade do broadcast gera um problema que tem enorme impacto no desempenho da rede.

2.1.1 A Tempestade Broadcast

A comunicação inter-veicular é regida pelo padrão WAVE, já citado anteriormente, que em sua camada de acesso ao meio utiliza uma adaptação do 802.11 (IEEE 802.11), o 802.11p (IEEE 802.11p). Este padrão utiliza o mesmo mecanismo simples (CSMA/CA) do 802.11, representado na figura 5, para o encaminhamento de mensagens broadcast.

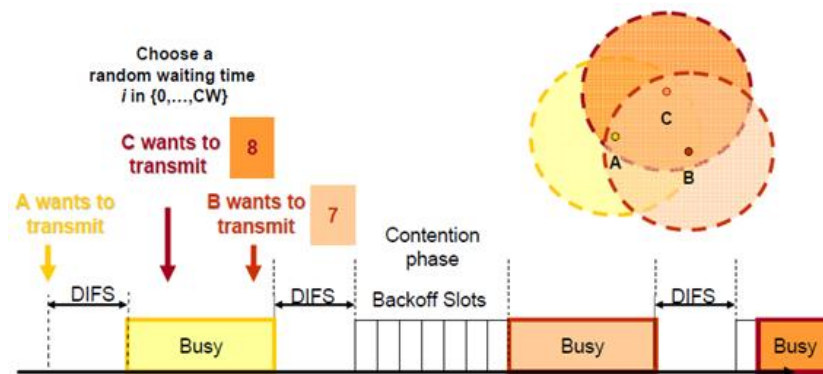


Figura 5: CSMA/CA.

Em resumo, um nó escuta o meio por um tempo determinado DIFS se não houve nenhuma colisão no meio ou EIFS se o acesso será realizado após uma colisão. Se no *slot* de tempo depois de findos estes tempos o meio for ocupado por outro nó, o nó gera um tempo aleatório de contenção denominado *Backoff*. Depois de concluída a transmissão corrente no meio, o nó esperará por um tempo DIFS e decrementará o tempo de *Backoff* enquanto o meio permanecer desocupado. Se ao final do tempo de *Backoff* o meio estiver livre, o nó realiza a transmissão.

O CSMA/CA, segundo (BOUKERCHE, 2008), surgiu com o objetivo de aumentar a confiabilidade no meio sem fio, pois, o ambiente de comunicação sem fio tem uma alta variabilidade na potência do sinal (RAPPAPORT, 2001), o que causa inúmeros erros de transmissão (AGUAYO et al., 2004) (COUTO et al., 2003). Além disso, o problema do terminal escondido (BHARGHAVAN et al., 1994) complica ainda mais a operação neste meio.

Os protocolos e aplicações das VANETs podem comunicar-se diretamente ou indiretamente. Neste último caso, a informação de um nó origem é encaminhada através de nós intermediários até que o destino seja alcançado.

A maneira mais simples de realizar esta operação é usar o *Blind Flooding*. Este método simplesmente, ao receber uma mensagem *broadcast*, encaminha a mensagem se é a primeira vez que a escuta. O artigo (NI et al., 1999a) é uma referência bastante indicada da pesquisa

sobre este problema ao analisar e propor técnicas de mitigação em redes *ad hoc* móveis. Ele conclui que em uma rede CSMA/CA o *Blind Flooding* ocasiona: redundância, contenção e colisão.

Como exemplo para redundância é apresentada a figura 6 abaixo:

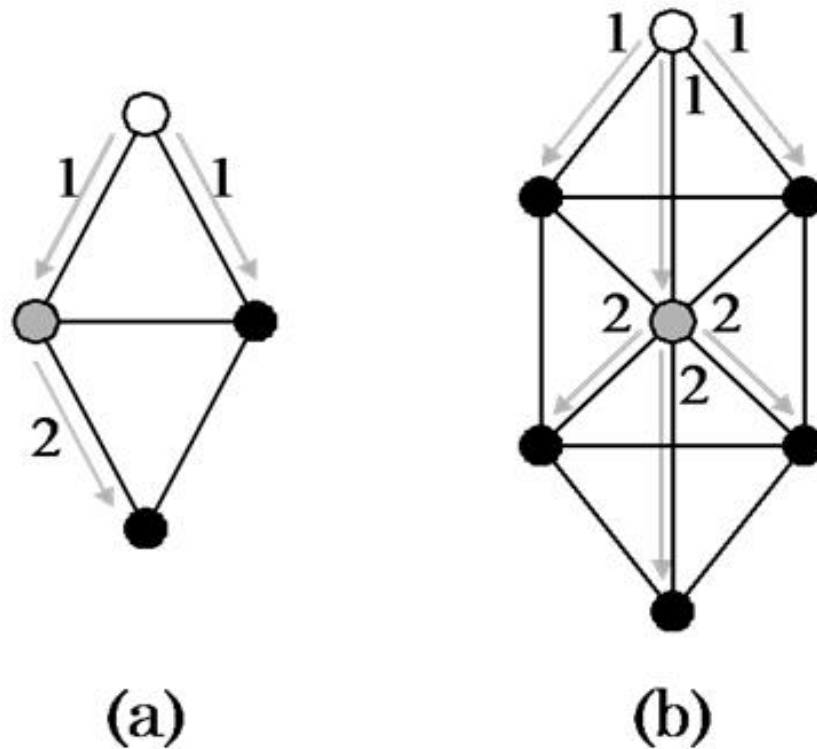


Figura 6: Quantidade de mensagens necessária para alcançar todos os nós.

Este exemplo demonstra bem a distância existente entre execução do *blind flooding* e a otimalidade de encaminhamento de mensagens *broadcast*: ao aumentar a densidade da rede (b), o *blind flooding* irá enviar mensagens descartáveis, pois, é necessária apenas a mesma quantidade de encaminhamentos de (a) para que todos os nós sejam alcançados. Além disto, o exemplo evidencia outro aspecto levantado na análise de redundância feita por (NI et al., 1999a): a área de cobertura resultante do encaminhamento da mensagem *broadcast* é no máximo 61% de área “virgem”, não coberta anteriormente. Ou seja, se todos os nós vizinhos do exemplo acima encaminharem a mensagem recebida, cada nó contribuirá com área “virgem” de no máximo 61% da área do raio. Assim, a cobertura adicional esperada diminui a cada nova retransmissão, figura 7.

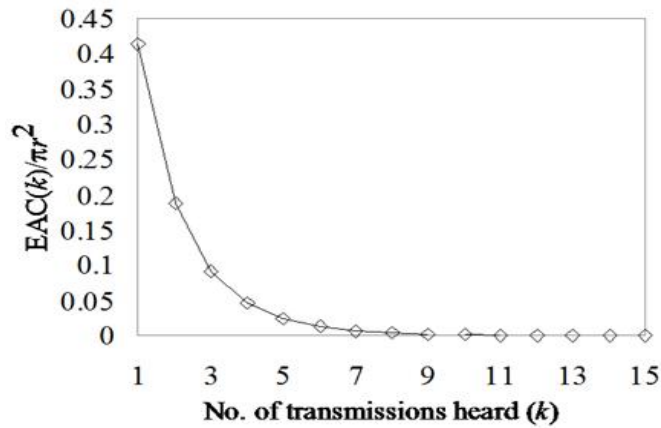


Figura 7: Cobertura adicional esperada a cada retransmissão.

Ao analisar a contenção o trabalho constatou que ao compartilhar, muito provavelmente, uma mesma área, a probabilidade de haver k nós livres de contenção entre n nós receptores de uma mensagem *broadcast* diminui com o aumento da densidade, figura 8.

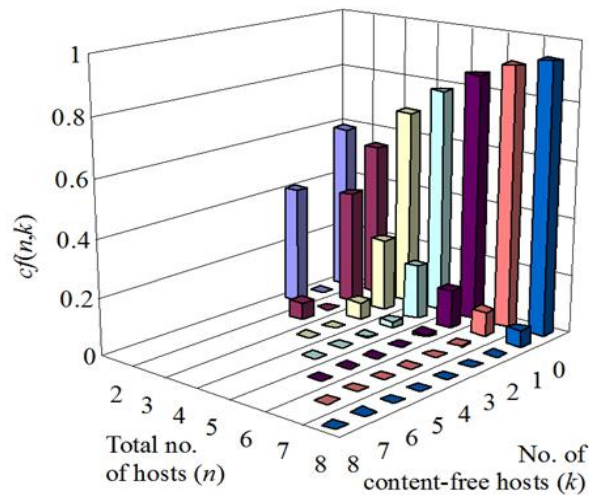


Figura 8: Probabilidade de encontrar o meio desocupado.

Estes fatores aliados ao mecanismo de encaminhamento do CSMA/CA, onde não há detecção de colisão, reserva do meio de transmissão (falta do diálogo CTS/RTS) e a grande probabilidade de todos transmitirem ao mesmo tempo gera uma grande quantidade de colisões no meio sem fio.

2.1.2 Comportamento da tempestade broadcast nas Vanets

Em VANETs o problema da tempestade *broadcast* foi estudado por (WISITPONGPHAN et al., 2007), que verificou um aumento no número de saltos para uma mensagem alcançar o destino, um aumento no atraso e aumento significativo da perda de pacotes em tráfegos densos.

Destes problemas, o artigo conclui que o pior é a grande quantidade de perda de pacotes, já que o atraso não é perceptível ao motorista do carro, isto no caso de aplicações de segurança. Os resultados das simulações do trabalho estão resumidos abaixo, figura 9.

Traffic condition	Traffic density (cars/km/lane)	MAC delay (ms)			Number of hops	Total delay (ms)	Packet loss ratio (%)
		Avg.	Max.	95th percentile			
Light	10	0.05	0.72	0.40	14.74	14.14	15.90
Moderate	25	0.32	2.22	1.43	17.06	16.58	34.70
Heavy	50	1.45	7.77	4.20	18.93	17.44	49.07
Jam	100	3.71	13.48	9.30	19.76	21.09	60.32

Figura 9: Estatísticas de propagação do broadcast(WISITPONGPHAN et al., 2007).

Estes resultados obtidos pelas simulações estão de acordo com a metodologia de avaliação de propagação de mensagens proposta em (RESTA; SANTI; SIMON, 2007). Ela avalia a confiabilidade de um veículo receber uma mensagem em um tempo t de acordo com a distância. Segundo os resultados da metodologia, a confiabilidade da entrega diminui com o aumento da densidade, tendo a estratégia de disseminação um papel fundamental na disseminação.

2.2 Gerência de Mobilidade

Como a densidade tem papel fundamental no comportamento de um protocolo em uma rede, é importante utilizar mecanismos que possam prover os protocolos com informações sobre a topologia na qual um nó está inserido.

Os protocolos de roteamento fazem isto pró-ativamente ou reativamente. A forma reativa atualiza as informações da vizinhança sob a demanda de criação de uma rota para tráfego de dados. Se independentemente do tráfego de dados uma rota é criada, os protocolos são conhecidos como pró-ativos.

Traçando-se um paralelo com isto, (HÄRRI; BONNET; FILALI, 2008) propôs um *framework* chamado grafo cinemático, onde cada nó da rede tem um conhecimento confiável da topologia através de trocas aperiódicas de mensagens, que são acionadas em reação a um comportamento inesperado de um nó na topologia. Portanto, através da elaboração de uma estratégia reativa de troca de mensagens, o grafo cinemático possibilita que os protocolos desenvolvidos para VANETs sejam baseados em grafos que levam em consideração a mobilidade, além de não desperdiçarem recursos da rede.

2.2.1 Grafo cinemático

Uma característica comum nas MANETs é que os protocolos podem ser baseados em teoria dos grafos. Tal assunção promoveu o surgimento de ótimos protocolos. Porém, com limitações para uso somente em redes quase estáticas.

Pensando nesta deficiência foi que (HÄRRI; BONNET; FILALI, 2008) mesclou a teoria dos grafos com um *framework* proposto em (BASCH; GUIBAS; HERSHBERGER, 1997), que incorpora o conhecimento da mobilidade, para a criação dos grafos cinemáticos, que assim, por terem a ciência da dinâmica da topologia, permitem a elaboração de protocolos mais imunes ao ambiente de alta variação topológica, sem que os recursos da rede sejam consumidos desnecessariamente.

Para que qualquer algoritmo se adapte ao grafo cinemático, quatro passos necessitam ser realizados:

- Representar as trajetórias;
- Adotar um formato de mensagem comum para representação das trajetórias;
- Os pesos das arestas do grafo necessitarão variar com o tempo;
- Manter aperiodicamente a vizinhança.

2.2.1.1 Representação da trajetória

A mobilidade de um nó é definida por sua posição e velocidade instantânea. A posição de um nó pode ser obtida através de um sistema de localização, por exemplo, um GPS, e a velocidade instantânea é provida pelo próprio nó.

Assumindo que em um período curto de tempo um nó mantém uma trajetória linear, a posição em função do tempo é representada pela equação 2.1.

$$Pos_i(t) = \begin{bmatrix} x_i + dx_i \cdot t \\ y_i + dy_i \cdot t \end{bmatrix} \quad (2.1)$$

Onde Pos_i é a posição do nó i no instante t , x_i e y_i as coordenadas iniciais, dx_i e dy_i as velocidades relativas. Considerando que os nós i e j são vizinhos, a distância relativa entre os nós (D_{ij}) pode ser obtida através da equação 2.2.

$$D_{ij}^2(t) = D_{ji}^2(t) = \|Pos_j(t) - Pos_i(t)\|^2 = \left(\begin{bmatrix} x_j - x_i \\ y_j - y_i \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} dx_j - dx_i \\ dy_j - dy_i \end{bmatrix} \cdot t \right)^2 \quad (2.2)$$

Através destas duas equações cada nó é capaz de computar as posições futuras dos vizinhos, consequentemente a distância relativa futura. Finalmente, supondo que r seja o raio de transmissão de um nó, pela equação 2.3 podemos saber por quanto tempo i e j ainda serão vizinhos.

$$D_{ij}^2(t) - r^2 = 0 \quad (2.3)$$

2.2.1.2 Descoberta da vizinhança

Este é o procedimento responsável pela detecção das mudanças na topologia da rede, sem que seja necessário o envio periódico de mensagens. Cada nó emite uma mensagem HELLO em modo *broadcast*, cujo objetivo é indicar sua presença na vizinhança e transmitir os parâmetros que descrevem a mobilidade: x , y , dx , dy , além do fator de estabilidade da trajetória β , que representa a avidez do nó por manter os parâmetros da mobilidade, e t_0 .

A mensagem HELLO é transmitida utilizando a potência máxima, com o objetivo de alcançar o maior número de vizinhos possível, e tal mensagem nunca é encaminhada.

Graças à previsão de mobilidade provida pela cinemática, cada nó mantém uma representação confiável da topologia de sua vizinhança. E, por quanto for mantida a trajetória de um nó, não será necessária a atualização através do envio de novas mensagens HELLO. Cada nó é responsável pela verificação de sua mobilidade. Se a previsão de mobilidade tornou-se inválida devido a algum evento não esperado, o nó atualiza seus parâmetros de mobilidade e atualiza a visão dos nós da vizinhança através do envio de uma mensagem HELLO.

O formato da mensagem é representado na figura 10 abaixo.

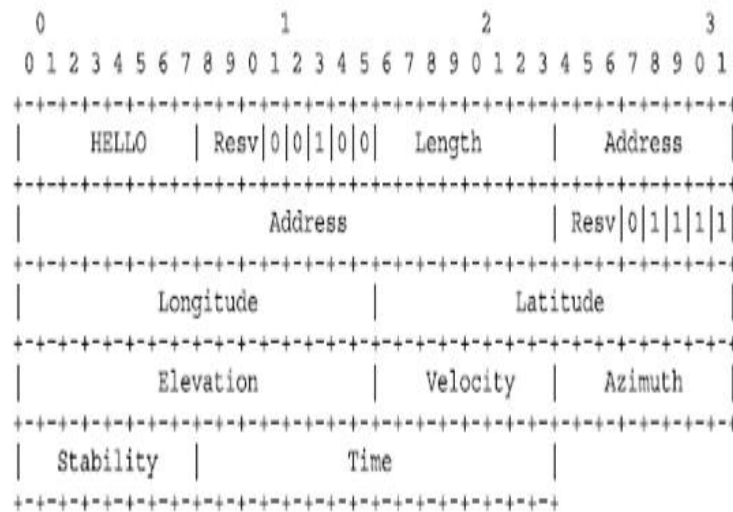


Figura 10: Mensagem HELLO.

Transmitir dados de geo-localização pode gerar um *overhead* significativo na rede, tornando-se um fator limitante no uso eficiente dos recursos. Devido a isto os mesmos autores de (HäRRI; BONNET; FILALI, 2008) propuseram um método de compressão de mensagens de geo-localização (HäRRI; BONNET; FILALI, 2007) que incrementa o desempenho de soluções baseadas em localização.

2.2.1.3 Atualização dos pesos das arestas de acordo com o tempo

Segundo o grafo cinemático, a fórmula 2.4 descreve a probabilidade de uma nó continuar na sua trajetória prevista.

$$p_i(t) = e^{-\beta_i(t-t_i)} \quad (2.4)$$

Onde $1/\beta$ indica o tempo médio que um nó segue a trajetória e t_i é o tempo em que a trajetória corrente iniciou. Assumindo que os nós têm trajetórias distintas, a estabilidade de um enlace é probabilisticamente descrita como (HäRRI; BONNET; FILALI, 2008):

$$\begin{aligned} p_{ij} &= p_i(t) \cdot p_j(t) \\ &= e^{-(\beta_i + \beta_j)(t - \frac{t_i\beta_i + t_j\beta_j}{\beta_i + \beta_j})} = e^{-\beta_{ij}(t - t_{ij})} \end{aligned} \quad (2.5)$$

Por esta fórmula percebe-se que ao passar o tempo desde a última atualização de trajetória obtida, a estabilidade decresce de maneira exponencial, figura 11.

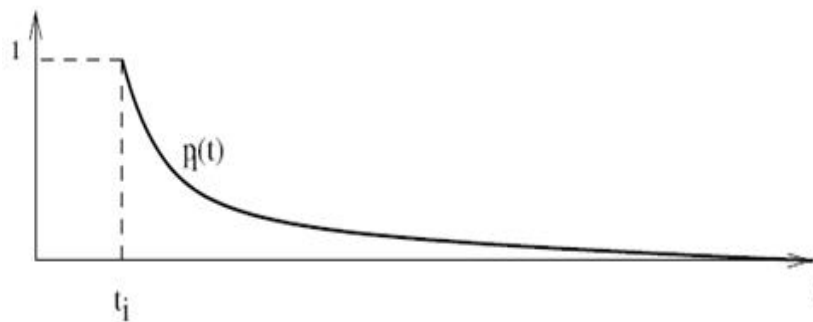


Figura 11: Probabilidade de existência de uma trajetória estável.(HäRRI; BONNET; FILALI, 2008)

Desde que não haja mais atualizações de trajetórias, por conta da correta previsão do deslocamento, é necessário computar um tempo t_{ij}^{to} que representa o instante onde os nós vizinhos i e j saem mutuamente do alcance. Este tempo é utilizado para cálculo de uma função que invalida o enlace tão logo dois nós deixem de ser vizinhos (HäRRI; BONNET; FILALI, 2008).

$$Sigm_i(t) = \frac{1}{1 + e^{a \cdot (t - t_i^{to})}} \quad (2.6)$$

O valor desta função é 1 para todo tempo menor que o tempo limite e é 0 quando o tempo limite é alcançado. Assim sendo, o peso de uma aresta é descrito pela fórmula seguinte (HäRRI; BONNET; FILALI, 2008):

$$W_{ij}(t) = - \frac{e^{-(\beta_i + \beta_j)(t - \frac{t_i\beta_i + t_j\beta_j}{\beta_i + \beta_j})}}{D_{ij}(t)^2} \cdot \frac{1}{1 + e^{a \cdot (t - t_{ij}^{to})}} \quad (2.7)$$

2.2.1.4 Manutenção aperiódica da vizinhança

Manter o conhecimento sobre a topologia da vizinhança somente em reação a eventos de descumprimento da previsão da trajetória ou perda do enlace é insuficiente para que o grafo seja representativo do ambiente.

Para que sejam detectados novos nós na vizinhança, foi proposta uma heurística:

- Cada nó irá enviar uma mensagem HELLO toda vez que percorrer uma distância igual a uma parte do alcance de transmissão.

Ao mesclar esta heurística à manutenção reativa da trajetória, a caracterização da vizinhança pretende ser suficientemente capaz de descrever o comportamento da mobilidade de uma vizinhança.

2.3 Teoria dos jogos

Interações entre entidades distintas são uma situação comum em comunicação, vide os protocolos de roteamento, onde há uma intensa troca de mensagens para que possam cumprir corretamente a tarefa para a qual foram projetados. O comportamento de um agente afeta,

positivamente ou negativamente, o comportamento de outro agente. A isto se chama interdependência. Situações onde há a presença da interdependência são conhecidas como cenários estratégicos. Neles um agente escolhe a melhor estratégia em resposta ao comportamento previsto dos outros agentes envolvidos (WATSON, 2007).

Desta forma a estratégia dos agentes é fundamental na vida em sociedade. Devido a esta grande importância, estudos sistemáticos foram desenvolvidos e geraram uma teoria das interações estratégicas: a teoria dos jogos (FUNDENBERG; TIROLE, 2001).

As principais áreas de aplicação da Teoria dos Jogos são a economia, as ciências políticas, biologia e sociologia (SRIVASTAVA et al., 2005). Nas últimas décadas ela vem sendo aplicada também em engenharia e computação. Existem duas maneiras de se aplicar a Teoria dos Jogos: usá-la como ferramenta analítica de um sistema existente, ou como uma ferramenta para projeto de novos sistemas (LEINO; LEINO; LEINO, 2003).

No primeiro caso os sistemas são modelados como jogos e as propriedades do sistema são estudadas. Já no segundo, um jogo que descreve as propriedades desejadas do sistema é escolhido e o sistema é desenvolvido de maneira a cumpri-las. Por jogo entende-se uma estrutura logicamente consistente e matematicamente precisa que descreve formalmente um cenário estratégico (WATSON, 2007).

Os componentes que representam um jogo são:

- Jogadores: tomadores de decisões racionais;
- Estratégias: conjunto de ações que podem ser tomadas por um jogador;
- Resultados: conjunto de estratégias que os jogadores escolheram;
- Payoff: função de utilidade de uma determinada estratégia para cada jogador.

2.3.1 Classificação dos jogos

Jogos podem ser classificados em diferentes categorias de acordo com a visão com a qual o jogo é observado.

Cooperativos x Não cooperativos: em jogos não cooperativos os jogadores decidem individualmente, independentemente dos outros jogadores presentes no cenário estratégico. Assim, os jogos não cooperativos examinam as tomadas de decisão individuais em cenários estratégicos. Já os jogos cooperativos modelam a situação onde os jogadores podem realizar um contrato, uma coalizão para que possam agir de forma que um objetivo estabelecido seja alcançado;

Estáticos x Dinâmicos: em jogos estáticos os jogadores tomam decisões simultaneamente, não se importando com o que outros jogadores farão. Nos jogos dinâmicos os jogadores sabem o que os outros fizeram, ou seja, há uma sequência de interações que condiciona a tomada de decisão de um jogador a ações dos outros jogadores;

Informação perfeita x Informação imperfeita: se os jogadores têm pleno conhecimento de todos os movimentos do jogo até a tomada de uma nova decisão, o jogo é dito de informação perfeita. Caso contrário, é dito de informação imperfeita;

Informação completa x informação incompleta: se cada jogador sabe a identidade dos outros jogadores, as funções de utilidade e os *payoffs* resultantes, o jogo é conhecido como de informação completa. Ou seja, cada jogador tem conhecimento completo de todos os aspectos do jogo. Alternativamente, nos jogos de informação incompleta, os jogadores têm apenas uma crença nos possíveis aspectos do jogo, e com isso ele tenta resolver o jogo.

2.3.2 Representação e pressupostos básicos de um jogo

O conceito de estratégia é fundamental na teoria dos jogos. Há duas formas principais de representação das estratégias: normal e extensiva¹. A representação normal é comumente utilizada em jogos estáticos, enquanto a extensiva é mais comum em jogos dinâmicos.

Na forma normal, um jogo é representado formalmente como $G = (P, S, U)$. P é o conjunto de jogadores, $p_1, p_2, \dots, p_n \in P$, e o subscrito $-i$ indica todos os jogadores pertencentes a P exceto i . S_i corresponde ao espaço de estratégias de um jogador i , ou seja, as ações possíveis de execução por um jogador. O conjunto união de todos os espaços de estratégias forma o conjunto $S = S_1 \times \dots \times S_n$, e $S_{-i} = S \setminus S_i$ representa o conjunto de espaços de estratégia de todos os oponentes de i . E o conjunto formado por cada estratégia escolhida por cada jogador constitui o perfil de estratégia $s = \{s_1, \dots, s_n\}$, sendo $s_{-i} = s_j \in S$ o perfil de estratégias dos oponentes. O *payoff* $u_i(s)$ expressa o resultado da função de utilidade do jogador i , caso tenha escolhido a estratégia s .

Pode-se representar graficamente a forma normal através de uma matriz. Como exemplo, na matriz abaixo temos o jogo do dilema do encaminhador descrito em (FELEGYHAZI; HUBAUX, 2006). Na matriz p_1 é o jogador das linhas e p_2 o das colunas. Cada célula da matriz apresenta uma combinação de valores que representam os *payoffs* dos jogadores p_1 e p_2 , respectivamente. Sendo C o custo associado a uma transmissão de mensagem.

¹ A forma extensiva não será discutida no texto, pois o foco do texto são os jogos não cooperativos e estáticos.

p_1/p_2	F	D
F	$(1 - C, 1 - C)$	$(-C, 1)$
D	$(1, -C)$	$(0, 0)$

Os jogadores decidem entre encaminhar a mensagem (F) e descartá-la (D).

Considerando as informações disponíveis sobre o jogo e assumindo que um jogador é racional², pode-se resolver o jogo, ou seja, prever a estratégia que será escolhida por cada jogador.

Observando o jogo, percebe-se que o jogador p_1 não tem nenhum incentivo para encaminhar a mensagem, ou seja, escolher a estratégia F. Todos os *payoffs* da estratégia D são melhores que os da estratégia F independente da escolha de p_2 . Tecnicamente, pode ser dito que a estratégia D domina F. Formalmente, a definição de dominância é:

Definição 1. Uma estratégia s'_i é dominada se existe uma estratégia $s_i \in \Delta S_i$ tal que $u_i(s'_i, s_{-i}) < u_i(s_i, s_{-i}), \forall s_{-i} \in S_i$.

Um termo importante na definição de dominância é “estritamente”. Na definição acima a estratégia s'_i é estritamente dominada, pois os *payoffs* gerados pela mesma sempre são menores que os das outras estratégias disponíveis para o nó. Caso a definição matemática seja alterada para $u_i(s'_i, s_{-i}) \leq u_i(s_i, s_{-i}), \forall s_{-i} \in S_i$ a estratégia é apenas fracamente dominada.

Similarmente para p_2 a eliminação da primeira coluna, por ser estritamente dominada pela segunda coluna, é óbvia. O que nos leva à solução (D, D) com *payoffs* $(0, 0)$. Este procedimento de solução de um jogo através de eliminação de estratégias dominadas é conhecido como dominância estrita iterada.

O dilema do encaminhador realça o conflito principal em cenários estratégicos: o conflito entre interesses individuais e interesses coletivos. Cada jogador seleciona a estratégia que lhe parece melhor. Porém, como só há incentivos individuais, a estratégia de não encaminhar a mensagem é a preferida pelos jogadores. Como os jogadores selecionam as estratégias simultaneamente e individualmente, os incentivos individuais prevalecem, o que no caso levou a uma perda no grupo, já que o perfil de estratégias (F, F) é mais eficiente.

O conceito de eficiência é extremamente importante na seleção, comparação, de perfis de estratégias. Diz-se que um perfil de estratégias s é mais eficiente (Pareto-Superior) que um perfil s' se todos os jogadores preferem a saída no perfil s à saída inserida em s' , e a preferência é estrita ao menos em um jogador. Matematicamente, s é mais eficiente que s' se $u_i(s) \geq u_i(s')$ para cada jogador i , e se a inequação é estrita a pelo menos um jogador.

²Ser racional significa que cada jogador escolherá a estratégia que gerar mais benefícios ao jogador.

O perfil de estratégia é Pareto-eficiente (Pareto-ótimo) se não há nenhum outro perfil de estratégia que é mais eficiente, isto é, não há nenhum outro perfil tal que $u_i(s') \geq u_i(s)$ para todo jogador i , e $u_j(s') > u_j(s)$ para algum jogador j .

No dilema do encaminhador a estratégia (F, F) é mais eficiente que (D, D) . Além disso, (F, F) , (F, D) e (D, F) são perfis de estratégia Pareto-ótimo. Portanto, a dominância estrita iterada nem sempre retorna um perfil de estratégias eficiente. Porém, como é assumido que os jogadores são racionais, é razoável crer que os jogadores irão raciocinar sobre as ações que poderão ser tomadas pelos outros jogadores. Assim, os jogadores criarão crenças sobre os comportamentos dos outros, e selecionarão a estratégia que retorna o maior *payoff* baseado nestas crenças. Este mecanismo de escolha de estratégias é conhecido como Melhor Resposta. Formalmente:

Definição 2. A melhor resposta $b_i(s_{-i})$ do jogador i ao perfil de estratégias s_{-i} é a estratégia s_i tal que:

$$b_i(s_{-i}) = \arg \max_{s_i \in S_i} u_i(s_i, s_{-i})$$

Se a estratégia escolhida por cada jogador for a melhor resposta para cada jogador, então nenhum deles terá incentivo para desviar a escolha para fora do perfil de estratégia. John Nash introduziu um conceito que permite identificar tais perfis. Este conceito é o equilíbrio de Nash. Um perfil de estratégias s^* constitui um equilíbrio de Nash se para cada jogador i : $u_i(s_i^*, s_{-i}^*) \geq u_i(s_i, s_{-i}^*)$, $\forall s_i \in S_i$.

Isto significa que nenhum jogador pode unilateralmente mudar a estratégia para aumentar sua utilidade. O equilíbrio de Nash é estrito se considerarmos a fórmula como $u_i(s_i^*, s_{-i}^*) > u_i(s_i, s_{-i}^*)$, $\forall s_i \in S_i$.

Para o dilema do encaminhador (D, D) é o equilíbrio de Nash e corresponde à solução encontrada pela dominância estrita iterada que geralmente retorna uma solução que é um equilíbrio de Nash.

Todas as estratégias, até agora, foram decididas deterministicamente, ou seja, uma única estratégia com certeza será escolhida – probabilidade 1, e as outras estratégias do espaço não serão – probabilidade 0. Porém, comumente, um jogador pode decidir entre as estratégias baseado em alguma probabilidade; estas estratégias chamam-se estratégias mistas. É importante salientar que todo jogo na forma normal tem um equilíbrio de Nash de estratégias mistas (FELEGYHAZI; HUBAUX, 2006).

Percebe-se que a teoria dos jogos é uma ferramenta importante para a modelagem de um comportamento desejado pelos participantes de uma situação estratégica que envolve

uma interação conflitante como o encaminhamento de mensagens broadcast. Se o dilema do encaminhador for adaptado para o encaminhamento de mensagens broadcast, ele poderá gerar um entendimento sobre qual perfil de estratégia é mais eficiente e que seja um equilíbrio da rede.

3 REVISÃO DE SOLUÇÕES DA TEMPESTADE BROADCAST

A literatura das redes *ad hoc* proporciona uma grande quantidade de trabalhos que focam em soluções, as mais diversas, para o problema da tempestade *broadcast*. (LIM; KIM, 2001) provou que a técnica ótima de *broadcasting* é um problema NP-COMPLETO. Isto posto, as soluções conhecidas são aproximações do ótimo. Alguns trabalhos classificaram as soluções por semelhança: (BURUHANUDEEN et al.,), (ADAPTIVE..., 2001) e (PLEISCH et al., 2006).

(WILLIAMS; CAMP, 2002) além de classificar os trabalhos, realizou um estudo comparativo dos protocolos. A taxonomia proposta por (WILLIAMS; CAMP, 2002), figura 12, será utilizada como roteiro de apresentação dos trabalhos relacionados.

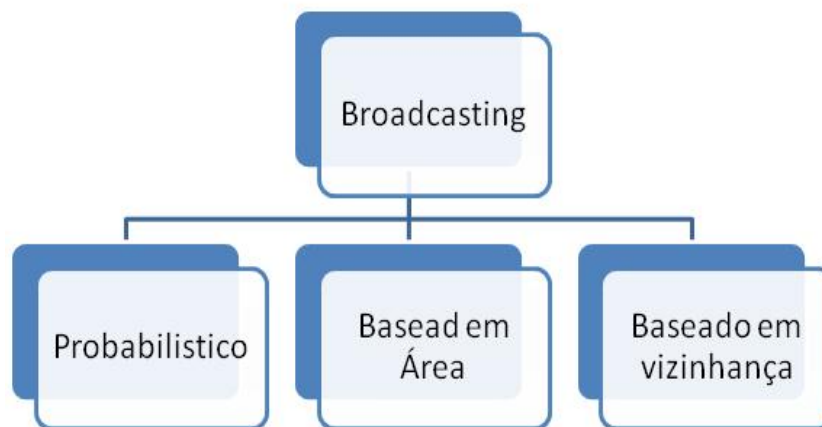


Figura 12: Taxonomia de técnicas de broadcast.

3.1 Solução probabilística

A técnica probabilística de redução da tempestade *broadcast* permite o encaminhamento de uma mensagem segundo uma probabilidade ajustável; assim, reduzindo o número de retransmissões. (NI et al., 1999b) demonstrou que recursos da rede podem ser salvos ao limitar o número de retransmissores, mesmo que de forma aleatória.

(ALSHAER; HORLAIT, 2005) propôs um mecanismo de encaminhamento onde a probabilidade de encaminhamento é adaptada de acordo com a densidade local, ou seja, a densidade estimada por cada nó da rede. Esta informação sobre a densidade é obtida através das mensagens HELLO envolvidas na operação do protocolo AODV(CHAKERES; BELDING-ROYER, 2002) (PERKINS; ROYER, 1999).

Com isso, cada nó da rede classificará a vizinhança em:

1. SH_o é o conjunto de veículos que são vizinhos em um salto a partir de o ;
2. SH_o^2 é o conjunto de veículos que são vizinhos em dois saltos a partir de o ;
3. M_{o,c_r} é o conjunto de veículos que são vizinhos em dois saltos a partir de o que pode ser alcançado através, e somente, de um veículo vizinho em um salto c , $\forall_r = 1, 2, 3, \dots, N$.

Quando um veículo o recebe uma mensagem broadcast pela primeira vez, ele obtém as probabilidades computadas pelas fórmulas:

$$P_{r_o} = \begin{cases} \frac{\sum_{r=1}^{N(SH_o)} N(M_{o,c_r})}{N(SH_o)} & \text{if } N(M_{o,c_r}) \leq N(SH_o) \\ 1 & \text{caso contrário} \end{cases}$$

$$Pr_{0_{SH}} = \frac{N(SH_o)}{N(SH_o) + N(SH_o^2)}$$

$$Pr_{0_{SH^2}} = \frac{N(SH_o^2)}{N(SH_o) + N(SH_o^2)}$$

Com estas probabilidades calcula-se um valor agregado ϕ , que é a probabilidade de encaminhamento da mensagem, através de:

$$\phi = \frac{(P_{r_o} + Pr_{0_{SH}} + Pr_{0_{SH^2}})}{3}$$

Baseando-se também na vizinhança, (KOUBEK SUSAN REA, 2008) define uma técnica de envio onde nós encaminhadores (*Relays*) são escolhidos dentro da vizinhança em um salto do transmissor. Para cada nó X na vizinhança, um nó emissor S calcula a probabilidade de encaminhamento fundamentando-se na distância, no vetor deslocamento e na velocidade:

$$\text{prob}_{\text{dist}} = \frac{\text{dist}_{\text{max}} - |S - X|}{\text{dist}_{\text{max}}}$$

$$\text{prob}_{\text{vector}} = \frac{180^\circ - \text{abs}|\vec{S} - \vec{X}|}{180^\circ}$$

$$\text{prob}_{\text{speed}} = \text{abs} \frac{\text{speed}(\text{max}) - \text{speed}|S - X|}{\text{speed}(\text{max})}$$

No máximo, 1 nó encaminhador é escolhido em cada direção (Norte, Sul, Leste e Oeste), e estes são o que tem a maior probabilidade na direção a qual pertencem.

Os nós receptores de uma mensagem *broadcast* verificam se a mensagem já foi recebida, se sim, a nova mensagem é descartada, caso contrário o nó encaminhará a mensagem com probabilidade determinada pelas fórmulas anteriores em um *slot* de tempo que varia do 7 ao 10 se for *relay*, o pacote carrega a informação de quem são os *relays*, e do 11 ao 15 caso não seja.

Fundamentado em protocolos epidêmicos (EUGSTER et al., 2004), que são protocolos probabilísticos que não requerem conhecimento de topologia, (NEKOVEE M.; BOGASON, 2007) propõem um mecanismo que necessita somente da posição do nó emissor da mensagem *broadcast*, o TTL e opcionalmente um parâmetro que especifica se a mensagem é propagada em uma direção específica ou omnidirecional.

No encaminhamento de mensagens omnidirecionais, o veículo, após receber uma mensagem nova, espera por um tempo antes de decidir sobre o encaminhamento da mensagem. Este tempo de espera é escolhido aleatoriamente dentro do intervalo $[0, T_{max}]$, onde T_{max} é proporcional à distância entre o veículo emissor e o receptor segundo a fórmula abaixo:

$$T_{max} = \min \begin{cases} \frac{T_o}{U} \exp\left(\frac{|x_{rec} - x_{sou}|}{L}\right) \\ T_{min} = \frac{T_o}{2U} \end{cases}$$

Onde U é um parâmetro que indica a urgência da mensagem, L é o comprimento da zona de propagação da mensagem, T_o é o tempo base para definição dos tempos máximos e mínimos de espera e $x_{rec} - x_{sou}$ é a distância que separa o nó origem do nó receptor.

Após finalizado o tempo de espera, a diferença entre a quantidade de réplicas da mensagem recebidas da dianteira e da traseira do veículo fundamentará a decisão de encaminhamento do veículo. A probabilidade P de encaminhamento é calculada pelas fórmulas abaixo:

$$P = \begin{cases} 1 & \text{se } N_f \text{ ou } N_b = 0 \\ 1 - \exp\left(-\alpha \frac{|N_f - N_b|}{N_f + N_b}\right) & \text{caso contrário} \end{cases}$$

N_f e N_b representam a quantidade de réplicas recebidas da dianteira e da traseira do veículo e α é um parâmetro que controla a redundância de transmissões.

Se a transmissão for direcional, o cálculo da probabilidade é modificado para manter a mensagem viva somente na direção desejada. Assim, P é computada pela fórmula

$$P = \begin{cases} 1 & \text{se } N_k = 0 \\ 1 - \exp\left(-\alpha \frac{N_k}{N_k + N_{\bar{k}}}\right) & \text{caso contrário} \end{cases}$$

Onde N_k é a quantidade de mensagens recebidas da direção de propagação da mensagem e $N_{\bar{k}}$ é o número de mensagens recebidas provenientes da direção contrária.

Baseando-se também em epidemia (WISITPONGPHAN et al., 2007) apresenta três técnicas:

- *Weighted p-persistence*
- *Slotted 1-persistence*
- *Slotted p-persistence*

Na técnica *Weighted p-persistence*, um nó j , após receber um pacote do nó i , checa o *ID* da mensagem e encaminha-a com probabilidade p_{ij} se é a primeira vez que a escuta, caso contrário a mensagem é descartada. A probabilidade de encaminhamento é calculada com base na distância entre emissor e receptor, além de R , que é o raio de transmissão médio:

$$p_{ij} = \frac{D_{ij}}{R}$$

Cada pacote contém uma informação de posicionamento obtida através do GPS, o que possibilita a priorização dos nós mais distantes. O *weighted p-persistence* é ilustrado na figura 13(a).

A técnica *Slotted 1-persistence* é uma técnica determinística disfarçada de probabilística, pois, ao receber um pacote proveniente do nó i , o nó j verifica o *ID* e encaminha com probabilidade 1 em um *slot* de tempo $T_{(S_{ij})}$ se o pacote foi recebido pela primeira vez e se nenhuma retransmissão foi detectada antes do slot de tempo, caso contrário o pacote é descartado.

Conhecendo-se previamente o número de *slots*, (N_s) , $T_{(S_{ij})}$ pode ser obtido com base em

$$T_{S_{ij}} = S_{ij} \times \tau$$

Onde τ é o atraso estimado em um salto de propagação de uma mensagem e S_{ij} é o número do *slot* obtido a partir de

$$S_{ij} = N_s \left(1 - \left\lceil \frac{\min(D_{ij}, R)}{R} \right\rceil \right)$$

O comportamento de *Slotted 1-persistence* é discriminado na figura 13(b).

Slotted p-persistence junta as duas técnicas. Para encaminhar uma mensagem proveniente de i, j verifica o *ID* para checar a originalidade da recepção e calcula um *slot* de tempo $T_{(S_{ij})}$, como *Slotted 1-persistence*, e como em *Weighted p-persistence* a mensagem é encaminhada com probabilidade p_{ij} baseada na distância entre receptor e origem. Caso o *ID* da mensagem

já tenha sido verificado anteriormente ou alguma retransmissão foi detectada anteriormente ao *slot* de tempo o encaminhamento é abortado. *Slotted p-persistence* é esboçada na figura 13(c).

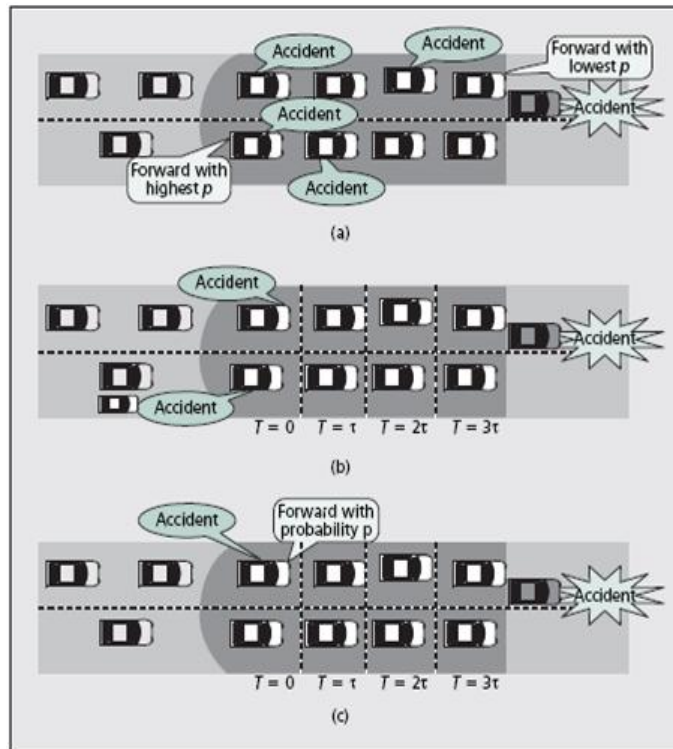


Figura 13: Esquemas propostos por (WISITPONGPHAN et al., 2007). (a) Weighted-p, (b) Slotted-1 e (c) Slotted-p

3.2 Solução baseada em área

Protocolos de encaminhamento baseado em área priorizam o encaminhamento que irá cobrir a maior área nova possível, que ainda não foi coberta com o encaminhamento da mensagem. O objetivo é poupar recursos da rede através do encaminhamento que alcança o maior número de nós que estão a escutar a mensagem pela primeira vez, ou seja, reduz-se o número de saltos necessários para a cobertura da área de propagação desejada para a mensagem.

(OSAFUNE L. LIN, 2006) apresenta um algoritmo de encaminhamento que é simples. O algoritmo representa bem o comportamento básico dos protocolos baseados em área. Na figura 14, onde os nós têm alcance de 200 metros, A deseja que uma mensagem gerada por ele alcance D .

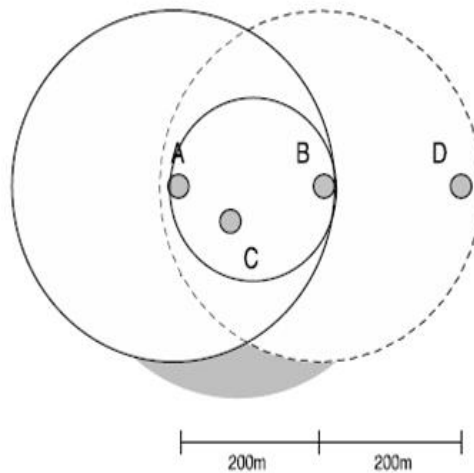


Figura 14: Representação da cobertura.

De acordo com o critério da maior nova área a ser coberta pelo encaminhamento, o encaminhamento da mensagem deveria ser feito por *B*, pois *C* tem um menor ganho espacial. Para garantir este comportamento, a partir de uma distância D_{max} , não há tempo de espera para o encaminhamento. Todos os nós que não estão a uma distância superior a D_{max} , do transmissor, calculam um tempo de espera para o encaminhamento cuja duração é inversamente proporcional a distância do transmissor. Todo nó que está esperando para encaminhar a mensagem, ao escutar a transmissão da mensagem por um vizinho, aborta a retransmissão.

(AKKHARA YUJI SEKIYA, 2008) assume que cada veículo seja equipado com dois *transceivers* e um canal é dedicado para cada transceiver. Quando um veículo deseja transmitir uma mensagem, ele a faz no canal dedicado à troca de informações. Os nós receptores, ao final da transmissão sendo recebida pelo canal de informação, calculam um tempo de espera (T_{wait}) segundo as fórmulas abaixo.

$$T_{wait}(X) = \frac{(TR - D_{SX})}{TR} \times T_{wait}(MAX)$$

$$T_{wait}(MAX) = T_{trans}(Alarm) - [T_{trans}(Alarm.Hdr) + T_{proc} + T_{trans}(M) + (2 \times \frac{TR}{V_{prop}})]$$

Onde D_{SX} é a distância em metros entre o veículo emissor *S* e o receptor *X*, TR é o alcance de transmissão, em metros, V_{prop} é a velocidade de propagação da onda do rádio, em metros por segundo, T_{proc} é o tempo de processamento necessário para reconhecimento e envio da mensagem, e T_{trans} o tempo de transmissão de uma mensagem.

O tempo de espera é inversamente proporcional à distância: quanto maior a distância menor o tempo de espera. Depois de expirado o tempo de espera, cada veículo irá encaminhar

uma mensagem se não recebeu nenhum *flag* de notificação, pelo canal de notificação, antes da expiração. Uma segunda abordagem também foi proposta. Nela ao invés de enviar um *flag* de notificação, o canal de notificação é transformado em canal de informação e a mensagem é encaminhada após o término do tempo de espera, se nenhum encaminhamento foi detectado no canal. Assim, cada nó receberá a mensagem por um canal e encaminhará pelo outro canal, formando um *zig-zag* de canais.

Também se apoiando no tempo para priorizar nós que estão mais distantes, (DA et al., 2007) formula uma equação que exprime o tempo de espera como:

$$waitingTime = (1 - \frac{D}{TR}) \times maxWT$$

Onde D é a distância do emissor e TR é o raio de transmissão. $maxWT$ é um parâmetro que pode ser ajustado de acordo com a densidade do ambiente.

O nó mais distante, antes de encaminhar a mensagem, enviam um ACK para avisar aos vizinhos que estão na direção do emissor, para que estes abortem a retransmissão, pois ela será realizada por um nó mais distante do emissor que eles.

Se o emissor não escutar um ACK em no máximo $maxWT$, a cada $10 \times maxWT$, a mensagem será retransmitida até que seja realizada o encaminhamento.

Similarmente (PALAZZI et al., 2007) calcula o tempo de espera de acordo com uma janela de contenção que varia de um valor mínimo ($CWmin$) a um valor máximo ($CWmax$) dependendo da distância ao transmissor e do alcance de transmissão estimado ($MaxRange$) contido na mensagem. O tamanho da janela é expresso por:

$$\lfloor \left(\frac{MaxRange - Distance}{MaxRange} \times (CWMax - CWMin) \right) + CWMin \rfloor$$

Após receber a mensagem e calcular o tamanho da janela de contenção, o nó escolhe aleatoriamente dentro da janela um tempo de espera. A mensagem é encaminhada ao final do tempo de espera, se não foi detectada a retransmissão anteriormente. Na retransmissão o alcance de transmissão estimado é atualizado.

Preocupando-se com o desenvolvimento de protocolos que tenham bom desempenho em ambientes urbanos, onde há diversos cruzamentos, (KORKMAZ; EKICI; OZGUNER, 2007) propôs dois protocolos: AMB e UMB. Eles são compostos de duas fases: *broadcast* direcional e *broadcast* de interseção. Embora os dois protocolos utilizem a mesma técnica de *broadcast* direcional, diferem na fase de *broadcast* de interseção. Quando nas interseções há prédios impedindo comunicação direta entre as vias, UMB instala repetidores nas interseções para que a mensagem seja encaminhada em todos os segmentos de estrada. Quando a comuni-

cação não está obstruída, não há a necessidade de repetidores, utiliza-se AMB.

O *broadcast* direcional é dividido em duas fases. A primeira fase é a troca de pacotes RTB/CTB, *request to broadcast* e *clear to broadcast*, respectivamente. Este *handshake* é o responsável pela seleção do nó encaminhador da mensagem.

Para encaminhar uma mensagem, o nó emissor envia um pacote RTB requisitando o encaminhamento de uma mensagem por nó que está na direção de propagação da mensagem. Os receptores da mensagem calculam um tempo de duração de um sinal *Black-burst* que é enviado após um tempo SIFS. A duração do sinal é calculada de acordo com a distância. Após a transmissão do sinal pelo tempo determinado, o nó receptor escuta o canal. Se o canal estiver ocupado por um sinal, significa que alguém mais distante está apto a transmitir, senão significa que é o mais distante e envia uma mensagem CTB indicando a responsabilidade de transmissão após um tempo CTBTIME, que é maior que SIFS e menor que DIFS. Caso, durante a recepção do pacote CTB, o nó transmissor detecte que vários destinatários estão se habilitando a retransmitir a mensagem, ele inicia uma fase de resolução de conflito para que somente um se habilite a retransmitir o pacote.

Ao receber com sucesso um pacote CTB, o emissor envia a mensagem broadcast com o ID do nó que enviou a mensagem CTB. Este encaminha a mensagem, e após isto, envia uma mensagem ACK para o emissor confirmando o encaminhamento. Se o ACK não for recebido dentro do tempo determinado por *ACK timeout*, o emissor inicia o processo do seu começo.

Na fase do *broadcast* de interseção o protocolo usado depende da presença de infraestrutura. Se há repetidores localizados nas interseções de vias, o nó encaminhador, ao detectar a presença de um repetidor, envia a mensagem endereçando-a de maneira *unicast* para o repetidor. Este ao receber a mensagem encaminha em todas as direções do cruzamento. Na ausência de repetidores, usar-se-á o protocolo AMB, que selecionará como repetidor o nó com maior proximidade de um cruzamento. O esquema de seleção é muito parecido com o direcional. Porém, para viabilizar esta seleção, os nós mais próximos a cruzamentos irão calcular a duração de envio de sinal *Black-burst* não mais de acordo com a distância ao emissor de RTB, mas sim em relação à distância do cruzamento. Quanto mais próximo aos cruzamentos, maior a duração do sinal *Black-burst*.

A estratégia de usar reserva de canal para *broadcast* através de *handshake* RTB/CTB é também utilizada em (FASOLO A. ZANELLA, 2006). Porém, a mensagem RTB divide a área de propagação do emissor em setores. Cada mensagem RTB carrega as coordenadas do emissor e o comprimento de um setor. Os receptores através da distância ao emissor calculam a que setor eles pertencem. A cada setor está associada uma janela de contenção de tamanho cw . A numeração dos setores cresce em direção contrária à da propagação. Assim, um Setor S_r é associado a uma janela de contenção W_r de tamanho cw onde:

$$W_r = \{(r-1)cw, (r-1)cw+1, \dots, rcw-1\}, r = 1, 2, \dots, N_s$$

Os nós irão seleccionar aleatoriamente, dentro da janela de contenção associada, um tempo de espera para envio da mensagem CTB. Como um Setor S_1 , que é mais distante que um setor S_2 , irá seleccionar um tempo dentro da janela $W_1 = \{0, 1, \dots, cw-1\}$ e este último irá seleccionar em uma janela $W_2 = \{cw, cw+1, \dots, 2cw-1\}$, os nós mais distantes terão prioridade na resposta ao emissor. Um nó, terminado o tempo de espera e não escutando uma transmissão de CTB anteriormente, transmite uma mensagem CTB após DIFS, que contém o ID do nó. O emissor após receber corretamente a mensagem CTB envia a mensagem juntamente com o ID do nó encaminhador. Para manter a robustez, se após um RTB não houver um CTB associado depois de cwN_s , onde N_s é o número de setores, outro RTB é enviado depois de um *delay*. Se o emissor depois de encaminhar a mensagem não escutar do nó *relay* um RTB requisitando um novo nó encaminhador em um *delay* determinado, ele reinicia o processo de encaminhamento.

3.3 Solução baseada em vizinhança

Protocolos baseados em vizinhança controlam a tempestade *broadcast* fazendo uso de informações da topologia local do nó, ou seja, da vizinhança. As próximas subseções abordarão os trabalhos relacionados a esta categoria. Foram encontrados basicamente dois tipos de protocolos baseados em vizinhança: *Cluster* e *Multi Point Relay*.

3.3.1 Clusterização

Clusterização é uma técnica de agrupamento de nós por semelhança. Os nós em uma região determinada da rede compartilham um meio físico semelhante, assim é fácil pensar em termos de clusterização. Dado o meio compartilhado por um grupo de nós, eles se agrupam em um conjunto lógico denominado *cluster*, onde um nó coordena o funcionamento do *cluster* (*clusterhead*) e os outros obedecem a essa coordenação para a manutenção do agrupamento.

Em um rede MANET o artigo (NI et al., 1999a) mostrou que ao utilizar *clusters* no encaminhamento de mensagens *broadcasts*, há um ganho significativo em redundância e atraso. Importantíssimo para manutenção de bons índices de desempenhos das métricas da rede e da eficiência do *broadcast* é a estabilidade do *cluster* (AMIS et al., 2000).

A formação e manutenção do *cluster* no artigo (FAN, 2007) são baseadas em ID. Os nós se associarão ao *clusterhead* com o menor ID através do algoritmo *Directional Lowest-ID*.

Primeiramente escolhe-se como *clusterhead* (CH) o nó que possui o menor ID em uma região, onde os nós se movem em uma mesma direção. No início todos são candidatos, mas

quando um nó, após ouvir os vizinhos através de mensagens HELLO, percebe que é o menor ID em uma vizinhança, ele declara-se como CH de um novo *cluster* e avisa aos vizinhos. Quando um candidato escuta uma declaração de CH, se ele está se movendo na mesma direção ele junta-se ao *cluster* e se declara como um membro não CH para os vizinhos. Se um nó recebe mais de uma declaração de CH, ele agrega-se ao *cluster* cujo CH tem o menor ID. Nós que tem vizinhos que não pertencem ao *cluster* tornam-se *gateways*.

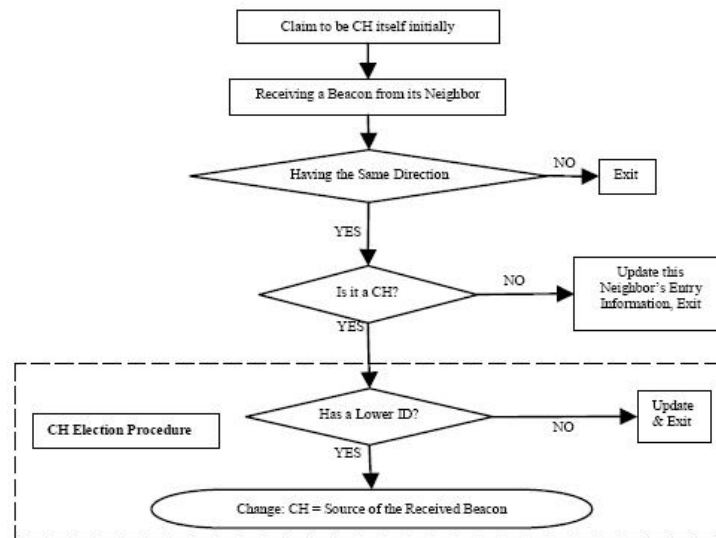


Figura 15: Algoritmo de (FAN, 2007)

O algoritmo de *broadcast* permite que o nó CH e os nós *gateways* retransmitam os pacotes. Porém há um potencial grande de redundância quando os *gateways* retransmitem os pacotes. Assim, dá-se prioridade ao encaminhamento pelo CH, que espera um tempo menor para acessar o meio para uma retransmissão. Os *gateways* observarão as mensagens *broadcast* que chegam a eles. Se elas ainda não atingiram um limite superior de vezes que foram transmitidas pelo nó, ela será avaliada para retransmissão. Se a mensagem for de um *cluster* vizinho ela será encaminhada imediatamente, senão aumenta-se o contador de encaminhamento daquela mensagem e a encaminha após um período de espera determinado por um temporizador.

Aproveitando que o padrão DSRC é multicanal, o artigo de (ZHANG; SU; CHEN, 2006) define funções para eles:

- Ch178 é o canal de controle inter-cluster (ICC);
- Ch174 é o canal de dados inter-cluster (ICD);
- Ch172 é o canal de controle intra-cluster (CRC);
- Ch176, 180, 182, 184 são os canais de dados intra-cluster (CRD).

Cada veículo é equipado com dois transmissores operando em canais diferentes. Em cada veículo CH, um transmissor usa um MAC livre de contenção sobre o canal CRC para recebimento e entrega de dados, bem como de mensagens de controle dentro do *cluster*, enquanto o outro transmissor troca mensagens de segurança com outros CHs através de um MAC baseado em contenção, sobre o canal ICC. Em cada veículo membro do *cluster*, um transmissor é dedicado à comunicação com o CH sobre o canal CRC. O outro transmissor pode ser utilizado para troca de dados sem limitação de tempo, sobre os canais ICD/CRD. O esquema manipula três tarefas:

- Gerenciamento do cluster
- Entrega de mensagens em tempo real (mensagens de segurança)
- Entrega de mensagens sem requisitos de tempo

Para lidar com essas tarefas foram propostos três protocolos: protocolo de configuração de *cluster*, protocolo de comunicação *inter-cluster* e protocolo de comunicação *intra-cluster*.

Primeiramente, o protocolo de configuração do cluster usa o MAC baseado em contenção sobre o canal ICC para as tarefas de gerenciamento do *cluster* (Entrada e saída de nós, eleição de líder, etc.). Segundo, o protocolo de comunicação *inter-cluster* troca mensagens de tempo real e mensagens sem restrições temporais sobre os canais ICC e ICD, respectivamente. Terceiro, o protocolo de coordenação e comunicação *intra-cluster* usa um MAC multicanal para gerenciar a comunicação no *cluster*. Cada CH coleta/entrega mensagens de segurança e designa os canais ICD/CRD aos membros do *cluster* usando um MAC livre de contenção sobre o canal CRC. Cada membro usa um transmissor para comunicar-se com o CH, enquanto o outro transmissor pode ser usado para uma comunicação direta com outro nó dentro do *cluster* sobre o canal CRD designado por CH.

Cada veículo opera em um dos quatro estados no tempo:

- Cluster-head (CH)
- Quasi-cluster-head (QCH)
- Cluster-member (CM)
- Quasi-cluster-member (QCM)

Por causa da altíssima mobilidade do ambiente é impossível garantir a estabilidade da topologia do *cluster*. Assim, os estados “quasi” foram introduzidos para gerar uma tolerância às falhas. A máquina de estados, figura 16, demonstra o relacionamento entre eles.

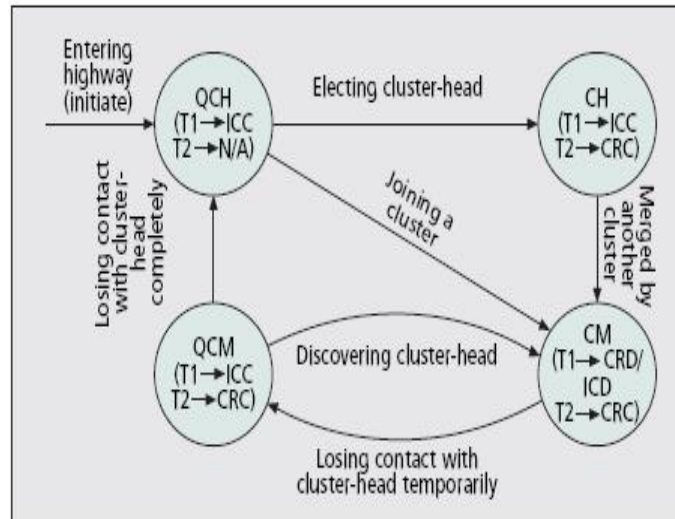


Figura 16: Estados de um nó em (ZHANG; SU; CHEN, 2006).

A transição entre os estados da máquina é controlada pelo protocolo de configuração do *cluster*. Há sete condições de transição de estados que são descritas a seguir:

- Entrando em uma estrada: quando o veículo apenas entra na estrada;
- Juntando-se a um *cluster*: quando veículo QCH recebe uma mensagem de aviso válida de um CH. O CH envia periodicamente uma mensagem de convite para união com o *cluster* liderado, a cada t_j unidades de tempo. Um veículo QCH, que não está integrado a nenhum *cluster*, ao receber a mensagem de convite, avalia a potência do sinal com que a mensagem foi recebida. Se ela for superior a um piso é considerada válida. Após isso, QCH envia uma mensagem requisitando a união ao *cluster*, incluindo o ID e o endereço de rede. Após receber a requisição, CH envia um ACK confirmando a inclusão do nó;
- Elegendo um *cluster-head*: quando um QCH, após passadas t_j unidades de tempo, não recebe uma mensagem de convite, significa que ele não está ao alcance de algum CH. Então ele torna-se CH;
- Perdendo contato com um CH temporariamente: quando um CM não recebe uma escala de alocação do meio em T unidades de tempo do CH, CM muda o estado para QCM e um dos transmissores passa a operar no canal ICC para enviar e receber mensagens de segurança. O outro transmissor continua operando no canal CRC na tentativa de restabelecer contato com o CH;
- Perdendo contato com o *cluster-head* completamente: se QCM não ouvir a mensagem de alocação por duas vezes, ele considera que perdeu contato com o CH e muda o estado para QCH. No CH, o nó será removido da lista de membros do *cluster*;

- Descobrimo *cluster-head*: quando um QCM recebe uma alocação de um CH, ele muda o estado para CM e retoma a conexão com CH;
- Junção de *clusters*: quando um CH recebe um convite de outro CH, se o outro tem mais membros que ele, então ele torna-se membro do CH que convidou. Os antigos membros do *cluster* liderado pelo ex-CH decidem se acompanharão o ex-CH ou se formarão um novo *cluster* de acordo com as regras anteriores.

O protocolo de coordenação e comunicação *intra-cluster* divide o canal CRC em unidades regulares de tempo, de comprimento T , chamada período de repetição. Esse intervalo de tempo é dividido em um tempo de *upstream*, em que um período livre de contenção baseado em TDMA é utilizado para dar oportunidade a todos CM de se comunicarem, e um período de *downstream*. O esquema TDMA pode garantir que a cada T intervalos de tempo um CM pode transmitir.

Primeiramente CH cria um escalonamento TDMA especificando quando cada veículo poderá transmitir, de acordo com o número N , de nós no *cluster*. Este escalonamento é enviado aos nós CM do *cluster*. Segundo, CM envia mensagens de segurança e requisições de reserva de canal durante o *slot* de tempo a ele designado. Terceiro, o CH junta as informações de segurança que recebeu dos outros CHs e CMs e envia aos CMs do *cluster*. Finalmente, CMs transmitem dados que não são de tempo real nos canais designados por CH.

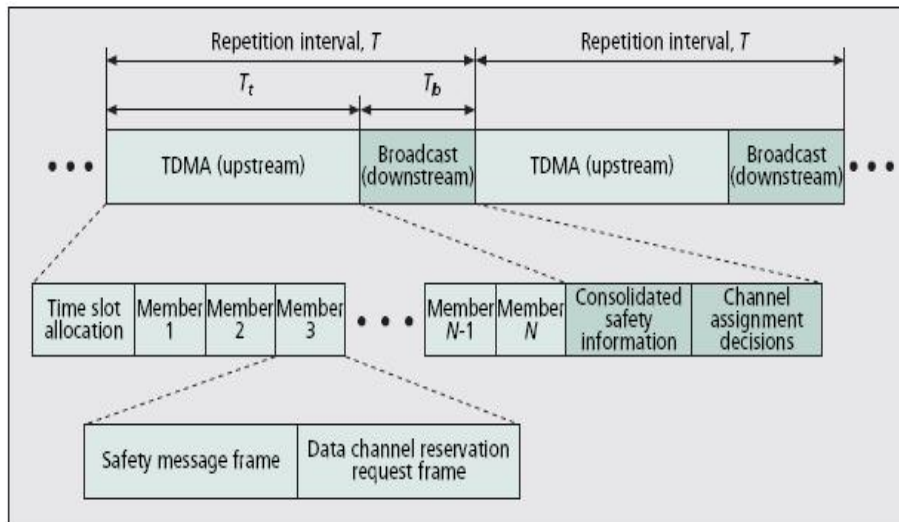


Figura 17: Divisão do tempo no canal CRC.

Na comunicação *inter-cluster* os nós competem pelo meio com um MAC baseado em contenção. Mensagens de tempo real disputam o canal de tempo real ICC. Além disso, somente CHs e nós “quasi” podem competir para transmitir nesse canal. As mensagens que não são de urgência são encaminhadas por um único nó em cada *cluster*, escolhido aplicando-se

o protocolo de comunicação e coordenação *intra-cluster*. Esses nós se tornam *gateways* dos *clusters*, e competem para transmitir no canal ICD.

3.3.2 Multi Point Relay

Esta técnica basicamente restringe o conjunto de nós que encaminham um pacote, de todos os nós, para um subconjunto menor desses nós.

O tamanho desse conjunto depende da topologia da rede, mas a ideia é que seja o menor possível, escolhendo eficientemente os vizinhos que cubram (em termos de alcance rádio) a mesma região da rede que o conjunto completo de nós. Esse conjunto menor é denominado *multipoint relays* de um dado nó da rede.

(AMOROSO et al., 2009) escolhe os nós *relay* de acordo com a área alcançada por cada *relay*. Periodicamente cada nó escolhe um tempo aleatório para envio de uma mensagem “oráculo”. Esta mensagem informa aos receptores dela, quais foram os nós cujo emissor da mensagem oráculo recebeu uma mensagem oráculo anterior. Com isso, cada receptor de uma mensagem oráculo é capaz de saber quem recebeu uma mensagem oráculo enviada por ele, e de quem ele recebeu. Estas são representadas pelas listas *Reached and Listened*, respectivamente.

Quando um nó está interessado em enviar uma mensagem, ele checa a lista de nós alcançados pela mensagem oráculo, *reached list*, que está ordenada em relação à área coberta pela retransmissão dos que estão inseridos na lista. Os primeiros da lista são selecionados para formação do conjunto dos *multipoint relays*, pois são os que adicionam mais área nova à retransmissão. Quando a mensagem é enviada, adiciona-se a ela a lista de *relays*.

Os receptores verificam se estão na lista de *relays*. Se sim, calculam um tempo de espera baseando-se no índice onde aparecem na lista, *slot* de tempo vezes o índice. Desta maneira, os que adicionarão mais área terão menos tempo de espera, conseqüentemente serão prioritários.

3.4 Exame das propostas

Percebe-se que os protocolos *broadcast* em VANETs baseiam-se muito na distância entre emissores e receptores para formular uma decisão sobre o encaminhamento. A probabilidade de encaminhamento e o tempo de espera são calculados basicamente levando em consideração a distância. Isto é uma tentativa primária de inserir uma visão periférica da vizinhança em um nó. Pois, calibrando-se cada veículo com esta dependência da distância, os protocolos estão apenas formulando uma racionalidade primitiva ao encaminhamento: levar em consideração que dentro do alcance de transmissão do emissor poderá haver vizinhos com os quais poderei conflitar no encaminhamento.

Poucos são o que mantém uma visão mais completa da vizinhança, para que esta seja utilizada na tomada de decisão. Além dessa escassez, o mecanismo utilizado para a obtenção deste panorama é primitivo e pesado, no sentido de inundar desnecessariamente o meio físico. Esta falha é a grande barreira para protocolos que querem uma comunicação coordenada eficiente.

4 JOGO BROADCAST

4.1 Introdução

Kitty Genovese era uma jovem nova-iorquina que foi assassinada na porta de entrada do condomínio onde morava. Seus vizinhos ouviram os gritos, os pedidos de socorro da jovem que era esfaqueada a 30 metros da entrada do prédio, na madrugada fria de Nova York. A reação foi tímida, apenas um único grito para que o assassino deixasse a vítima em paz. Assustado, o assassino deixa a vítima, que lentamente se move em direção da entrada do prédio. Percebendo que não haveria nenhuma reação da vizinhança, o assassino volta e termina brutalmente com a vida de Kitty.

Após a descrição do caso em uma reportagem do *New York Times* (TIMES, 1964), psicólogos sociais desenvolveram uma pesquisa que resultou na descrição da difusão da responsabilidade, ou efeito espectador: a apatia na reação dos vizinhos não foi devido ao egoísmo das pessoas, ou seja, eles estavam se importando com a situação; a relutância em agir foi gerada pelo fato de várias pessoas estarem presenciando o fato, e cada uma, provavelmente, esperando que as outras tomassem uma decisão.

Agora imagine um homem que passa mal em uma via pública e necessita urgentemente de ajuda. É claro que todos os espectadores desta situação estão aptos a ajudar, ao menos ligando para alguma emergência. A maioria com certeza estaria disposta a ajudar o homem na situação. Porém, aqueles mais racionais, esperam a reação dos outros expectadores com a intenção de se livrar do custo relacionado a ajuda. Assim, eles passam a responsabilidade um para o outro, gerando o risco de nenhuma ajuda ser prestada e tendo como resultado uma situação que é pior, para cada expectador, comparada a situação de cada expectador se dispor a ajudar.

Nos dois exemplos percebe-se que os expectadores têm algum grau de interesse na produção do bem comum, em ambos os casos a ajuda ao necessitado. Um único expectador é necessário para a produção do bem comum, o voluntariado adicional de outros expectadores é desnecessário. Os expectadores desejam contribuir com a produção do bem comum, caso nenhum outro o faça, mas preferem que algum outro expectador produza.

Mas, há uma diferença entre os dois casos. Na primeira situação, não há o conhecimento dos expectadores sobre a presença de outros no cenário. Desta forma, cada expectador terá de decidir independentemente sobre sua contribuição. Portanto, não há nenhuma razão para atrasar a ajuda, enquanto a urgência da ação aumente com o passar do tempo. Já no segundo caso, todos os expectadores têm conhecimento da presença dos outros. Neste caso, cada expectador pode razoavelmente adiar sua contribuição, na esperança de que ela seja realizada por outro. Para isto, cada expectador pesa o benefício do atraso com os custos associados.

Ambas as situações, com ou sem a possibilidade de observação do comportamento dos outros observadores levam a dilemas sociais. Estes dilemas são estudados por jogos propostos em (DIEKMANN, 1985)(WEESIE, 1993) que se dispõem analisar as situações onde um voluntário produz o bem comum arcando com um custo que é menor que benefício. No dilema do voluntário, proposto em (DIEKMANN, 1985), os jogadores não observam as escolhas dos outros. Eles escolhem independentemente, simultaneamente, se irão contribuir. O jogo modela principalmente a probabilidade de um jogador contribuir imediatamente ou não contribuir mais.

O dilema do voluntário é um modelo ideal para a análise do primeiro cenário. Ele foi utilizado por (NASERIAN; TEPE, 2009) em decisões de encaminhamento de mensagens broadcast. Porém, se um jogador não observa a escolha de outro jogador, mais de um jogador poderá contribuir e pagar o custo associado a esta ação. Porque um único jogador é necessário para criação do bem comum, voluntários adicionais geram desperdício de recursos. Como cada nó de uma rede, através da escuta das mensagens da vizinhança, sabe da presença de outros jogadores, o cenário similar ao encaminhamento de mensagens broadcast é o segundo. O Dilema do voluntário com restrições de tempo modela este segundo cenário, e nele cada jogador observa se o benefício foi produzido por outro jogador. Assim, cada jogador não tem que decidir entre produzir o bem comum agora ou nunca, mas sim sobre que tempo deve esperar para produzir o bem comum, dado que ninguém produziu anteriormente.

4.2 Caracterização da vizinhança

Para tomar ciência de como está composta a vizinhança, sua mobilidade, densidade e possíveis configurações futuras, cada nó utilizará o sistema de gerência de mobilidade proposto em (HÄRRI; BONNET; FILALI, 2008) e já descrito no capítulo de fundamentação teórica.

O envio de mensagens HELLO, proposta no sistema, será realizado de maneira distinta de acordo com a mobilidade. Caso o nó esteja movendo-se de acordo com os parâmetros de mobilidade informados aos vizinhos através de uma mensagem HELLO anterior, a cada $2/3$ do raio de transmissão do nó, a mensagem HELLO será enviada com o intuito de atualizar a visão da vizinhança sobre a mobilidade do nó emissor. Caso o nó tenha desviado do seu comportamento previsto, o envio da mensagem será adiantado para o momento onde foi detectada a infração da mobilidade que estava prevista.

Conhecendo-se o valor do raio de transmissão e a velocidade de um nó, pode-se prever o tempo onde está previsto o envio de uma nova mensagem HELLO; este tempo é chamado *predicted t*. A diferença de tempo entre o envio de uma mensagem, *initial t*, e o tempo previsto para envio da próxima mensagem é dividida em 7 intervalos de tempo iguais, figura 18.

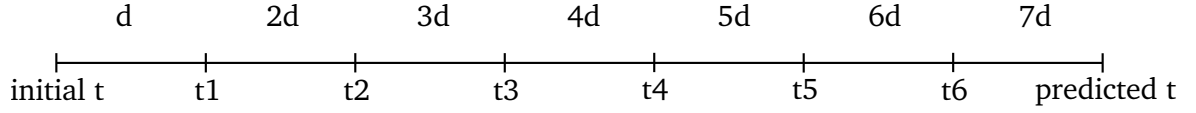


Figura 18: Intervalos de tempo entre envio de mensagens.

Ao final de cada intervalo t_i , é realizada uma comparação entre a velocidade real (V_r) do veículo e a velocidade prevista (V_p), caso a diferença absoluta entre V_r e V_p seja maior que um valor ε , suficientemente pequeno, um novo *broadcast* é realizado. Vale ressaltar que a velocidade prevista no instante atual é obtida utilizando informações de posicionamento e tempo, que são aplicadas às fórmulas cinemáticas.

A segunda situação é quando o veículo está parado. Para este caso, o envio de mensagens HELLO será periódico, e o intervalo do envio será correspondente ao tempo médio em que uma determinada trajetória permanece confiável ($1/\beta$), em um determinado modelo de mobilidade.

Com o uso deste esquema, pretende-se diminuir a quantidade de divulgações desnecessárias, pois, os envios de mensagens somente serão realizados ao verificar uma variação maior que ε entre a velocidade prevista e a real. Caso esta variação seja menor que ε , provavelmente os veículos da rede que estiverem no raio de alcance possuirão informações de localização e velocidade com uma pequena margem de erro e assim poderão prever melhor o posicionamento dos outros veículos.

4.3 Jogo broadcast

Como apresentado no capítulo 2, o encaminhamento de mensagens *broadcast* é uma situação conflituosa, onde o interesse da rede depende do comportamento individual de cada nó. Para a redução do conflito, os algoritmos de *broadcast* introduzem algum tipo de raciocínio visando atender as necessidades das aplicações que usam a rede.

Tendo o dilema do voluntário com tempo restrito como modelo, podemos adaptá-lo para descrever a probabilidade com que cada veículo irá contribuir para a produção do bem comum. E assim, formular um algoritmo *broadcast* probabilístico que utiliza a probabilidade modelada no jogo para decisão de encaminhamento de mensagens.

O jogo é definido como $G = \{N, (S_{p_i})_{(i \in N)}, (U_{p_i})_{(i \in N)}\}$ onde N é o número de veículos participantes, S_{p_i} é o conjunto estratégia, e U_{p_i} é a função utilidade para um jogador p_i . O conjunto estratégia S_{p_i} de um jogador p_i é $S_{p_i} = \{t_1, \dots, t_n\}$, onde $s_{p_i} = t_j$ implica no encaminhamento da mensagem no tempo t_j . Um nó p_i recebe a utilidade U_{p_i} após a escolha da estratégia. O jogo é jogado toda vez que um veículo recebe uma mensagem *broadcast* que deve ser reencaminhada. O número de jogadores é a quantidade de veículos que recebem a

mensagem.

A produção do bem comum, que no caso é o encaminhamento de uma mensagem, gera um ganho (G). Para produção, o provedor do ganho da rede arcará com um custo (C) que é independente do tempo t em que foi produzido o ganho. Na tabela 4.3 abaixo, representamos o jogo na forma normal.

P_i/P_{-i}	TODOS QUIETOS	AO MENOS UM TRANSMITIR
QUIETO	0	G
TRANSMITIR	$G - C$	$G - C$

Tabela 2: Representação normal do Jogo.

Porém, o ganho gerado pelo encaminhamento de uma mensagem é reduzido com o aumento do atraso. A fórmula abaixo descreve o benefício em função do tempo.

$$b(t) = b\varphi(t)$$

Onde $b > 0$ é uma variável representando o benefício gerado com o encaminhamento da mensagem, e φ é uma função de enfraquecimento do bem produzido, que decresce até zero com o aumento do atraso, calibrando a qualidade do benefício gerado.

Em um cenário com o número de jogadores maior que um, $\varphi(t)$ é definida como $\varphi : [0, \infty] \rightarrow [0, 1]$ então $\varphi' < 0$, $\varphi(0) = 1$, e $\varphi(\infty) = 0$.

Definindo $t^m = \min_{1 \leq j \leq n} t_j$, a utilidade de uma estratégia de um jogador p_i é:

$$u_{p_i}(S_{p_i}) = \begin{cases} b\varphi(t^m) - c, & \text{se } t_i = t \\ b\varphi(t^m), & \text{caso contrário} \end{cases}$$

O jogo assume que o ganho G é maior ou igual ao custo, para que todos sejam incentivados a contribuir. O benefício tende para 0 com o aumento do atraso. Assim, até um determinado tempo limite $T_{p_i} = \varphi^{(-1)}(\eta_{p_i})$, o jogador p_i está disposto a encaminhar a mensagem dado que ninguém agiu antes de T_{p_i} . Para um tempo $t > T_{p_i}$ os custos excedem os benefícios, e o nó p_i não encaminhará mais a mensagem.

Se a relação custo benefício for a mesma para todos os nós o jogo é dito simétrico. (WEESIE, 1993) demonstrou que para esta configuração do jogo, há um equilíbrio de Nash, segundo as estratégias mistas, onde cada nó irá contribuir para a produção do bem comum, encaminhar uma mensagem, com probabilidade

$$p(t) = \begin{cases} 1 - \exp\left(-\frac{1-\varphi(t)}{(n-1)\eta}\right) & \text{para } t \in [0, T] \\ 1 - \exp\left(-\frac{1-\eta}{(n-1)\eta}\right) & \text{para } t \geq T \end{cases}$$

A função distribuição de probabilidade de um nó contribuir depende da quantidade de veículos que escutaram a mensagem (n), da função de enfraquecimento do bem produzido (φ) e da relação custo-benefício (η). Cada jogador também não irá contribuir com uma probabilidade α , tal que α é independente da função de enfraquecimento do bem produzido.

$$\alpha = \exp\left(-\frac{1-\eta}{(n-1)\eta}\right) \rightarrow 1 \text{ para } n \rightarrow \infty$$

4.3.1 Priorização dos veículos através do espaço e do tempo

O CSMA/CA é suscetível a um problema de sincronização que pode reduzir a capacidade de evitar colisões dos protocolos da família 802.11 (BLUM; ESKANDARIAN, 2009). Este problema leva os nós a sincronizarem o acesso ao meio, o que ocasiona colisão.

No jogo *broadcast* o sincronismo será evitado de uma maneira semelhante à utilizada por (WISITPONGPHAN et al., 2007). N_s é o número de setores de tempo que contém os setores de S_1 até S_{N_s} , iniciando-se do setor limítrofe do alcance de cobertura (S_1) e movendo-se em direção ao nó transmissor (S_{N_s}), figura 19.

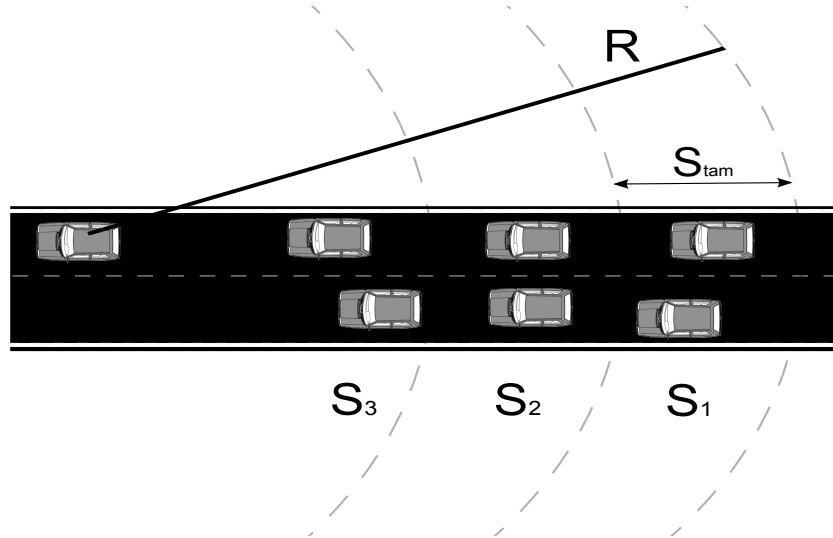


Figura 19: Setorização do tempo em relação ao espaço.

A cada setor S_r um atraso de encaminhamento está associado. O atraso de cada setor é proporcional a 5_{ms} , valor de referência proposto para o atraso de cada setor em (WISITPONGPHAN et al., 2007). Ou seja, o tempo de espera de um setor é descrito pela fórmula $T_{S_r} = (r - 1) \times 0.005$.

Cada nó após receber o pacote saberá a que setor pertence através da comparação da sua posição com a do nó emissor. Seja (x, y) a posição do nó emissor e (x', y') a posição do nó que encaminhará a mensagem, o setor ao qual o nó pertence é obtido segundo a fórmula $\lfloor \frac{D_{ij}}{S_{tam}} \rfloor$,

onde D_{ij} é a distância euclidiana entre (x,y) e (x',y') e S_{tam} é $\frac{R}{N_s}$, ou seja, o tamanho de cada setor em um alcance de transmissão R .

Porém, quanto maior a densidade de uma estrada, maior será a probabilidade de haver dentro de um mesmo *slot* um sincronismo entre cada veículo. Assim, o jogo *broadcast* adiciona ao tempo T_{Sr} de cada setor um atraso referente ao micro-setor que um veículo está inserido (T_{ms}).

Um micro-setor é uma região dentro do setor que associada a ela existe um atraso em função de SIFS. Cada setor contém $N_{ms} = S_{tam} / \text{Comprimento médio dos veículos}$.

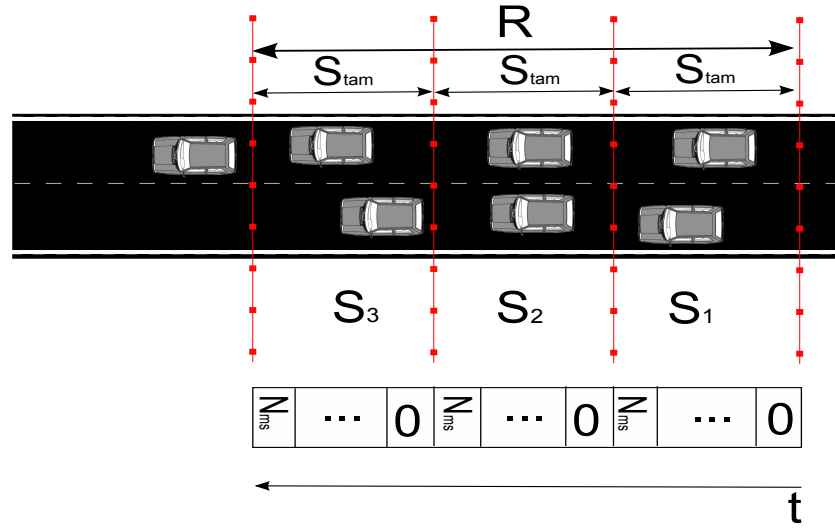


Figura 20: Micro-setores.

Seja (x_{sup}, y_{sup}) a borda superior do setor, ou seja, a borda mais distante do nó emissor. A distância $D_{j,sup}$ representa a distância entre o nó que irá retransmitir a mensagem e a borda. Caso esta distância seja nula, não haverá adição ao tempo T_{Sr} , caso o contrário adicionar-se-á $SIFS \times \lfloor D_{j,sup} / \text{Comprimento médio dos veículos} \rfloor$ ao tempo T_{Sr} .

Portanto, no jogo *broadcast* o tempo total de espera (T_{wait}) para encaminhamento de uma mensagem por um i é a soma de $T_{Sr} + T_{ms}$, onde T_{ms} representa o tempo adicional gerado pelos micro-setores.

4.3.2 A relação custo-benefício

Para incentivar o ganho espacial do encaminhamento de uma mensagem, o benefício gerado a partir de b por cada setor será proporcional à distância ao nó emissor. A função φ utiliza o tempo para medir a qualidade do benefício gerado. Porém, como o tempo de espera para um encaminhamento está intimamente relacionado com um setor, ele será utilizado para gerar a qualidade do ganho. Assim, define-se φ como $(0.2 \times ((N_s - S_r) + 1)) \times R$.

Definindo $b = R$, para um alcance de 1km, os valores do benefício variarão entre 200

e 1000, quando realizada a multiplicação de b pelo retorno de φ .

Já o custo será sempre menor que o menor valor do benefício. No caso do alcance de 1000m definiu-se o custo como 100. Este valor é suficiente para que um nó próximo ao emissor não seja aliado do encaminhamento. Caso o custo se equivalesse ao menor benefício, no caso é 200, os nós do setor adjacente ao emissor seriam impedidos de participar, pois suas probabilidades de encaminhamento seriam nulas.

4.3.3 Comportamento das probabilidades

Todo nó irá encaminhar a mensagem com uma probabilidade $p(t)$ que é $1 - \alpha$ em seu tempo limite T . Este tempo T corresponde ao tempo alocado pelo método de priorização de tempo no espaço, que favorece o encaminhamento da mensagem por nós mais distantes do nó emissor. Além desse privilégio na alocação do tempo, devido à arquitetura da relação custo-benefício, os nós mais distantes dispõem de uma probabilidade maior para o encaminhamento. Porém, dada a natureza do jogo, essas probabilidades nem sempre serão altas. Elas dependerão também da densidade presente em um setor. O gráfico 21 abaixo apresenta como seriam as probabilidades de encaminhamento de um nó em um determinado setor, de acordo com a densidade.

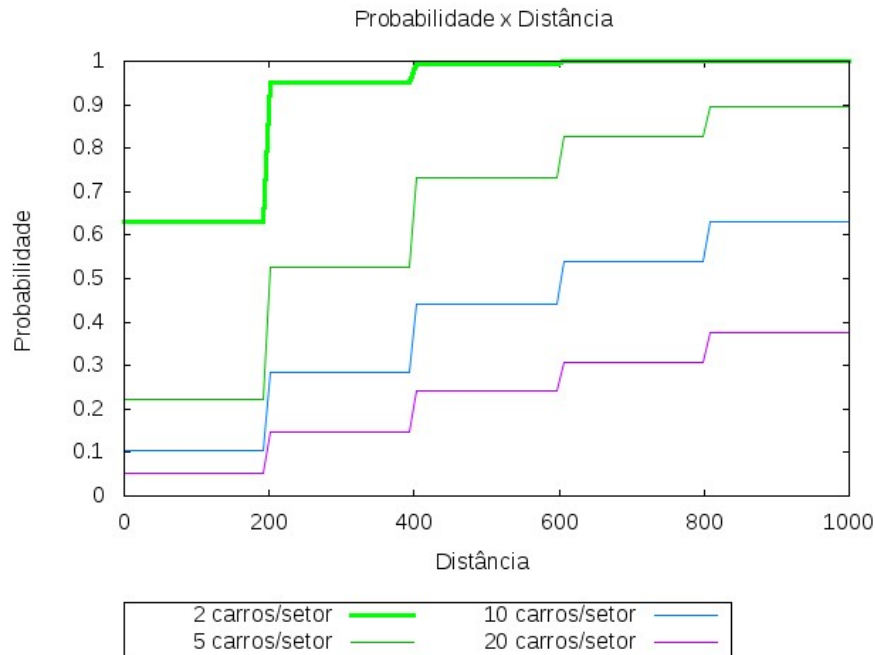


Figura 21: Probabilidades nos setores.

4.3.4 Algoritmo

O fluxograma, figura 22 apresenta o comportamento do jogo ao enviar e receber uma mensagem.

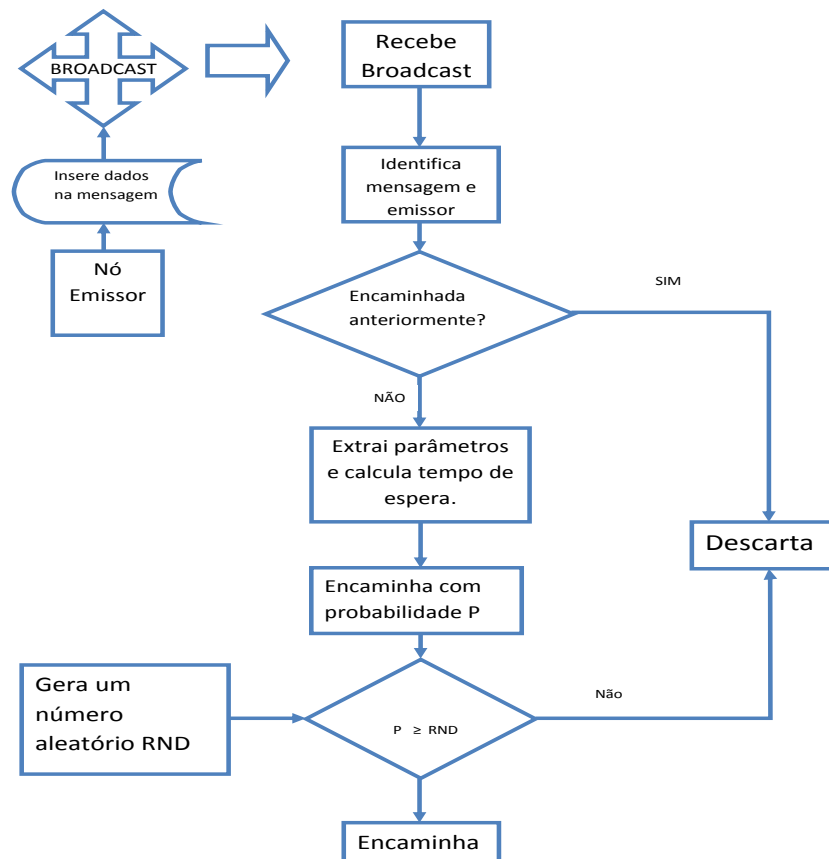


Figura 22: Procedimentos do jogo.

Para emitir uma mensagem um nó insere alguns parâmetros. Para o funcionamento do jogo é importante informar na mensagem a quantidade de setores, a densidade por setor e as coordenadas do nó emissor.

Um nó, ao receber uma mensagem para encaminhamento, identifica a mensagem e o emissor a fim de identificar se já houve encaminhamento da mensagem. Caso não tenha havido, o nó é responsável por calcular o tempo de espera baseando-se em setores e micro-setores. Depois de finalizado este tempo de espera, e não tendo escutado nenhuma retransmissão, o nó encaminha com probabilidade p , que é conseguida através da fórmula $1 - \alpha$, que utilizará a densidade no setor ao qual pertence.

Importante salientar que a densidade por setor será obtida através do gerenciamento cinemático da mobilidade da vizinhança. Cada nó manterá uma estrutura que contém os valores

previstos de densidade para cada setor.

4.4 Jogo broadcast assimétrico

Até agora todos os nós dentro de um setor têm a mesma probabilidade de encaminhamento de uma mensagem. A diferenciação ocorre apenas no tempo alocado para tentativa de encaminhamento, que está relacionado com a distância do nó em relação à borda superior do setor ao qual pertence.

Em (WEESIE, 1993) também há a afirmação que em um jogo assimétrico, ou seja, $n_i \neq n_j$ para nós i e j , haverá um equilíbrio onde todos os nós esperam pela ação do nó com melhor relação custo/benefício. Pensando em diminuir a probabilidade de disputa pelo encaminhamento da mensagem essa característica é incorporada ao Jogo *Broadcast*.

Imagine que em um instante t_o , um nó i encaminhou uma mensagem oriunda de um nó j . Em um tempo t uma nova mensagem procedente de j necessita ser encaminhada. Os nós vizinhos a i , utilizando as informações trocadas pertencentes às estruturas cinéticas de gerência de mobilidade saberão, probabilisticamente, se o nó i ainda é um vizinho de setor. Pela gerência cinética de mobilidade (HäRRI; BONNET; FILALI, 2008) sabe-se que o nó i estará na posição $Pos_i(t) = \begin{bmatrix} x_i + dx_i \cdot t \\ y_i + dy_i \cdot t \end{bmatrix}$ com uma probabilidade $p_i(t) = \exp(\frac{1}{\beta_i}(t - t_i))$, onde $\frac{1}{\beta_i}$ é um parâmetro que indica o tempo médio que o nó segue a trajetória, e t_i é o tempo onde a trajetória atual começou.

Se neste tempo t , o nó i , o nó que anteriormente encaminhou uma mensagem procedente de um nó j , estiver no mesmo setor onde encaminhou a mensagem anterior no tempo t_o , será prioritário no encaminhamento.

O nó prioritário encaminhará a mensagem com probabilidade 1, após esperar T_{S_r} . Enquanto os nós não prioritários que detectarem a presença de um nó prioritário adicionarão DIFS ao tempo calculado para encaminhamento, com o intuito de não conflitar com o nó prioritário, mesmo que a posição de um nó não prioritário seja a borda do setor mais distante do emissor.

5 EXPERIMENTOS

Neste capítulo são apresentados os resultados de experimentos realizados com as propostas weighted-p e slotted-1 (WISITPONGPHAN et al., 2007) descritas no capítulo de revisão da literatura e com os dois jogos propostos no capítulo anterior. Na seção 5.1 é descrito o cenário onde foram realizados os experimentos. A seção 5.2 apresenta a tecnologia utilizada para confecção do cenário. Já a 5.3 apresenta as métricas que servirão para analisar competitivamente as propostas. Na seção 5.4 são apresentados os resultados juntamente com uma análise sobre cada métrica. E ao final, na seção 5.5, discute-se como foi o desempenho da proposta.

5.1 O cenário de testes

Os experimentos tiveram como ambiente um cenário, figura 23, onde os carros moviam-se em uma autoestrada onde um emissor de mensagens está distante dez quilômetros do receptor. Esta distância permite avaliar o comportamento dos protocolos quanto à capacidade de disseminação da mensagem em um ambiente que pode sofrer tanto a escassez da capacidade de comunicação entre veículos, caso da distância entre veículos ser maior que um quilômetro, quanto a abundância de conectividade, caso de vários veículos estarem dentro do alcance de transmissão.

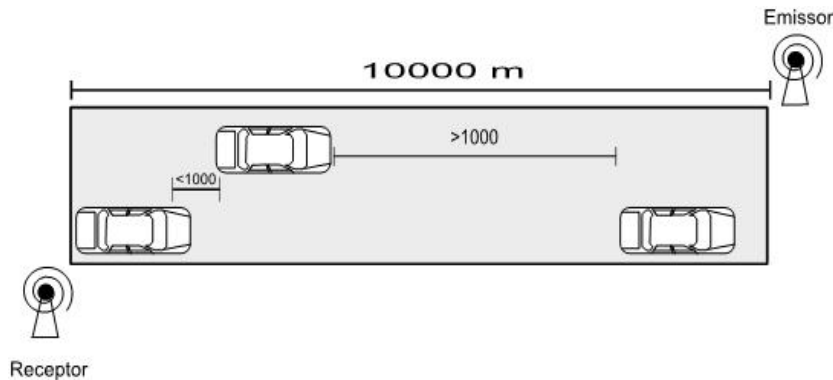


Figura 23: Estrutura física do cenário.

A distância entre veículos movendo-se em uma auto-estrada foi modelada por (A., 1971). Segundo o modelo, os veículos estão dispostos ao longo de uma estrada seguindo o processo de Poisson (Poisson Point Process), quando o tráfego está fluindo livremente. Neste processo as localizações são aleatórias de acordo com uma densidade β (em veículos por metro), onde uma probabilidade $p(i, l)$ de encontrar i veículos em um espaço l é dada pela fórmula abaixo.

$$p(i, l) = \frac{(\beta l)^i e^{-\beta l}}{i!}$$

Assim sendo, a posição inicial dos veículos foram definidas segundo a fórmula acima, com o intuito de atender a quantidade exigida pela densidade que caracteriza um fluxo. A tabela abaixo apresenta os valores de β que caracterizam fluxos que variam de leves a congestionados.

TRÁFEGO	QUANTIDADE DE CARROS	β
Leve	10 carros por quilômetro	0.01
Moderado	25 carros por quilômetro	0.025
Pesado	50 carros por quilômetro	0.05
Congestionado	100 carros por quilômetro	0.1

5.2 Tecnologia

Para simular as situações previstas no cenário de testes foram necessários dois simuladores: um simulador de tráfego, para descrever fidedignamente a mobilidade dos veículos, e um simulador de redes para avaliar a comunicação entre os veículos.

A associação entre os dois se dá na tradução da mobilidade gerada pelo simulador de tráfego para a mobilidade dos nós na simulação da rede. Assim, a arquitetura da simulação do cenário é descrita pela figura 24.



Figura 24: Arquitetura de simulação do cenário.

Para a modelagem realística de mobilidade existem diversas ferramentas que proveem geração de cenários realistas de tráfego de veículos (PARAMICS, 2010) (FLORIDA, 2010) (INC., 2010). Porém, todos estes citados são produtos fechados. Por isto, para a modelagem

realística da mobilidade este trabalho utiliza o SUMO (CENTER, 2010), que é um simulador *open source* bastante difundido entre as pesquisas em VANETs.

Outra vantagem do Sumo é o fornecimento de um *parser* que já traduz a mobilidade gerada pelo sumo para a sintaxe de mobilidade utilizada por um simulador redes *open source* também bastante difundido, o ns-2 (MCCANNE; FLOYD; FALL,).

Por estas características, a arquitetura de simulação é constituída pelo par SUMO/NS-2. As subseções abaixo explicarão mais aprofundadamente as características da simulação do cenário por cada componente da arquitetura.

5.2.1 Sumo

Proposto por Stefan Krau, o sumo é um simulador microscópico de tráfego, ou seja, calcula constantemente os dados da mobilidade de cada veículo da simulação. Para uma simulação, o sumo requer como entrada arquivos XML que descrevem a malha viária e o fluxo de veículos. O resultado das simulações baseadas na malha e no fluxo também é um arquivo XML que discrimina a cada instante da simulação a mobilidade de cada veículo.

A malha viária de uma simulação é composta por nós e pontes. Um nó é um ponto de junção de duas pontes, que são as ruas que conectam as junções. Se quisermos criar uma malha que representa a figura 23, nós necessitaremos de quatro nós e três pontes.

Todo nó é identificado por um parâmetro *id* e por sua localização, coordenadas *x* e *y*. Eles compõem um arquivo *.nod.xml* que é utilizado na geração da mobilidade dos veículos.

Semelhantemente aos nós, as pontes constituem um arquivo *.edg.xml* que também participa da geração da mobilidade. Cada ponte tem um identificador e dois parâmetros: *fromnode* e *tonode*, que indicam a origem e o final da via.

As figuras 25 e 26 apresentam a configuração para gerar a malha viária do cenário de testes.

```
<nodes>
  <node id="1" x="0.0" y="0.0" />
  <node id="2" x="+1000.0" y="0.0" />
  <node id="3" x="+11000.0" y="0.0" />
  <node id="4" x="+12000.0" y="0.0" />
</nodes>
```

Figura 25: Arquivo *.nod.xml*

```

<edges>
  <edge fromnode="1" id="1to2" tonode="2" />
  <edge fromnode="2" id="2to3" tonode="3" />
  <edge fromnode="3" id="out" tonode="4" />
</edges>

```

Figura 26: Arquivo .edg.xml

Como a malha está definida, a simulação precisa do fluxo de carros. Cada veículo tem um tipo que define suas propriedades básicas como: comprimento, aceleração, desaceleração e velocidade máxima. Além disto, há um parâmetro sigma que define o comportamento aleatório do carro. Isto é herança do modelo de mobilidade implementado no sumo. Definindo sigma como zero, tem-se um carro determinístico, ou seja, comportamento totalmente previsível. Além do tipo, cada carro precisará também da rota de deslocamento. No caso do cenário proposto uma rota consistirá das três pontes definidas. A figura 27 representa um arquivo .rou.xml, que define as rotas, com um único carro com tempo de partida definido como 1.

```

<routes>
  <vtype accel="1.0" decel="5.0" id="Car" length="2.0" maxspeed="100.0" sigma="0.0" />
  <route id="route0" edges="1to2 2to3 out"/>
  <vehicle depart="1" id="veh0" route="route0" type="Car" />
</routes>

```

Figura 27: Arquivo .rou.xml

5.2.2 NS-2

O simulador de redes NS-2 foi originalmente proposto para simular redes cabeadas. Posteriormente através do projeto CMU Monarch uma extensão para redes sem fio foi adicionada. Porém, ficou bastante claro para a comunidade que pesquisa redes sem fio a deficiência na implementação das redes sem fio pelo ns-2. Pensando em uma solução, a Chrysler e a Universidade de Karlsruhe reimplementaram toda família de protocolos 802.11 do ns-2 (CHEN et al., 2007). Com esta reformulação a simulação de redes VANETs ficou possível, pois incluiu o *draft* do protocolo 802.11p em sua implementação. Assim, as simulações de VANETs ficaram

mais semelhantes ao que se espera em uma situação real, pois utilizam parâmetros e mecanismos da tecnologia que está sendo proposta, e não de outras tecnologias da família 802.11, como o 11a ou 11b.

Outra contribuição dessa reformulação foi a implementação de um aplicativo de envio periódico de mensagens broadcast, o PBC. Ele é utilizado no cenário para gerar o tráfego necessário à avaliação dos protocolos. Periodicamente, a cada centésimo de segundo, a RSU emissora envia uma mensagem para entrega a RSU receptora.

5.3 Métricas de avaliação

Todas as métricas são obtidas com intervalo de confiança de 95%. As métricas são:

Taxa de penetração do pacote avalia a quantidade de receptores de uma mensagem. Quanto maior este número, melhor. Pois, mais nós terão ciência da existência de uma mensagem;

Taxa de perda de pacote percentagem que indica quanto do total de mensagens foi perdido;

Latência mede o atraso fim-a-fim na propagação da mensagem;

Média de saltos verifica a quantidade de saltos necessária para que a mensagem alcance o destino. Quanto mais saltos, mais atraso e mais erro contido na mensagem (PANICHPA-PIBOON; PATTARA-ATIKOM, 2008);

Colisões mede a quantidade de colisões percebidas em um nó da rede. Quanto maior a quantidade, pior para a propagação. Esta métrica tem um forte relacionamento com as outras, pois ela influencia diretamente o resultado das outras. Por exemplo, o *link load* de um nó pode aumentar se a quantidade de colisões em um nó diminuir;

Taxa de pacotes repetidos vai informar o grau de redundância no total de mensagens recebidas. Quanto maior esta taxa, mais redundante está sendo a propagação de uma mensagem.

5.4 Avaliação dos protocolos

Cada protocolo terá seu comportamento avaliado em quatro configurações de cenário:

- Tráfego leve = 10 carros por km;
- Tráfego médio = 25 carros por km;
- Tráfego pesado = 50 carros por km;

Para cada cenário, as métricas citadas na seção anterior serão apresentadas nas subseções a seguir.

5.4.1 Taxa de penetração do pacote

A penetração do pacote comporta-se como mostrado no gráfico abaixo, figura 28.

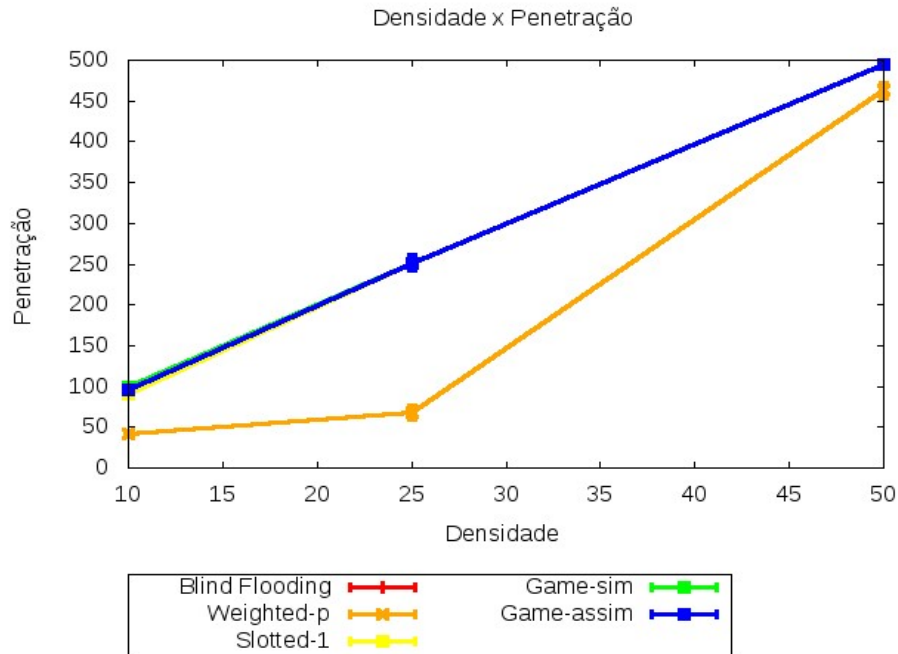


Figura 28: Taxa de penetração de pacotes

Quanto maior a densidade, maior a quantidade de veículos entre o emissor e o receptor, o que aumenta a penetração. Os protocolos Blind Flooding, Slotted-1 e os dois jogos têm desempenho superior ao Weighted-p. A tendência com o aumento da densidade é um desempenho semelhante na penetração do pacote na rede. O resumo individual do desempenho dos protocolos é apresentado nas tabelas abaixo, cada tabela resume o comportamento em uma densidade.

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	98.5	0.029
Weighted-p	41.5	0.70
Slotted-1	90.58	4.29
Game-Sim	98.5	0.29
Game-Assim	96.58	0.7

Penetração em tráfego leve

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	251.5	8.92
Weighted-p	67.83	9.32
Slotted-1	250.5	8.93
Game-Sim	251.5	9.20
Game-Assim	251.6	9.06

Penetração em tráfego médio

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	494	0
Weighted-p	462.83	10.15
Slotted-1	494	0
Game-Sim	494	0
Game-Assim	494	0

Penetração em tráfego pesado

O desempenho do protocolo Game-Sim, do jogo simétrico, é superior aos protocolos Game-Assim, Weighted-p e Slotted-1 quando o tráfego é leve, e idêntico ao Blind Flooding. Quando comparado ao Slotted-1, o jogo Game-Sim apresenta um desempenho 8,8% melhor. O jogo assimétrico, Game-Assim, ainda demonstra-se superior aos protocolos Slotted-1 e Weighted-p quando o tráfego leve é considerado. Uma diferença de 6,6% de desempenho é observada quando compara-se o protocolo Game-Assim ao Slotted-1.

Quando é considerado o cenário médio, os protocolos Blind Flooding, Slotted-1, Game-Sim, Game-Assim apresentam o mesmo desempenho. Enquanto que o protocolo Weighted-p permanece com desempenho bastante inferior em relação aos outros protocolos.

No cenário de tráfego pesado, o protocolo Weighted-p aproxima-se do desempenho dos outros protocolos, demonstrando a tendência de desempenhos semelhantes com o crescimento da densidade veicular. Isto é explicado com o aumento do número de nós com probabilidade próxima de um, o que aumenta o número de nós retransmissores da mensagem e, consequentemente, o número de receptores.

5.4.2 Taxa de perda de pacote

O receptor não apresenta taxa de perda de pacote significativa para todos os protocolos, excluindo-se o Weighted-p. O protocolo Weighted-p, produziu uma taxa de perda de pacote altíssima. No cenário leve 84% dos pacotes foram perdidos. 85% de perda no cenário de tráfego médio e 7,5% no cenário de tráfego pesado.

A explicação para esse comportamento destoante do desempenho do Weighted-p reside na quebra da conectividade da rede. Tanto no cenário leve, quanto no médio, houve uma quebra da rede, que não permitiu a proliferação das mensagens de maneira adequada. A taxa de penetração na rede comprova isto.

As taxas de perda de pacote dos outros protocolos ficaram menores que 1% em média.

5.4.3 Latência

A latência experimentada por cada protocolo é apresentada abaixo, na figura 29.

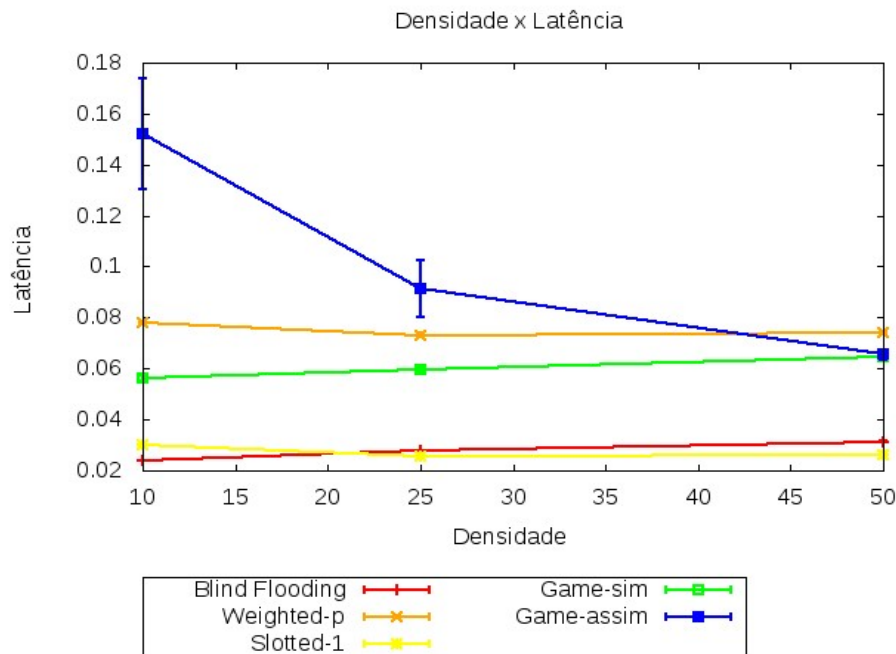


Figura 29: Latência

O atraso médio de propagação da mensagem mantém-se praticamente constante em todos os cenários. Somente o protocolo do jogo assimétrico, Game-Assim, melhora significativamente com o aumento da densidade.

Devido ao gerenciamento da cinemática feito de maneira errônea pelos nós retransmissores, que não conseguem identificar corretamente a presença do nó prioritário no setor quando há uma maior liberdade de movimentação do veículo, insere-se atraso desnecessário ao encaminhamento. A melhora com a densidade se dá com o fato de ao aumentar a densidade, aumenta-se a probabilidade de presença de veículos nos *slots* mais próximos da borda, diminuindo o tempo necessário para retransmissão, bem como a liberdade de movimentação diminui aumentando as chances de uma previsão correta de mobilidade de um nó prioritário.

As tabelas abaixo apresentam o comportamento da latência de acordo com a densidade.

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	0.0237	0.00005
Weighted-p	0.0778	0.00031
Slotted-1	0.0299	0.00015
Game-Sim	0.0561	0.00101
Game-Assim	0.1521	0.02158

Latência em tráfego leve

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	0.0275	0.00034
Weighted-p	0.0732	0.00102
Slotted-1	0.0258	0.00022
Game-Sim	0.0595	0.00112
Game-Assim	0.0914	0.01099

Latência em tráfego médio

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	0.0312	0.00023
Weighted-p	0.0739	0.00025
Slotted-1	0.0260	0.00013
Game-Sim	0.0644	0.00028
Game-Assim	0.0656	0.00200

Latência em tráfego pesado

Pelos resultados observa-se que os jogos apresentam uma latência maior para a propagação da mensagem nos dez quilômetros, quando comparado diretamente ao Slotted-1. O tempo necessário para propagação, em média, dobra o tempo necessário para a propagação do Slotted-1. Isto ocorre devido à subdivisão dos setores em micro setores que acrescentam uma quantidade de tempo SIFS, proporcional à distância do veículo à borda do setor ao qual pertence, ao tempo relacionado ao setor.

O desempenho do protocolo Weighted-p apresentou um atraso também significativo quando comparado ao Slotted-1. Este atraso tem duas causas: a decisão de encaminhar a mensagem somente após o tempo de espera para escuta da possível retransmissão por outro nó, esta situação prevalece quando o tráfego está leve, e devido a colisões quando a densidade aumenta, o que leva o nó a reencaminhar a mensagem com atraso.

5.4.4 Média de saltos

Os jogos, simétrico e assimétrico, obtiveram uma quantidade maior de saltos para que a mensagem alcançasse o destino (figura 30). Isto também influenciou o aumento do atraso dos jogos em relação ao Slotted-1.

O protocolo Weighted-p foi o que obteve a menor quantidade de saltos durante a propagação de uma mensagem. Isto poderia levar a um menor atraso na propagação. Porém, como explicado anteriormente o projeto do protocolo Weighted-p leva a um atraso maior devido ao maior tempo de espera para retransmissão e às colisões.

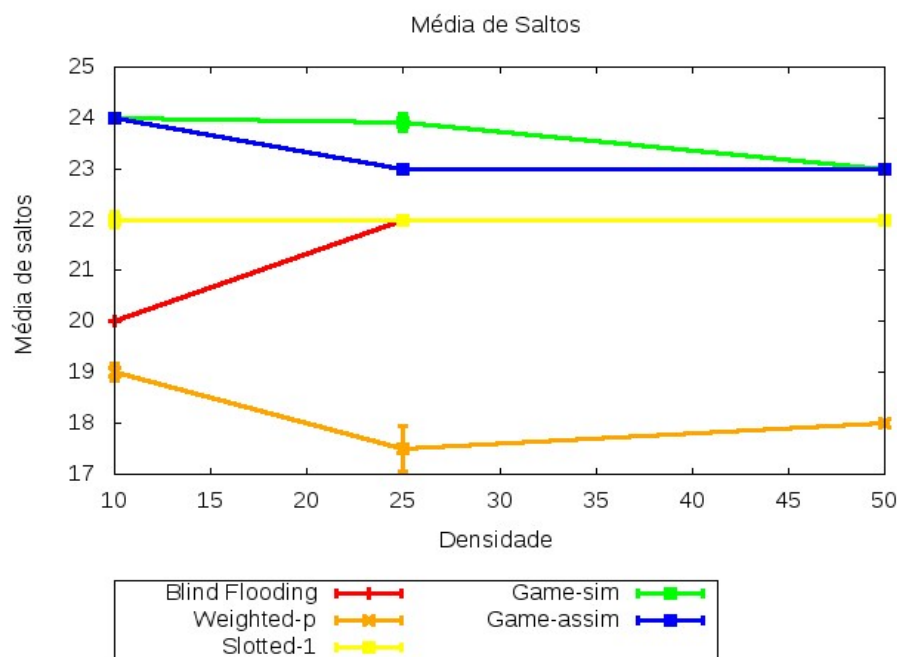


Figura 30: Média de saltos

5.4.5 Colisões

Nos cenários de tráfego leve e mediano, o protocolo Weighted-p obtém uma quantidade menor de colisões, isto se deve ao fato de número menor de retransmissões serem realizadas devido a quebra de conectividade da rede. Porém, com o aumento da densidade haverá o número grande de retransmissores o que levará quantidade de colisões aumentar significativamente.

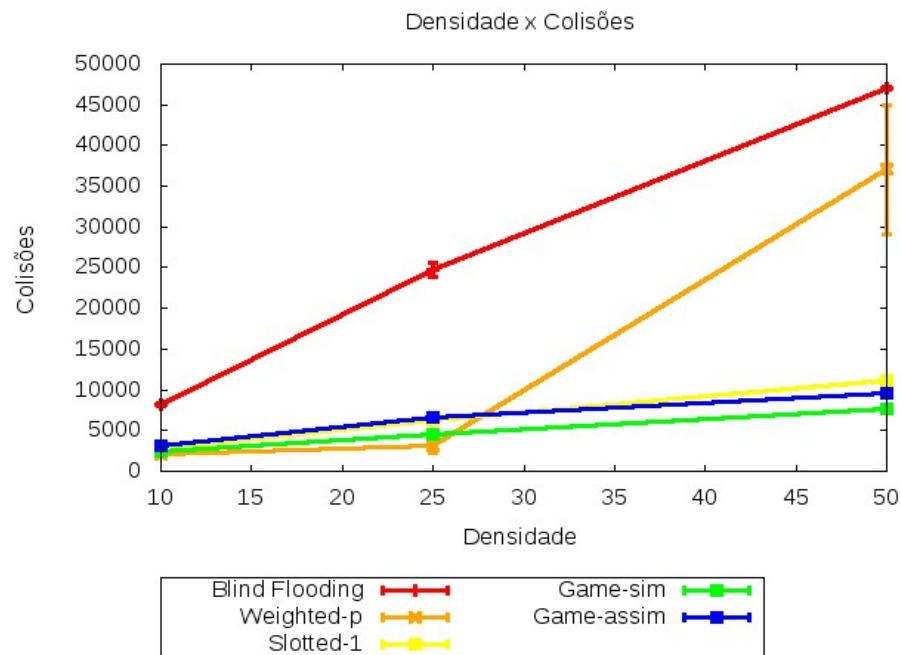


Figura 31: Colisões

No jogo simétrico, os micros setores, responsáveis pela dessincronização dos nós dentro de um setor, bem como a probabilidade de encaminhamento, responsável pela seleção dos encaminhadores, foram os responsáveis por diminuir a quantidade de colisões em todos os ambientes quando comparados ao Slotted-1. As tabelas abaixo apresentam os resultados da métrica colisão.

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	8189.00	229.00
Weighted-p	2094.00	64.00
Slotted-1	2816.00	225.00
Game-Sim	2497.00	78.00
Game-Assim	3202.00	147.00

Colisão em tráfego leve

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	24754.33	880.4895
Weighted-p	3088.16	781.1913
Slotted-1	6343.16	73.3131
Game-Sim	4551.66	169.8318
Game-Assim	6630.66	155.4558

Colisão em tráfego médio

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	47107.33	157.167
Weighted-p	37059.83	7933.59
Slotted-1	11228.83	181.02
Game-Sim	7679.16	130.1524
Game-Assim	9560.33	83.0782

Colisão em tráfego pesado

Quando o Game-Sim é comparado ao Slotted-1 utilizando o cenário de tráfego leve, a quantidade de colisões é 11% menor. Este percentual aumenta com a densidade, sendo 28% no cenário de tráfego médio e 31% no cenário de tráfego pesado. No cenário pesado o jogo Game-Assim também supera o Slotted-1 com uma melhoria de 14%.

5.4.6 Taxa de pacotes repetidos

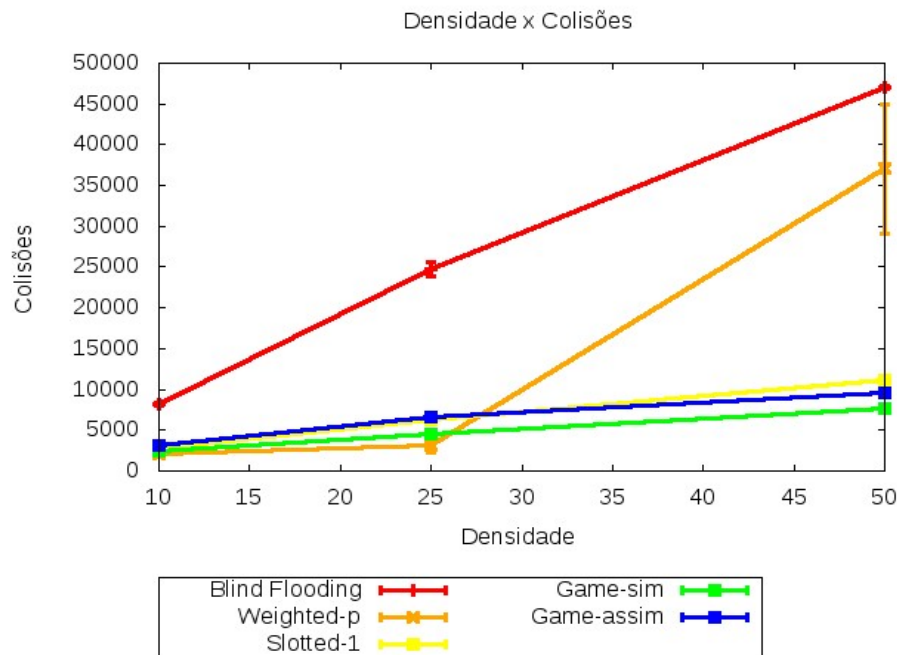


Figura 32: Percentagem de Redundância

A redundância de mensagens recebidas no receptor foi maior para os jogos que no Slotted-1 quando o tráfego de veículos é pequeno. Isto ocorre porque a probabilidade de encaminhamento de uma mensagem com tráfego leve será praticamente um. Com a divisão do setor em micro setores haverá transmissões serializadas, ao invés de simultâneas. Além disso, como a penetração do Slotted-1 é menor em ambientes leves, haverá uma quantidade menor de veículos para transmitir a mensagem, o que diminuirá a redundância na rede.

A redundância do Weighted-p foi maior devido a grande quantidade de pacotes perdidos na rede. Isto permitiu com que o tráfego de mensagens fosse quase que completamente de mensagens duplicadas, o que elevou a redundância.

As tabelas abaixo apresentam os valores da taxa de pacotes repetidos para cada protocolo nos três cenários.

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	0.8861	0.0078
Weighted-p	0.8445	0.0035
Slotted-1	0.7271	0.0048
Game-Sim	0.7637	0.0068
Game-Assim	0.7535	0.0028

Redundância em tráfego leve

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	0.9362	0.0008
Weighted-p	0.9297	0.0075
Slotted-1	0.8607	0.0030
Game-Sim	0.8660	0.0001
Game-Assim	0.8480	0.0011

Redundância em tráfego médio

PROTOCOLO	MÉDIA	INTERVALO DE CONFIANÇA
Blind Flooding	0.9551	0.0005
Weighted-p	0.9545	0.0005
Slotted-1	0.9201	0.0008
Game-Sim	0.9087	0.0007
Game-Assim	0.8984	0.0006

Redundância em tráfego pesado

5.5 Discussão

Os protocolos baseados nos jogos demonstraram um desempenho satisfatório em todos os cenários testados.

A taxa de penetração manteve-se comparável ao *blind flooding* em todos os cenários testados, mesmo quando o tráfego é leve. Deve-se isto ao fato da probabilidade ser elevada a valores altos para garantir a propagação. Além disso, os micros setores evitam colisões ao

diminuir a simultaneidade no reenvio das mensagens. Isso garante que mesmo em um ambiente de tráfego leve haverá uma alta penetração da mensagem na rede. Os demais protocolos obtêm taxas de penetração semelhantes somente quando operam em ambientes mais densos.

Esta taxa de penetração é obtida com uma redundância de mensagens que é superior ao protocolo Slotted-1 em ambientes leves. Esta redundância é efeito colateral da serialização no envio das mensagens causada pelos micros setores. Porém, com o aumento da densidade, os jogos diminuem a redundância pelo fato de diminuir a quantidade de retransmissores com a supressão através da probabilidade de envio, que é influenciada pela densidade. O protocolo Game-Sim equipara o desempenho em um ambiente de tráfego veicular médio, e supera a redução de redundância obtida pelo Slotted-1 em ambientes pesados. Tanto em ambientes de tráfego médio, quanto de tráfego pesado, o protocolo Game-Assim supera o Slotted-1 em redução da redundância.

Além de reduzir a redundância, os jogos reduziram também a quantidade de colisões no receptor. Em todos os cenários de tráfego o jogo Game-Sim demonstrou uma quantidade menor de colisões. Já o jogo Game-Assim esta melhoria comparativa em relação ao Slotted-1 só foi alcançada no ambiente de tráfego pesado.

Porém, o atraso gerado pelos jogos foi superior em todos os cenários, apesar de ainda manter-se no nível aceitável, que é um atraso menor que $150ms$, segundo (WISITPONGPHAN et al., 2007). Este atraso foi acompanhado pelo aumento no número de saltos necessários para alcançar o receptor, quem em todos os cenários manteve-se superior aos outros protocolos.

6 CONCLUSÃO E TRABALHOS FUTUROS

Este capítulo conclui esta dissertação. Na seção 6.1 há sumário dos princípios que nortearam esta dissertação. A seção 6.2 provê a conclusão sobre o desempenho obtido pelos protocolos. Perspectivas de trabalhos futuros são apresentadas na seção 6.3

6.1 Revisão da proposta

Esta dissertação iniciou-se com uma revisão das VANETs, e com o porquê da importância dos sistemas de transportes inteligentes. A comunicação broadcast foi apresentada, devido à importância que terá na rede. O problema relacionado ao broadcast, tempestade broadcast, foi descrito, salientando-se seu impacto no desempenho da rede.

Os trabalhos relacionados enfatizaram o tempo e o espaço como fatores importantes na mitigação do problema. Porém, a teoria dos jogos mostrou que a densidade também é um fator importante para a construção do bem comum através de um voluntário.

Para a construção eficiente do conhecimento sobre a densidade, a cinemática mostrou-se uma ferramenta valiosa, ao permitir a troca de informações sobre a mobilidade, sem que esta troca de informação aumentasse ainda mais o problema da tempestade broadcast.

Baseando-se nestes princípios foram propostos dois jogos, cada um, respectivamente, seguindo as características simétricas e assimétricas definidas em (WEESIE, 1993). Cujas informações básicas para funcionamento do jogo foram adquiridas usando técnicas descritas em (HÄRRI; BONNET; FILALI, 2008).

Ao final os jogos foram comparados ao blind flooding, bem como aos protocolos Weighted-p e Slotted-1.

6.2 Conclusões gerais

Os protocolos propostos tiveram desempenho satisfatório quando comparado ao Slotted-1 e desempenho bastante superior quando comparados ao blind flooding.

A taxa de penetração dos pacotes pelos jogos manteve-se alta perante todos os cenários. Sendo que a do jogo simétrico, Game-Sim, manteve-se com os índices de penetração mais altos durante todos os cenários.

A resistência à redundância também se mostrou eficiente com o aumento da densidade. Produzindo um overhead em relação ao protocolo Slotted-1, quando o cenário é de tráfego leve de veículos. Porém, esta redundância pode ser considerada como robustez do sistema, onde ela

permite que um número maior de veículos fosse alcançado.

A quantidade de colisões foi diminuída pelos jogos. O jogo simétrico, Game-Sim, permitiu uma menor quantidade de colisões em todos os cenários. Já o Game-Assim, assimétrico, obteve melhor desempenho em relação à métrica colisão em ambientes de tráfego pesado, quando comparado ao Slotted-1.

A métrica latência e o número de saltos mostram que os jogos inseriram atraso na propagação da mensagem. Porém, foi demonstrado que esse atraso ainda é suficientemente menor que o máximo desejado por aplicações em VANETs.

A taxa de perda de pacotes na RSU receptora foi irrelevante em todos os protocolos, exceto o Weighted-p. Isto se deveu ao fato deste protocolo considerar apenas a distância, e desprezar a densidade, para o cálculo da probabilidade de propagação, o que levou à partição da rede, e consequentemente à perda de desempenho do protocolo.

6.3 Trabalhos futuros

Os resultados apresentaram duas fraquezas nos jogos: a gerência da cinemática e o atraso inserido.

Para resolução do problema da gerência da cinemática um novo módulo de gerência será arquitetado para que possa medir eficientemente o comportamento da mobilidade da vizinhança, e assim prever corretamente as posições futuras dos nós.

Para o estudo do tempo de espera necessário para retransmissão é preciso aprofundar o conhecimento sobre a relação $(\text{tempo de espera})/(\text{distância do emissor})$. Esta relação, atualmente, baseia-se nos valores propostos por (WISITPONGPHAN et al., 2007), que podem não ser ótimos. Uma função contínua de tempo em relação à distância, cuja probabilidade de que distâncias diferentes aloquem tempos suficientemente diferentes para que não provoquem colisões será objeto de estudo futuro.

Outra proposta de melhoria será a relação custo benefício que refletirá mais precisamente em sua fórmula a relação tempo/distância.

Além disto, um espectro bem maior de cenários será testado com uma carga de testes bem maior.

BIBLIOGRAFIA

A., B. E. Point poisson process arising in vehicular traffic flow. *Applied Probability*, v. 8, p. 809–814, 1971.

ADAPTIVE Approaches to Relieving Broadcast Storms in a Wireless Multihop Mobile Ad Hoc Network. In: *ICDCS '01: Proceedings of the The 21st International Conference on Distributed Computing Systems*. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2001. p. 481.

AGUAYO, Daniel et al. Link-level measurements from an 802.11b mesh network. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, ACM, New York, NY, USA, v. 34, n. 4, p. 121–132, 2004. ISSN 0146-4833.

AKKHARA YUJI SEKIYA, Yasushi Wakahara. Pakornsiri. Fast alarm message broadcasting in vehicular ad hoc networks (vanets). In: *Internet Conference - IC*. [S.l.: s.n.], 2008.

ALSHAER, Hamada; HORLAIT, Eric. An optimized adaptive broadcast scheme for inter-vehicle communication. In: *IEEE Vehicular Technology Conference (IEEE VTC2005-Spring)*. [S.l.: s.n.], 2005.

ALVES, R. S. A. et al. *Redes Veiculares: Princípios, Aplicações e Desafios*. 2009. Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores.

AMIS, Alan D. et al. Max-min d-cluster formation in wireless ad hoc networks. In: *in Proceedings of IEEE INFOCOM*. [S.l.: s.n.], 2000. p. 32–41.

AMOROSO, Alessandro et al. Vanets without limitations: an optimal distributed algorithm for multi-hop communications. In: *CCNC'09: Proceedings of the 6th IEEE Conference on Consumer Communications and Networking Conference*. Piscataway, NJ, USA: IEEE Press, 2009. p. 1307–1311.

APLICADA, Instituto de Pesquisa Econômica. *Impactos Sociais e Econômicos dos Acidentes de Trânsito*. 2006. Disponível em: <<http://www.ipea.gov.br>>.

BASCH, Julien; GUIBAS, Leonidas J.; HERSHBERGER, John. Data structures for mobile data. In: *SODA '97: Proceedings of the eighth annual ACM-SIAM symposium on Discrete algorithms*. Philadelphia, PA, USA: Society for Industrial and Applied Mathematics, 1997. p. 747–756. ISBN 0-89871-390-0.

BERNSEN, James; MANIVANNAN, D. Review: Unicast routing protocols for vehicular ad hoc networks: A critical comparison and classification. *Pervasive Mob. Comput.*, Elsevier Science Publishers B. V., Amsterdam, The Netherlands, The Netherlands, v. 5, n. 1, p. 1–18, 2009. ISSN 1574-1192.

BHARGHAVAN, Vaduvur et al. Macaw: a media access protocol for wireless lan's. In: *SIGCOMM '94: Proceedings of the conference on Communications architectures, protocols and applications*. New York, NY, USA: ACM, 1994. p. 212–225. ISBN 0-89791-682-4.

BLUM, Jeremy J.; ESKANDARIAN, Azim. Avoiding timeslot boundary synchronization for multihop message broadcast in vehicular networks. In: *VTC Spring*. [S.l.: s.n.], 2009.

BOUKERCHE, A (Ed.). *Algorithms and Protocols for Wireless, Mobile Ad Hoc Networks*. [S.l.]: Wiley-IEEE Press, 2008.

BURUHANUDEEN, Shafinaz et al. *Mobility Models, Broadcasting Methods and Factors Contributing Towards the Efficiency of the MANET Routing Protocols: Overview*.

CENTER, German Aerospace. *SUMO*. 2010. [Http://sumo.sourceforge.net/](http://sumo.sourceforge.net/).

CHAKERES, I. D.; BELDING-ROYER, E. M. *The utility of Hello Messages for determining Link Connectivity*. 2002. Proceedings of the 5th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC).

CHEN, Qi et al. Overhaul of ieee 802.11 modeling and simulation in ns-2. In: *MSWiM '07: Proceedings of the 10th ACM Symposium on Modeling, analysis, and simulation of wireless and mobile systems*. New York, NY, USA: ACM, 2007. p. 159–168.

COUTO, Douglas S. J. De et al. Performance of multihop wireless networks: shortest path is not enough. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, ACM, New York, NY, USA, v. 33, n. 1, p. 83–88, 2003. ISSN 0146-4833.

DA, L. et al. A distance-based directional broadcast protocol for urban vehicular ad-hoc network. *Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, WiCom*, 2007.

DIEKMANN, Andreas. Volunteers dilemma. *Journal of Conflict Resolution*, v. 29, n. 4, p. 605–610, 1985.

EUGSTER, P. T. et al. From epidemics to distributed computing. *IEEE Computer*, v. 37, p. 60–67, 2004.

FAN, Peng. An efficient broadcasting scheme in vehicular networks. In: *Consumer Communications and Networking Conference, 4th IEEE CCNC*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 240–253.

FASOLO A. ZANELLA, M. Zorzi E. An effective broadcast scheme for alert message propagation in vehicular ad hoc networks. In: *Proceedings of ICC*. [S.l.: s.n.], 2006.

FELEGYHAZI, Mark; HUBAUX, Jean-Pierre. *Game Theory in Wireless Networks: A Tutorial*. [S.l.], 2006.

FERREIRO-LAGE, Juan Angel et al. Analysis of unicast routing protocols for vanets. In: *ICNS '09: Proceedings of the 2009 Fifth International Conference on Networking and Services*. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2009. p. 518–521. ISBN 978-0-7695-3586-9.

FLORIDA, University of. *Corsim*. 2010. [Http://mctrans.ce.ufl.edu/featured/tsis/Version5/corsim.htm](http://mctrans.ce.ufl.edu/featured/tsis/Version5/corsim.htm).

FUNDENBERG, Drew; TIROLE, Jean. *Game Theory*. [S.l.]: MIT Press, 2001.

HÄRRI, Jérôme; BONNET, Christian; FILALI, Fethi. *MANET Position and Mobility Signaling Format*. 2007. [Http://tools.ietf.org/id/draft-haerri-manet-position-signaling-00.txt](http://tools.ietf.org/id/draft-haerri-manet-position-signaling-00.txt), Internet Draft.

HÄRRI, Jérôme; BONNET, Christian; FILALI, Fethi. Kinetic mobility management applied to vehicular ad hoc network protocols. *Comput. Commun.*, Butterworth-Heinemann, Newton, MA, USA, v. 31, n. 12, p. 2907–2924, 2008. ISSN 0140-3664.

HARTENSTEIN H.; LABERTEAUX, K. *A tutorial survey on vehicular ad hoc networks*. 2008. Pegar na net a bibliografia direito.

INC., Visual Solutions. *Vissim*. 2010. [Http://www.vissim.com/](http://www.vissim.com/).

INTERNATIONAL Transport Forum. 2008. Disponível em: <<http://internationaltransportforum.org/statistics/trends/RoadAccidents.xls>>.

KORKMAZ, G.; EKICI, E.; OZGUNER, F. Black-burst-based multihop broadcast protocols for vehicular networks. *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, v. 56, n. 5, p. 3159–3167, Sept. 2007.

KOUBEK SUSAN REA, Dirk Pesch Martin. *Effective Emergency Messaging in WAVE based VANETs*. 2008. First International Conference on Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE 2008).

LEE, Uichin Lee Kevin C.; GERLA, Mario. *Survey of Routing Protocols in Vehicular Ad Hoc Networks*. 2009. Advances in Vehicular Ad-Hoc Networks: Developments and Challenges, IGI Global.

LEINO, Juha; LEINO, Juha; LEINO, Tekijä Juha. *Applications of game theory in ad hoc networks*. [S.l.], 2003.

LI F.; WANG, Y. *Routing in vehicular ad hoc networks: A survey*. Pegar na net a bibliografia direito.

LIM, H.; KIM, C. Flooding in wireless ad hoc networks. *Computer Communications*, v. 24, n. 3-4, p. 353 – 363, 2001. ISSN 0140-3664. Disponível em: <<http://www.sciencedirect.com/science/article/B6TYP-4292M27-9/2/0f3b1055290e21b7bc136fa9f3a91a4d>>.

MARIN L.; QUEIROZ, M. S. A atualidade dos acidentes de trânsito na era da velocidade: uma visão geral. *Cadernos de Saúde Pública*, v. 16, p. 7–21, 2000.

MCCANNE, S.; FLOYD, S.; FALL, K. *ns2 (network simulator 2)*. [Http://www-nrg.ee.lbl.gov/ns/](http://www-nrg.ee.lbl.gov/ns/).

MOUSTAFA, H.; ZHANG, Y. *Vehicular Networks: Techniques, Standards, and Applications*. [S.l.]: Auerbach Publications Boston, MA, USA, 2009.

NASERIAN, Mohammad; TEPE, Kemal. Game theoretic approach in routing protocol for wireless ad hoc networks. *Ad Hoc Netw.*, Elsevier Science Publishers B. V., Amsterdam, The Netherlands, The Netherlands, v. 7, n. 3, p. 569–578, 2009.

NEKOVEE M.; BOGASON, B.B. Reliable and efficient information dissemination in intermittently connected vehicular adhoc networks. In: *Vehicular Technology Conference*. [S.l.: s.n.], 2007.

NI, Sze-Yao et al. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In: *MobiCom '99: Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA: ACM, 1999. p. 151–162. ISBN 1-58113-142-9.

- NI, Sze-Yao et al. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In: *MobiCom '99: Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*. New York, NY, USA: ACM, 1999. p. 151–162. ISBN 1-58113-142-9.
- OLARIU, Stephan; WEIGLE, Michele. *Vehicular Networks: From Theory to Practice*. [S.l.]: Chapman & Hall, 2009.
- OSAFUNE L. LIN, M. Lenardi T. Multi-hop vehicular broadcast (mhvb). In: *ITST*. [S.l.: s.n.], 2006.
- PALAZZI, Claudio E. et al. How do you quickly choreograph inter-vehicular communications? a fast vehicle-to-vehicle multihop broadcast algorithm, explained. In: *in Proc. of the 3rd IEEE CCNC International Workshop on Networking Issues in Multimedia Entertainment (CCNC/-NIME 2007), Las Vegas, NV, USA, IEEE Communications Society*. [S.l.: s.n.], 2007.
- PANICHPAPIBOON, Sooksan; PATTARA-ATIKOM, Wasan. Connectivity requirements for self-organizing traffic information systems. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, v. 57, n. 6, p. 3333–3340, November 2008.
- PARAMICS, Quadstone. *Paramics*. 2010. [Http://www.paramics-online.com/](http://www.paramics-online.com/).
- PERKINS, Charles E.; ROYER, Elizabeth M. Ad-hoc on-demand distance vector routing. In: *In Proceedings of the 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*. [S.l.: s.n.], 1999. p. 90–100.
- PLEISCH, Stefan et al. Mistral: efficient flooding in mobile ad-hoc networks. In: *MobiHoc '06: Proceedings of the 7th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*. New York, NY, USA: ACM, 2006. p. 1–12. ISBN 1-59593-368-9.
- RAPPAPORT, T. *Wireless Communication: Principles and Practice*. [S.l.]: Prentice-Hall, 2001.
- RESTA, Giovanni; SANTI, Paolo; SIMON, Janos. Analysis of multi-hop emergency message propagation in vehicular ad hoc networks. In: *MobiHoc '07: Proceedings of the 8th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*. New York, NY, USA: ACM, 2007. p. 140–149. ISBN 978-1-59593-684-4.
- RUDACK, M.; MEINCKE, M.; LOTT, M. *On the Dynamics of Ad Hoc Networks for Inter Vehicle Communications (IVC)*. 2002.
- RUDACK, M. et al. *On traffic dynamical aspects of inter vehicle communications (ivc)*. 2003.
- SCHOCH, Elmar et al. Communication Patterns in VANETs. *IEEE Communications Magazine*, v. 46, n. 11, p. 2–8, 11/2008 2008. Disponível em: <<http://ieeexplore.ieee.org/stamp/stamp.jsp?arnumber=4689254&isnumber=4689230>>.
- SCHOCH, Elmar et al. Communication Patterns in VANETs. *IEEE Communications Magazine*, v. 46, n. 11, p. 2–8, 11/2008 2008. Disponível em: <<http://ieeexplore.ieee.org/stamp/stamp.jsp?arnumber=4689254&isnumber=4689230>>.
- SIVAKUMAR, Raghupathy; SINHA, Prasun; BHARGHAVAN, Vaduvur. Braving the broadcast storm: infrastructural support for ad hoc routing. *Computer Networks*, v. 41, n. 6, p. 687 – 706, 2003. ISSN 1389-1286. Disponível em: <<http://www.sciencedirect.com/science/article/B6VRG-47C4D4H-2/2/155332421ce973f9f1ced2a18b6fa609>>.

SRIVASTAVA, V. et al. Using game theory to analyze wireless ad hoc networks. *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, v. 7, n. 4, p. 46–56, 2005.

TIMES, New York. *Queens Woman Is Stabbed to Death in Front of Home*. 1964. Disponível em: <<http://select.nytimes.com/gst/abstract.html?res=F10611FB395415738DDDAD0994DB405B848AF1D3>>.

TRANSPORTES, Ministério dos. *Departamento Nacional de Infra-estrutura de Transportes*. 2008. Disponível em: <<http://www.dnit.gov.br>>.

UZCATEGUI, R. A.; SUCRE, A. J. De; ACOSTA-MARUM, G. Wave: a tutorial - [topics in automotive networking]. *Communications Magazine, IEEE*, v. 47, n. 5, p. 126–133, 2009.

WATSON, Joel. *Strategy: An Introduction to Game Theory*. [S.l.]: W. W. Norton & Company; 2 edition, 2007.

WEESIE, Jeroen. Asymmetry and timing in the volunteers dilemma. *Journal of Conflict Resolution*, v. 37, n. 3, p. 569–590, 1993.

WILLIAMS, Brad; CAMP, Tracy. Comparison of broadcasting techniques for mobile ad hoc networks. In: *MobiHoc '02: Proceedings of the 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*. New York, NY, USA: ACM, 2002. p. 194–205. ISBN 1-58113-501-7.

WISITPONGPHAN, N. et al. Broadcast storm mitigation techniques in vehicular ad hoc networks. *Wireless Communications, IEEE*, v. 14, n. 6, p. 84–94, 2007. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1109/MWC.2007.4407231>>.

ZHANG, Xi; SU, Hang; CHEN, Hsiao-Hwa. Cluster-based multi-channel communications protocols in vehicle ad hoc networks. *Wireless Communications*, v. 13, n. 5, p. 44–51, 2006.