

**UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA  
PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA**

Marcelo Maia Sobral

**UM CONTROLE DE ACESSO AO MEIO HÍBRIDO EM REDES  
SEM-FIO PARA COORDENAÇÃO DE SISTEMAS DE  
TEMPO-REAL AUTÔNOMOS E MÓVEIS**

Florianópolis

2011



Marcelo Maia Sobral

**UM CONTROLE DE ACESSO AO MEIO HÍBRIDO EM REDES  
SEM-FIO PARA COORDENAÇÃO DE SISTEMAS DE  
TEMPO-REAL AUTÔNOMOS E MÓVEIS**

Tese submetida ao Programa de Pós-Graduação  
em Engenharia Elétrica para a obtenção  
do Grau de Doutor em Engenharia Elétrica,  
Área de Concentração em Sistemas de In-  
formação.

Orientador: Prof. Dr. Leandro Buss Becker

Florianópolis

2011

Catálogo na fonte pela Biblioteca Universitária  
da  
Universidade Federal de Santa Catarina

S677c Sobral, Marcelo Maia

Um controle de acesso ao meio híbrido em redes sem-fio para coordenação de sistemas de tempo-real autônomos e móveis [tese] / Marcelo Maia Sobral ; orientador, Leandro Buss Becker. - Florianópolis, SC, 2011.

230 p.: il., grafs., tabs.

Tese (doutorado) - Universidade Federal de Santa Catarina, Centro Tecnológico. Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica.

Inclui referências

1. Engenharia elétrica. 2. Processamento eletrônico de dados em tempo real. 3. Arquitetura de redes de computador. 4. Sistemas auto-organizadores. 5. Tempo - Medição. I. Becker, Leandro Buss. II. Universidade Federal de Santa Catarina. Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica. III. Título.

CDU 621.3

Marcelo Maia Sobral

**UM CONTROLE DE ACESSO AO MEIO HÍBRIDO EM REDES  
SEM-FIO PARA COORDENAÇÃO DE SISTEMAS DE  
TEMPO-REAL AUTÔNOMOS E MÓVEIS**

Esta Tese foi julgada aprovada para a obtenção do Título de “Doutor em Engenharia Elétrica, Área de Concentração em Sistemas de Informação”, e aprovada em sua forma final pelo Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica.

Florianópolis, 16 de agosto 2011.

---

Prof. Patrick Kuo Peng, Dr. Eng.  
Coordenador do Curso

---

Prof. Dr. Leandro Buss Becker  
Orientador

**Banca Examinadora:**

---

Prof. Leandro Buss Becker, Dr. DAS-UFSC  
Presidente

---

Prof. Flávio Assis Silva, Dr. DCC-UFBA



---

Prof. Dennis Brandão, Dr. SEL-EESC-USP

---

Prof. Carlos Barros Montez, Dr. DAS-UFSC

---

Prof. Max Hering Queiroz, Dr. DAS-UFSC





Este trabalho é dedicado à minha esposa Dayna e meus filhos, Luís e Marina, cuja companhia e apoio o tornaram possível.



## AGRADECIMENTOS

Muitas pessoas merecem agradecimentos por terem de alguma forma participado na realização deste trabalho. Em primeiro lugar meu orientador, professor Leandro Buss Becker, que contribuiu enormemente com seus questionamentos, incentivos, críticas oportunas e sugestões de rumos a serem seguidos. Em seguida minha esposa Dayna, que pacientemente escutou minhas divagações quando das muitas dificuldades que surgiram ao longo do trabalho, além de me conceder observações instigantes. Aos professores Jean Marie Farines, Carlos de Barros Montez e Eduardo Camponogara, pelos comentários e esclarecimentos fornecidos sobre assuntos que eu explorei quando o rumo a seguir ainda estava sendo descoberto. Dentre as muitas outras pessoas que de uma forma ou de outra me ajudaram, agradeço a Theo Bub por gentilmente ceder seus computadores para a realização das simulações. Também foram valiosas as conversas com colegas da pós-graduação do Departamento de Automação e Sistemas, as quais ajudaram a esclarecer questões do trabalho que então se mostravam nebulosas. Finalmente, gostaria de agradecer aos professores e funcionários da Universidade Federal de Santa Catarina de cujo trabalho em algum momento me beneficieei, sem os quais não poderia ter desenvolvido esta tese.



## RESUMO

Esta tese propõe um protocolo MAC híbrido para redes ad hoc móveis denominado HCT-MAC (Hybrid Contention/TDMA MAC). A principal característica deste protocolo é o fato do mesmo suportar a mobilidade de nodos e ao mesmo tempo oferecer meios para atender prazos de entrega de mensagens. Para tanto, o HCT-MAC implementa um mecanismo de reserva de recursos oportunístico e de curto alcance, que se adapta continuamente às mudanças de topologia de uma rede com dispositivos móveis. A reserva de recursos se ampara na auto-organização dos dispositivos móveis em grupos denominados *clusters*, cujos membros realizam um acesso ao meio do tipo TDMA. No caso de dispositivos que não pertencem a *clusters*, o acesso ao meio se realiza com disputa do tipo CSMA. A formação de *clusters* é obtida com uma abordagem que agrupa iterativamente e de forma adaptativa dispositivos com base em suas estimativas de qualidade de enlace. O protocolo proposto foi testado e avaliado por meio de uma implementação prática e também de simulações. Os resultados dos experimentos mostraram que o uso do HCT-MAC proporcionou melhoras significativas na utilização do meio e taxa de mensagens entregues comparados a um protocolo CSMA, graças a reserva de recursos oportunística obtida com a auto-organização das redes simuladas. Outra contribuição deste trabalho é um método para analisar a capacidade tempo-real probabilística de uma rede em que o acesso ao meio funciona em ciclos de ativação e desativação, como no caso do uso do HCT-MAC em uma rede com dispositivos móveis.

**Palavras-chave:** Redes Ad Hoc Móveis, Sistemas Tempo-Real, MAC, CSMA, TDMA, Auto-Organização, Sincronização



## ABSTRACT

This thesis proposes the HCT-MAC (Hybrid Contention/TDMA MAC), a hybrid MAC protocol for mobile ad hoc networks. The main characteristic of this protocol is to cope with mobility while also providing means to cope with message deadlines. Thereby it provides a short range and opportunistic resource-reservation mechanism, which adapts continuously to topology changes that occur in a network composed by mobile devices. Resource-reservation is supported by the fact that devices are self-organized in groups called *clusters*. Members of clusters access the medium in a contention-free manner similar to TDMA, and nodes which are not members of cluster access the medium with CSMA. Clusters are formed iteratively and adaptively based on measurements of link quality between nodes. The proposed protocol was tested and evaluated with simulations and a real prototype. Results of the simulation experiments showed that the HCT-MAC protocol provided a significant improvement in medium utilization and ratio of delivered messages compared to a CSMA protocol. That was related to the opportunistic resource-reservation in the self-organized networks of the experiments. Another contribution of this thesis is a method to analyze the probabilistic real-time capacity of a network which uses a MAC protocol with intermittent communication links, as is the case of the HCT-MAC protocol in a mobile network.

**Keywords:** Mobile Ad Hoc Networks, Real-Time Systems, MAC, CSMA, TDMA, Self-Organization, Synchronization





## LISTA DE FIGURAS

Figura 1	Problema dos nodos escondidos . . . . .	40
Figura 2	Problema dos nodos expostos . . . . .	41
Figura 3	Exemplos de protocolos MAC de acordo com a classificação do mecanismo de acesso ao meio . . . . .	42
Figura 4	Arquitetura do padrão IEEE 802.15.4. Adaptado de (IEEE, 2006) . . . . .	45
Figura 5	Estrutura de superframe no padrão IEEE 802.15.4. Adaptado de (IEEE, 2006) . . . . .	47
Figura 6	Mecanismo de disputa no Black Burst. Adaptado de (SOBRINHO; KRISHNAKUMAR, 1999) . . . . .	49
Figura 7	Ciclo de duração T, com 8 <i>time-slots</i> identificados por $S_0$ a $S_7$ . . . . .	54
Figura 8	Escala de transmissão TDMA obtida por colorimento de grafo . . . . .	55
Figura 9	Determinação de períodos locais por Z-MAC numa rede. Fonte: (RHEE et al., 2005) . . . . .	58
Figura 10	Superquadro com GTS no IEEE 802.15.4 - adaptado de (KOUBAA; CUNHA; ALVES, 2007) . . . . .	60
Figura 11	Escalonamento de beacons no padrão IEEE 802.15.4 - adaptado de (IEEE, 2006) . . . . .	61
Figura 12	Topologias no padrão IEEE 802.15.4 - adaptado de (IEEE, 2006) . . . . .	62
Figura 13	Funções de pertinência para as variáveis linguísticas das propriedades de enlace no F-LQE. Fonte: (BACCOUR et al., 2010) . . . . .	69
Figura 14	Estrutura temporal no HCT: ciclos de duração R compostos por superquadros . . . . .	74
Figura 15	Quadros do protocolo HCT-MAC (comprimentos de campos dados em bits) . . . . .	75
Figura 16	Um nodo não-membro de cluster entre dois clusters . . . . .	81
Figura 17	Diagrama de ajuste de sincronização de time-slot . . . . .	82
Figura 18	Fontes de sincronismo em uma rede . . . . .	83
Figura 19	Sincronização de superquadros: ajuste de início de ciclo e convergência na escala de superquadros . . . . .	86
Figura 20	Taxas de quadros fora de sincronismo . . . . .	90
Figura 21	MEF para a escolha de cluster-head com auto-eleição . . . . .	98
Figura 22	MEF para a escolha de cluster-head com votação . . . . .	101

Figura 23	Histogramas para o cenário 250 m x 250 m.....	105
Figura 24	Histogramas para o cenário 350 m x 350 m.....	106
Figura 25	Histogramas para o cenário 450 m x 450 m.....	107
Figura 26	Histogramas para o cenário 600 m x 600 m.....	108
Figura 27	Número de cluster-heads em função das densidades das redes (cenário 250m x 250m) .....	109
Figura 28	Número de cluster-heads em função das densidades das redes (cenário 350m x 350m) .....	110
Figura 29	Número de cluster-heads em função das densidades das redes (cenário 450m x 450m) .....	111
Figura 30	Número de cluster-heads em função das densidades das redes (cenário 600m x 600m) .....	112
Figura 31	MEF para o ingresso de membros de cluster com competição	117
Figura 32	Probabilidades acumuladas para número de ciclos para estabilizar a alocação .....	120
Figura 33	Número de ciclos para estabilizar a alocação, com grau de confiança de 99%.....	121
Figura 34	Probabilidades acumuladas para número de ciclos para alocar $k - 1$ time-slots em sobrecarga .....	121
Figura 35	MEF para o ingresso de membros de cluster com prealocação	123
Figura 36	Distribuição da quantidade de ciclos necessários para alocação de <i>time-slot</i> .....	125
Figura 37	Distribuição da quantidade de nodos membros de cluster ....	126
Figura 38	Formação de clusters com votação e prealocação.....	127
Figura 39	Modelo de movimentação de nodos em círculo .....	133
Figura 40	Área de cobertura $A_c$ do sinal de um nodo (hachurada) no modelo da corrida .....	136
Figura 41	Taxa de quadros recebidos em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm) .....	138
Figura 42	Taxa de quadros recebidos em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm) .....	138
Figura 43	Taxa de quadros recebidos em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm) .....	139
Figura 44	Taxa de quadros recebidos em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm) .....	140
Figura 45	Taxa de quadros recebidos em redes com 60 nodos (potência	

de transmissão de -10 dBm) .....	141
Figura 46 Taxa de quadros recebidos em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -15 dBm) .....	141
Figura 47 Taxa de mensagens entregues em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm) .....	143
Figura 48 Taxa de mensagens entregues em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm) .....	144
Figura 49 Taxa de mensagens entregues em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm) .....	144
Figura 50 Taxa de mensagens entregues em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm) .....	145
Figura 51 Taxa de mensagens entregues em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10 dBm) .....	146
Figura 52 Taxa de mensagens entregues em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -15 dBm) .....	146
Figura 53 Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm) .....	148
Figura 54 Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm) .....	149
Figura 55 Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm) .....	149
Figura 56 Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm) .....	150
Figura 57 Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10 dBm) .....	151
Figura 58 Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -15 dBm) .....	151
Figura 59 Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm) .....	153
Figura 60 Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm) .....	153
Figura 61 Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm) .....	154
Figura 62 Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm) .....	154
Figura 63 Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10 dBm) .....	155
Figura 64 Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência	

de transmissão de -15 dBm) .....	155
Figura 65 Taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm) .....	158
Figura 66 Taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm) .....	159
Figura 67 Taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm) .....	159
Figura 68 Taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm) .....	161
Figura 69 Taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10 dBm) .....	161
Figura 70 Taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -15 dBm) .....	162
Figura 71 Nodos clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm).....	164
Figura 72 Nodos clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm).....	164
Figura 73 Nodos clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm).....	165
Figura 74 Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 40 nodos (em função do raio e potência de transmissão de -10 dBm) .....	166
Figura 75 Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 40 nodos (em função do raio e potência de transmissão de -15 dBm) .....	166
Figura 76 Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 40 nodos (em função da velocidade e potência de transmissão de -10 dBm) .....	167
Figura 77 Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 40 nodos (em função da velocidade e potência de transmissão de -15 dBm) .....	167
Figura 78 Nodos clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm).....	168
Figura 79 Nodos clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10	

dBm).....	168
Figura 80 Nodos clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -15 dBm).....	169
Figura 81 Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 60 nodos (em função do raio e potência de transmissão de -10 dBm) .....	169
Figura 82 Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 60 nodos (em função do raio e potência de transmissão de -15 dBm) .....	170
Figura 83 Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 60 nodos (em função da velocidade e potência de transmissão de -10 dBm) .....	170
Figura 84 Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 60 nodos (em função da velocidade e potência de transmissão de -15 dBm) .....	171
Figura 85 Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 40 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -5 dBm) .....	172
Figura 86 Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 40 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -10 dBm) .....	172
Figura 87 Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 40 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -15 dBm) .....	173
Figura 88 Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 40 nodos (95 % dos atrasos e potência de -5 dBm).....	173
Figura 89 Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 40 nodos (95 % dos atrasos e potência de -10 dBm).....	174
Figura 90 Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 40 nodos (95 % dos atrasos e potência de -15 dBm).....	174
Figura 91 Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 60 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -5 dBm) .....	176
Figura 92 Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 60 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -10 dBm) .....	177
Figura 93 Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 60 nodos (raio de 120 m e potência	

de transmissão de -15 dBm) .....	177
Figura 94 Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 60 nodos (95 % dos atrasos e potência de -5 dBm) .....	178
Figura 95 Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 60 nodos (95 % dos atrasos e potência de -10 dBm) .....	178
Figura 96 Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 60 nodos (95 % dos atrasos e potência de -15 dBm) .....	179
Figura 97 Médias dos atrasos máximos de entrada em cluster (potência de -5 dBm) .....	180
Figura 98 Médias dos atrasos máximos de entrada em cluster (potência de -10 dBm) .....	180
Figura 99 Médias dos atrasos máximos de entrada em cluster (potência de -15 dBm) .....	181
Figura 100 Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 40 nodos (raio de 150 m e potência de -5 dBm) .....	182
Figura 101 Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 40 nodos (raio de 120 m e potência de -10 dBm) .....	183
Figura 102 Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 40 nodos (raio de 100 m e potência de -15 dBm) .....	183
Figura 103 Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 60 nodos (raio de 150 m e potência de -5 dBm) .....	184
Figura 104 Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 60 nodos (raio de 120 m e potência de -10 dBm) .....	184
Figura 105 Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 60 nodos (raio de 100 m e potência de -15 dBm) .....	185
Figura 106 Duracões mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 40 nodos (potência de -5 dBm) .....	186
Figura 107 Duracões mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 60 nodos (potência de -5 dBm) .....	187
Figura 108 Duracões mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 40 nodos (potência de -10 dBm) .....	187
Figura 109 Duracões mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 60 nodos (potência de -10 dBm) .....	188
Figura 110 Duracões mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 40 nodos (potência de -15 dBm) .....	188
Figura 111 Duracões mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 60 nodos (potência de -15 dBm) .....	189
Figura 112 Valor esperado para duração de permanência em cluster em	

redes com 40 nodos (potência de -15 dBm).....	191
Figura 113Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 60 nodos (potência de -15 dBm).....	191
Figura 114Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 40 nodos (potência de -10 dBm).....	192
Figura 115Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 60 nodos (potência de -10 dBm).....	192
Figura 116Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 40 nodos (potência de -5 dBm).....	193
Figura 117Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 60 nodos (potência de -5 dBm).....	193
Figura 118Atrasos adicionais de encaminhamento de mensagem .....	199
Figura 119Taxas de mensagens entregues após 5 saltos .....	212
Figura 120Distribuições das durações médias de intervalos de modos de acesso ao meio .....	213
Figura 121Utilização do meio obtida com o acesso com disputa .....	223





## LISTA DE TABELAS

Tabela 1	Campos do cabeçalho HCT-MAC .....	76
Tabela 2	Parâmetros do modelo de sinal usados na comparação entre votação e auto-eleição.....	103
Tabela 3	Parâmetros das redes usadas como cenários para a comparação entre auto-eleição e votação .....	104
Tabela 4	Sincronização de time-slots na implementação com tinyOS e motes micaZ .....	130
Tabela 5	Parâmetros Gerais de Simulação .....	132
Tabela 6	Parâmetros de Simulação de Aplicação .....	133
Tabela 7	Parâmetros de Simulação do HCT .....	134
Tabela 8	Alcances de sinal de rádio .....	137
Tabela 9	Variáveis aleatórias usadas na análise da capacidade tempo-real .....	197
Tabela 10	Parâmetros de simulação de aplicação com variação de carga de mensagens .....	209
Tabela 11	Parâmetros para distribuição de intervalos em ciclos de reconfiguração .....	210



## LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

QoS	Qualidade de serviço	29
MAC	Medium Access Control	30
CSMA	Carrier Sense Multiple Access	30
MANET	Mobile Ad Hoc Network	31
TDMA	Time Division Multiple Access	32
MANET	Mobile Wireless Ad-Hoc Network	35
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance	44
LR-WPAN	Low-Rate Wireless Personal Area Network	45
PAN	Personal Area Network	45
PHY	Physical Layer	45
CAP	Contention Access Period	46
CFP	Contention Free Period	46
GTS	Guaranteed Time Slot	46
FCS	Frame Check Sequence	46
CRC	Cyclic Redundancy Check	46
IFS	Interframe Space	46
ECA	Enhanced Collision Avoidance	51
MSN	Maximum Slot Number	59
BI	Beacon Interval	61
BO	Beacon Order	61
SO	Superframe Order	61
SD	Superframe Duration	61
SDS	Superframe Duration Schedule	62
LQE	Link Quality Estimator	66
LQI	Link Quality Indicator	66
RSSI	Received Signal Strength Indicator	66
SNR	Signal to Noise Ratio	66
PRR	Packet Reception Ratio	66
ARR	Acquitted Reception Rate	66
RNP	Required Number of Packets	66
ETX	Expected Transmission Count	66
F-LQE	Fuzzy Link Quality Estimator	67

SPRR	Smoothed Packet Reception Ratio.....	68
ASL	ASymmetry Level.....	68
SF	Stability Factor.....	68
ASNR	Average Signal to Noise Ratio.....	68
HCT	Hybrid Contention/TDMA.....	73
SB	Start Beacon.....	76
FB	Finish Beacon.....	76
RBS	Reference Broadcast Synchronization.....	80
NQ	Neighborhood Quality.....	97
MEF	Máquina de estados finitos.....	97
EDF	Earliest Deadline First.....	133

## SUMÁRIO

<b>1 INTRODUÇÃO</b>	29
1.1 DESCRIÇÃO	29
1.2 MODELO DE REDE	31
1.3 OBJETIVO DA TESE	32
1.4 ORGANIZAÇÃO DA TESE	33
<b>2 BACKGROUND E TRABALHOS RELACIONADOS</b>	35
2.1 COMUNICAÇÃO DE TEMPO-REAL EM MANETS	35
2.2 CARACTERÍSTICAS DE COMUNICAÇÕES SEM FIO	38
2.3 CONTROLE DE ACESSO AO MEIO EM REDES SEM-FIO	42
<b>2.3.1 Protocolos MAC baseados em disputa</b>	43
2.3.1.1 CSMA/CA	44
2.3.1.2 IEEE 802.15.4	45
2.3.1.3 Black Burst	48
2.3.1.4 RT-MAC	50
<b>2.3.2 Protocolos MAC com reserva de recursos</b>	53
<b>2.3.3 Protocolos MAC híbridos</b>	57
2.3.3.1 Z-MAC	57
2.3.3.2 IEEE 802.15.4 com GTS	60
<b>2.3.4 Considerações</b>	64
2.4 ESTIMADORES DE QUALIDADE DE ENLACE	65
2.5 CAPACIDADE TEMPO-REAL	70
<b>3 HCT-MAC: UM CONTROLE DE ACESSO AO MEIO HÍBRIDO</b>	73
3.1 DESCRIÇÃO DO PROTOCOLO HCT-MAC	74
3.2 ACESSO AO MEIO	76
3.3 SINCRONIZAÇÃO	79
<b>3.3.1 Sincronização em nível de <i>time-slot</i></b>	79
<b>3.3.2 Sincronização em nível de superquadro</b>	85
<b>3.3.3 Análise de desempenho</b>	88
3.4 ESTIMADOR DE QUALIDADE DE ENLACE	91
<b>4 AUTO-ORGANIZAÇÃO EM CLUSTERS</b>	95
4.1 INTRODUÇÃO	95
4.2 ESCOLHA DE <i>CLUSTER-HEADS</i>	96
<b>4.2.1 Abordagem por auto-eleição</b>	97
4.2.1.1 Qualidade de Vizinhança (NQ)	100
<b>4.2.2 Abordagem por votação</b>	101
<b>4.2.3 Comparação entre votação e auto-eleição</b>	103
<b>4.2.4 Abordagem mista: votação com auto-eleição</b>	113

4.3	ENTRADA DE NODOS EM <i>CLUSTERS</i> .....	114
4.3.1	Abordagem por competição .....	114
4.3.2	Abordagem por prealocação .....	122
4.4	FORMAÇÃO DE <i>CLUSTERS</i> NO PROTOCOLO HCT-MAC ....	127
<b>5</b>	<b>SIMULAÇÕES E EXPERIMENTOS</b> .....	<b>129</b>
5.1	PLATAFORMAS DE EXPERIMENTAÇÃO .....	130
5.2	EXPERIMENTOS SOBRE COMPORTAMENTO E DESEMPENHO DO HCT-MAC .....	134
5.2.1	Desempenho da utilização do meio .....	134
5.2.1.1	Taxa de quadros recebidos .....	136
	Resultados .....	137
5.2.1.2	Taxa de mensagens entregues .....	142
5.2.1.3	Taxa de quadros enviados .....	147
5.2.1.4	Atraso de acesso ao meio .....	150
5.2.2	Desempenho da auto-organização da rede .....	156
5.2.2.1	Taxa de ciclos clusterizados .....	157
5.2.2.2	Taxa de nodos clusterizados .....	162
5.2.2.3	Atrasos para entrada em cluster .....	171
5.2.2.4	Duração de permanência em cluster .....	181
5.3	CONCLUSÃO .....	194
<b>6</b>	<b>CAPACIDADE TEMPO-REAL PROBABILÍSTICA</b> .....	<b>195</b>
6.1	DEFINIÇÃO DO PROBLEMA .....	198
6.2	ATRASO DE ENCAMINHAMENTO EM UM NODO .....	200
6.3	LIMITE INFERIOR NA CAPACIDADE TEMPO-REAL .....	202
6.4	CAPACIDADE TEMPO-REAL PARA INTERVALOS EXPONEN- CIALMENTE DISTRIBUÍDOS .....	203
6.5	EXPERIMENTOS .....	209
6.6	CONCLUSÃO .....	214
<b>7</b>	<b>CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS</b> .....	<b>217</b>
7.1	PRINCIPAIS CONSIDERAÇÕES .....	217
7.2	PRINCIPAIS CONTRIBUIÇÕES .....	219
7.3	TRABALHOS FUTUROS .....	220
7.3.1	Questões Preliminares .....	220
7.3.2	Acesso ao meio com disputa .....	222
7.3.3	Consumo de energia .....	223
	Referências Bibliográficas .....	225

# 1 INTRODUÇÃO

## 1.1 DESCRIÇÃO

Com a popularização das redes de comunicação sem-fio, sistemas antes independentes e isolados passaram a ter a possibilidade de interagirem por meio de trocas de mensagens. Isso abriu um novo horizonte para aplicações formadas por múltiplos dispositivos autônomos móveis em que há necessidade de cooperação. A comunicação entre tais dispositivos tem o potencial de permitir novas estratégias de coordenação, ou melhorarem procedimentos existentes, usando a informação adicional compartilhada.

Nesse sentido, uma nova geração de aplicações que envolvem mobilidade de múltiplos dispositivos autônomos depende em alguma medida de conectividade. Por exemplo, no projeto CarTel (HULL et al., 2006) dados ambientais são coletados por sensores instalados em automóveis que se deslocam por uma cidade, e compartilhados entre os veículos ou transferidos para unidades de coleta quando possível. Na área de Sistemas de Transporte Inteligentes, alguns sistemas propostos usam comunicação entre veículos para reduzir congestionamentos ou incrementar a segurança na direção (VOELCKER, Oct. 2007), como uma aplicação de alerta de frenagem, descrita em (ROBINSON et al., 2006), em que um veículo transmite uma mensagem de alerta ao frear subitamente. A mensagem de alerta contém dados sobre o veículo, como sua posição, sua velocidade e a desaceleração imposta pela frenagem. No setor espacial vêm-se desenvolvendo sistemas de satélites distribuídos, em que múltiplos mini-satélites em configurações variadas são usados de forma colaborativa para o cumprimento de uma missão (BRIDGES; VLADIMIROVA, 2009). Em todos esses casos, os dispositivos formam redes para se comunicarem através de enlaces sem-fio. Por fim, a maioria dessas aplicações possui algum tipo de requisito de QoS (Qualidade de Serviço) com respeito a prazos para que suas mensagens sejam entregues.

O caráter dinâmico dessas redes de dispositivos que se comunicam por enlaces sem-fio dificulta sobremaneira o atendimento de requisitos temporais. O fato de os dispositivos se movimentarem provoca mudanças de topologia, causando o estabelecimento de novos enlaces e rompendo ou modificando a qualidade de enlaces existentes. Essas mudanças afetam a previsibilidade das comunicações visto que, enquanto a infraestrutura de comunicação se adapta a esses eventos, as transmissões de mensagens podem sofrer atrasos adicionais de difícil previsão. Assim, neste contexto o desafio reside em como atender requisitos temporais em redes sem-fio cujas topologias se compor-

tam possivelmente de forma não-determinística. Essa questão apresenta uma forma de contradição no domínio tempo-real, pois ela conflita com a necessidade de determinismo nos atrasos sofridos para a entrega de mensagens.

Em uma rede sem-fio, o atraso para transmitir uma mensagem entre dois dispositivos que estejam num raio de alcance depende, em boa medida, do controle de acesso ao meio (conhecido como protocolo MAC). O protocolo MAC faz parte da camada de enlace, sendo responsável por arbitrar o acesso ao meio de transmissão. Um MAC capaz de atender requisitos temporais deve impor um tempo máximo para a transmissão de uma mensagem, correspondente ao maior tempo necessário para enviá-la com sucesso, ou seja, sem colisão através do meio (i.e. sobreposição com outras mensagens).

O tempo necessário para a obtenção de acesso exclusivo ao meio de transmissão depende se o protocolo MAC for baseado em disputa ou reserva de recursos. Se houver disputa entre os dispositivos, como ocorre com protocolos MAC do tipo CSMA, o acesso ao meio pode levar um tempo variável para ser obtido. Porém se os dispositivos entrarem em um acordo prévio sobre a ordem em que esse acesso deve ser realizar e assim eliminarem a necessidade de disputa, como é característico de protocolos MAC com reserva de recursos, tal atraso pode ser previsível.

Apesar de protocolos MAC com reserva de recursos serem capazes de acessar o meio em tempo limitado e conhecido, seu uso em uma rede móvel requer que se refaça o acordo entre os dispositivos sempre que uma mudança de topologia provocar um conflito na escala de transmissão. Essa reconfiguração da reserva de recursos pode se tornar uma fonte de atrasos adicionais no acesso ao meio, comprometendo ou mesmo inviabilizando o uso de tal tipo de protocolo MAC em uma rede com dispositivos móveis. Por outro lado, protocolos MAC com disputa não demandam tempos adicionais para adaptação a mudanças de topologia, já que cada mensagem a ser transmitida envolve uma concorrência entre dispositivos pelo acesso a meio. A observação desses problemas motivou o surgimento de protocolos MAC híbridos, que combinam segundo algum critério os acessos ao meio com disputa e reserva de recursos.

O projeto de um protocolo MAC híbrido para uma rede ad hoc com dispositivos móveis, que é objeto desta tese, precisa resolver um conjunto de problemas. Por exemplo, o acordo entre dispositivos, necessário para a reserva de recursos que habilita o acesso ao meio livre de disputa, deve ser efetuado de forma autônoma, coordenada e adaptável ao ritmo com que a topologia se modifica. De certa forma, a reserva de recursos com essas características implica em uma auto-organização dos dispositivos móveis. Esse procedimento deve tolerar que parte dos dispositivos não participe do acordo, seja porque não existem recursos suficientes ou suas qualidades de enlaces não os habilite a se coordenarem com os demais dispositivos. Por



fim, os acessos livre de disputa e com disputa devem coexistir, priorizando-se o primeiro modo de acesso.

Em uma rede em que dispositivos se movimentam de forma não determinística, não parece adequado ou mesmo factível buscar prover garantias no atendimento de prazos de entrega de mensagens. Afinal, a transitoriedade de enlaces impede que se possam sempre cumprir esses prazos. No entanto, um protocolo MAC pode explorar a oportunidade representada pelo surgimento de enlaces de boa qualidade, e suficientemente duradouros, para coordenar as transmissões dos dispositivos envolvidos, e assim aumentar a quantidade de mensagens entregues em seus prazos. Essa capacidade parece ser natural em um protocolo MAC híbrido, que pode ser projetado de forma que o acesso ao meio livre de disputa seja usado sempre que for oportuno.

## 1.2 MODELO DE REDE

O modelo de rede considerado nesta tese consiste de nodos móveis que se comunicam por uma rede ad hoc, formando uma MANET). Suas movimentações são contínuas, seguindo algum modelo de mobilidade, o que faz com que os enlaces entre pares de nodos sejam esporádicos. Nodos se comunicam para intercâmbio de informações de controle ou sensoramento, usando mensagens curtas. Transmissões ocorrem sempre em *broadcast* e não há necessidade de confirmações de recebimento pelo protocolo MAC. As mensagens são periódicas, e todos os nodos transmitem mensagens com o mesmo período. A duração do período, também chamada de ciclo de transmissão, é fixa, sendo definida em modo *offline*. Assim, existe um limite na quantidade de mensagens que podem ser transmitidas sem sobreposição em um ciclo de transmissão.

Uma vez que em MANET a topologia se modifica ao longo do tempo, a rigor nodos não têm garantia absoluta de que podem transmitir sempre uma mensagem por ciclo. Isso se deve à variação da quantidade de nodos cujas transmissões são capazes de se sobreporem, representada pela densidade de nodos em diferentes pontos de uma rede. No entanto, no modelo de rede adotado, nodos efetuam reserva de recursos de forma oportunística para terem uma garantia temporária de transmissão de mensagens dentro do prazo de um ciclo. Devido às modificações de topologia, as reservas de recursos devem se adaptar para que se resolvam conflitos que porventura surjam com mudanças no entorno dos nodos.

### 1.3 OBJETIVO DA TESE

Esta tese investiga as seguintes questões interligadas no escopo de comunicação de tempo-real em redes ad hoc móveis.

1. Em que medida é possível usar uma abordagem de controle de acesso ao meio com reserva de recursos (estilo TDMA) em uma rede sem-fio composta por dispositivos móveis?
2. Qual o benefício que um protocolo MAC assim projetado pode trazer para aplicações que possuem requisitos temporais? Ou, posto de outra forma, qual a possibilidade de se obter uma melhor taxa de atendimento de prazos de entrega de mensagens em comparação com outros protocolos MAC existentes?

Sendo assim, esta tese tem por objetivo principal propor um protocolo MAC híbrido para redes ad hoc compostas por dispositivos móveis, que possibilite a mobilidade de nodos e ao mesmo tempo ofereça meios para atender prazos de entrega de mensagens. O protocolo proposto, denominado HCT-MAC (Hybrid Contention/TDMA MAC), deve coordenar oportunisticamente o acesso ao meio, proporcionando a auto-organização dos dispositivos em grupos cujos membros realizam um acesso ao meio do tipo TDMA (Time Division Multiple Access). A composição desses grupos pode se modificar para lidar com a mobilidade dos dispositivos e mudanças de topologia, possibilitando a qualquer momento a entrada ou saída de dispositivos ou mesmo a dissolução de um grupo. No caso de dispositivos que não pertencem a grupos, o acesso ao meio se realiza com disputa do tipo CSMA. Para atingir o objetivo principal, os seguintes objetivos específicos foram definidos:

- Definição de uma estrutura de divisão de tempo a ser usada no protocolo, a qual acomode a reserva de intervalos de tempo entre diferentes grupos de nodos e entre dispositivos dentro de um mesmo grupo. Devido à característica TDMA do protocolo, essa estrutura deve ser necessariamente cíclica.
- Criação de um mecanismo de sincronização, para que as transmissões de dispositivos que operam em modo livre de disputa não corram o risco de se sobreporem. Para que o acesso livre de disputa seja efetivo, a sincronização deve englobar todos os dispositivos, mesmo aqueles que momentaneamente acessem o meio com disputa.
- Definição de um protocolo para formação de grupos, com que os dispositivos se auto-organizem de forma autônoma e assim possam alo-

car porções de um ciclo de transmissão. Os grupos devem ser formados oportunamente, sempre que um conjunto de dispositivos apresentar qualidades de enlaces entre si com qualidade apropriada. Esses grupos devem ser dinâmicos, possibilitando que dispositivos ingressem ou saiam dependendo das condições de seus enlaces em relação aos demais membros de seus grupos.

- Especificação de um MAC a ser usado com disputa, para que dispositivos que não puderam ingressar em grupos possam transmitir suas mensagens. De fato todo dispositivo inicialmente deve operar em modo de acesso com disputa, podendo acessar o meio em modo livre de disputa tão logo consiga formar um novo grupo ou ingressar em um grupo existente. De forma análoga, um dispositivo que sai de um grupo volta a acessar o meio com disputa.
- Escolha de métricas para medir qualidade de enlaces, e que assim possibilitem a formação de grupos por dispositivos com melhores qualidades de enlace entre si.
- Avaliar o desempenho do protocolo MAC proposto com métricas apropriadamente escolhidas, investigando seu comportamento e resultados em cenários móveis representativos.
- Propor uma análise sobre a capacidade de atender prazos de entrega de mensagens em uma rede móvel com múltiplos saltos. Essa análise deve considerar que os dispositivos usam um protocolo MAC híbrido, e que pode interromper e retomar ciclicamente seu modo de acesso livre de disputa.

#### 1.4 ORGANIZAÇÃO DA TESE

Esta tese é composta de sete capítulos, incluindo esta introdução.

O capítulo 2 apresenta uma revisão sobre protocolos MAC baseados em disputa, reserva de recursos e híbridos, relacionando-os com o problema do acesso ao meio em redes ad hoc com dispositivos móveis. Além de protocolos MAC, esse capítulo aborda o problema da estimativa de qualidade de enlace, visto que se trata de uma peça importante no trabalho contido nesta tese. Ao final do capítulo apresenta-se um estudo sobre a capacidade temporal de redes sem-fio com múltiplos saltos. Esse estudo foi utilizado como base para uma investigação sobre atendimento de prazos de entrega fim-a-fim de mensagens em redes ad hoc móveis usando o protocolo HCT-MAC, discutido no capítulo 6.

O capítulo 3 apresenta o protocolo HCT-MAC, descrevendo seus modos de acesso ao meio com disputa e com reserva de recursos, assim como os formatos de quadros utilizados, a estruturação cíclica e hierárquica do tempo de transmissão adotada no protocolo e o mecanismo de sincronização empregado.

No capítulo 4 são mostradas as abordagens para formação de grupos, chamados de *clusters* no protocolo HCT-MAC. *Clusters* são fundamentais no HCT-MAC para que se acesse o meio em modo reserva de recursos (i.e. livre de disputa), uma vez que somente dispositivos que são membros de *cluster* podem se beneficiar desse modo de acesso. São apresentadas também as extensões no mecanismo de sincronização necessárias para que as transmissões de dispositivos pertencentes a diferentes *clusters* não corram risco de se sobreporem.

O capítulo 5 apresenta um conjunto de experimentos realizados para investigar o desempenho do protocolo HCT-MAC em cenários representativos. Uma primeira parte dos experimentos comparou a utilização do meio obtida com o HCT-MAC e um protocolo MAC CSMA. Um segundo conjunto de experimentos analisou o desempenho da formação de *clusters*, relacionando-o com os resultados da primeira série de experimentos.

No capítulo 6 desenvolveu-se uma análise da capacidade tempo-real de uma rede móvel com múltiplos saltos, estendendo-se o trabalho apresentado ao final do capítulo 2. Essa análise foi aplicada aos resultados de experimentos de simulação feitos com o HCT-MAC, discutindo-se a aderência dos resultados previstos com os obtidos.

Finalmente, o capítulo 7 apresenta as conclusões e considerações sobre as principais contribuições deste trabalho, além de sugerir novos desdobramentos deste estudo na forma de trabalhos futuros.

## 2 BACKGROUND E TRABALHOS RELACIONADOS

### 2.1 COMUNICAÇÃO DE TEMPO-REAL EM MANETS

A comunicação de tempo-real pode ser definida como a capacidade de entregar mensagens dentro de prazos conhecidos, levando em conta prazos de validade de mensagens. Se não forem admissíveis perdas de prazos de entrega, tem-se comunicação de tempo-real rígida, que implica a adoção de mecanismos que garantam o cumprimento dos prazos de entregas. Se forem admissíveis perdas de prazos, porém descartando-se as mensagens atrasadas, tem-se comunicação tempo-real firme. Por fim, comunicação de tempo-real branda aceita perdas de prazos sem descarte de mensagens atrasadas. Esses diferentes graus de exigência quanto ao cumprimento de prazos dependem da natureza da aplicação, e se refletem em toda a infraestrutura de comunicação.

Uma arquitetura de comunicação para redes sem-fio com nodos móveis - conhecidas como MANET (Mobile Wireless Ad-Hoc Network), que se ordenam via comunicação explícita, deve prover serviços de comunicação de tempo-real com algum grau de exigência quanto aos prazos de entrega de mensagens. Isto é consequência do fato de existir mobilidade e necessidade de coordenação entre os nodos, as quais implicam trocas de informações entre os nodos envolvidos sobre seus estados, possuindo estes validade temporal. No entanto, a infraestrutura de comunicação se confronta com dois problemas principais:

- i) *Acesso ao meio com determinismo*: por ser um tipo de rede com meio de transmissão compartilhado e acessado concorrentemente pelos nodos, há necessidade de um protocolo de acesso ao meio (MAC). Um MAC determinístico do ponto de vista temporal deve conseguir transmitir um quadro sem sofrer colisão, ou então, caso ocorra uma colisão, deve ser capaz de resolvê-la dentro de um limite de tempo pré-estabelecido. No entanto, o fato de existir uma topologia dinâmica torna difícil garantir total previsibilidade, uma vez que a vizinhança de um nodo pode se modificar a qualquer instante, o que afeta a demanda por acesso ao meio no seu entorno. Assim, um MAC para redes sem-fio com nodos móveis está sujeito ao grau de mobilidade da rede, e deve estar adaptado a esta situação.
- ii) *Entrega multihop de mensagens*: a topologia neste tipo de rede pode ser arbitrária, com nodos dificilmente estando fortemente

conectados. A entrega de mensagens entre nodos quaisquer implica a capacidade de identificar caminhos que passem por um número de nodos intermediários. Em outras palavras, a infraestrutura deve ser capaz de rotear mensagens para quaisquer nodos da rede. Além disso, como a topologia pode variar gradual ou abruptamente ao longo do tempo, caminhos previamente determinados podem ser invalidados, havendo necessidade de serem redescobertos. Finalmente, esses caminhos podem ter diferentes propriedades temporais.

A previsibilidade de uma transmissão tem importância central para um serviço de comunicação de tempo-real. No entanto, uma rede com nodos móveis possui topologia dinâmica. A modificação da topologia impacta na distribuição de mensagens pela rede, pois caminhos conhecidos podem deixar de existir, levando à necessidade de descoberta de novos caminhos ou utilização de caminhos ainda existentes que, porém, possuem diferentes propriedades temporais. Uma topologia dinâmica tem também como consequência a variação das vizinhanças de cada nodo com o tempo. A modificação da vizinhança de um nodo tem impacto na previsibilidade de seu controle de acesso ao meio, justamente por variar a demanda por comunicação naquela região - o que incrementa a probabilidade de colisões e atrasos causados por algoritmos de resolução de conflitos. Desta forma, a existência de mobilidade tem influência sobre o cumprimento de requisitos temporais das transmissões, porém há necessidade de avaliar a dependência desta influência com o grau de mobilidade.

O grau de mobilidade de uma rede pode ser entendido como uma caracterização de como sua topologia varia com o tempo, e como isto afeta a capacidade de comunicação dos nodos. Para o tipo de rede considerado neste trabalho, interessa poder caracterizar o impacto da mobilidade no atendimento dos prazos de entrega de mensagens. Em estudos recentes foram definidos modelos e métricas de mobilidade (BAI; SADAGOPAN; HELMY, 2003) (J. Boleng; CAMP, 2002) (B.-J. Kwak; MILLER, 2003). Os modelos de mobilidade se destinam a representar as movimentações dos nodos, tendo um caráter mecânico. As métricas de mobilidade procuram quantificar aspectos específicos do que acontece aos nodos, e às comunicações entre eles, devido ao modelo de mobilidade adotado. A caracterização do impacto da mobilidade nas comunicações de tempo-real implica, assim, o uso de um modelo de mobilidade representativo e a identificação de métricas correlacionadas ao desempenho de elementos da infraestrutura de comunicação no atendimento de requisitos temporais das mensagens.

Vários trabalhos vêm investigando metodologias e métricas para caracterizar mobilidade. No framework *Important* (BAI; SADAGOPAN; HELMY,

2003), que se pretende genérico o suficiente para possibilitar a análise do impacto da mobilidade em protocolos de roteamento, são propostas várias métricas relacionadas com dependências espacial, temporal e geográfica entre nodos. Dentre as métricas apresentadas, três delas se destacam no tocante ao impacto em comunicações de tempo-real:

- i) *Taxa de mudanças de enlace ( $L_C$ )*: contabiliza as mudanças de estado de um enlace (de inativo para ativo) entre dois nodos, ao longo de um intervalo de tempo. Sempre que um enlace entre dois nodos se torna ativo, significa que eles se tornam capazes de se comunicarem diretamente, porém também podem se interferir.
- ii) *Duração de enlace ( $L_D$ )*: fornece a duração média do enlace entre dois nodos, ao longo de um intervalo de tempo. Enlaces de longa duração são benéficos, do ponto de vista de comunicações de tempo-real, pois assim são preservados tanto o conhecimento sobre vizinhanças de nodos quanto trechos de caminhos na rede.
- iii) *Disponibilidade de Caminho ( $P_A$ )*: calcula a fração de tempo em que um caminho entre dois nodos está disponível, dentro de um intervalo de tempo. Caminhos longevos proporcionam maior previsibilidade para comunicações de tempo-real, ao evitarem o custo de descoberta de novos caminhos.

As métricas  $L_C$  e  $L_D$  são também avaliadas por (J. Boleng; CAMP, 2002), que propõe um conjunto de critérios para seleção de métricas adequadas a protocolos adaptativos em MANET. Após a comparação entre desempenhos de protocolos de roteamento e valores fornecidos por estas métricas, (J. Boleng; CAMP, 2002) concluiu que  $L_D$  forneceu melhor indicação de desempenho. No caso,  $L_C$  não capturou a longevidade dos enlaces, sendo este um fator influente no desempenho dos protocolos usados na avaliação, já que durante a estabilidade de um enlace não há necessidade de trocas de mensagens de controle do protocolo, e pode-se efetivamente transmitir mensagens de dados. Apesar de o objetivo desse estudo não ser comunicação de tempo-real, suas considerações sobre o custo de adaptação de protocolos a mudanças de topologia devido à mobilidade reforçam o papel destas métricas como indicadores diretos de eventos que causam a necessidade de adaptação.

O uso da métrica  $L_D$  para caracterização de mobilidade e seu impacto em comunicações de tempo-real depende de sua relação com o custo de adaptação a mudanças de um protocolo a ser considerado. Em linhas gerais, se o custo de adaptação for maior do que um valor a ser derivado dessa métrica, o protocolo em questão não é viável para a rede em estudo. Como se trata de comunicação de tempo-real, parece natural expressar o custo de adaptação

como um *tempo de adaptação*, conforme expressado abaixo:

$$L_D > k_{D_j} \cdot \delta_j$$

$\delta_j(N)$ : tempo de adaptação do protocolo  $j$  para uma rede com  $N$  nodos.

$k_{D_j}$ : fator de custo para uso efetivo de um novo enlace, tal que  $\frac{1}{k_D}$  forneça a fração máxima aceitável de  $L_D$  para a adaptação do protocolo  $j$ .

Para uma aplicação de MANET com  $L_D$  possível de ser calculado e  $k_{D_j}$  fornecido pelos requisitos da aplicação, um protocolo de tempo-real  $j$  deve ter um tempo máximo de adaptação  $\delta_j$ , de acordo com as relações acima. Este resultado proporciona uma forma de verificar a adequação de um protocolo a uma aplicação de MANET, no que diz respeito à sua capacidade de adaptação às mudanças de topologia. Evidentemente, além de serem responsivos a tais mudanças num prazo aceitável, esses protocolos devem efetuar suas transações de acordo com os requisitos temporais da aplicação. No contexto da infraestrutura de comunicação para MANET descrita neste trabalho, significa que o protocolo de acesso ao meio, para se adaptar à mudança de demanda em sua vizinhança, deve apresentar um  $\delta_{MAC}$  que satisfaça as relações acima (para um dado  $k_{D_{MAC}}$ ).

As subseções seguintes contêm uma revisão sobre protocolos de acesso ao meio para MANET. Sobre os protocolos apresentados são tecidas considerações com respeito às suas propriedades temporais, incluindo tanto suas previsibilidades quanto à transmissão normal de mensagens, i.e. nos intervalos de tempo em que a rede se encontra com topologia estacionária, quanto suas capacidades de adaptação a mudanças de topologia. Além de protocolos MAC, são apresentados trabalhos sobre estimadores de qualidade de enlace, que podem auxiliar protocolos MAC a melhor se adaptarem a mudanças de topologia. Finalmente, é apresentada uma discussão sobre a capacidade que redes sem-fio possuem de entregarem mensagens dentro de seus prazos.

## 2.2 CARACTERÍSTICAS DE COMUNICAÇÕES SEM FIO

A comunicação por redes sem fio se vale usualmente de sinais de transmissão eletromagnéticos transmitidos em difusão (*broadcast*). Cada nodo possui um módulo de rádio, por onde suas transmissões são efetuadas, e por onde são recebidas as transmissões de outros nodos. Neste trabalho consideram-se apenas módulos de rádio com transmissão de sinal omnidirecional. Um nodo recebe as transmissões de outro nodo se estiver no alcance de seu sinal - quer dizer, se a intensidade do sinal na recepção for suficiente



para sensibilizar seu o receptor de seu rádio. O sinal de transmissão tem sua intensidade reduzida proporcionalmente a pelo menos o quadrado da distância de sua origem. Além disso, obstáculos no meio de propagação, e ruídos eletromagnéticos, podem contribuir negativamente para seu alcance. Assim, cada nodo possui uma vizinhança composta por um conjunto de nodos que está no alcance de seu sinal de transmissão, e conseqüentemente onde colisões podem acontecer.

Numa rede sem fio, as colisões ocorrem na recepção do sinal. Se dois ou mais sinais de transmissão se interferirem ao chegarem em um determinado nodo, este poderá não identificar um sinal válido. Curiosamente, um sinal de transmissão pode sofrer colisão ao chegar em um nodo, porém pode ser recebido corretamente em outro nodo. Como cada sinal de transmissão tem sua intensidade reduzida à medida que se afasta de sua origem, pode ter intensidade suficiente para interferir em um nodo, porém não em outro. Como consequência, cada nodo possui um conjunto de nodos com que pode colidir, composto pelos nodos cujos sinais têm intensidade suficiente para interferir em algum nodo de sua vizinhança.

Um nodo que faz uma transmissão não tem como saber diretamente se houve ou não colisão. Usualmente não se pode comparar o sinal transmitido com o sinal presente no meio de propagação, pois o transceiver<sup>1</sup> é unidirecional. Mesmo que se usassem dois transceivers, o sinal transmitido teria uma intensidade significativamente maior, comparada com outros sinais, e assim a interferência poderia não ser percebida. Desta forma, a detecção de colisões precisa ser feita por meios indiretos, como mensagens de confirmação.

O conjunto de nodos com que um nodo pode colidir é formado por aqueles diretamente em seu alcance, e pelos demais que estão no alcance destes. Se o alcance em relação a um nodo for descrito como um salto, esse conjunto pode ser definido como sendo composto pelos nodos que estão a até dois saltos. Note-se que nessa definição um salto está relacionado com o alcance de sinal obtido, e não com uma distância predeterminada. Um possível problema se refere a colisões causadas por transmissões simultâneas de dois nodos que estão fora de alcance mútuo, porém com um nodo receptor a um salto de ambos - i.e. um nodo transmissor está a dois saltos do outro. Como os transmissores estão fora de alcance, não há como detectarem suas transmissões; neste caso, os transmissores estão escondidos um do outro. Na figura 1 o nodo A transmite para o nodo C, e o nodo B transmite para D. Como C está no alcance tanto de A quanto B, uma transmissão simultânea destes dois irá causar uma colisão em C.

Um outro problema relacionado acontece quando dois transmissores

---

<sup>1</sup>dispositivo que transforma o sinal de rádio recebido da antena em corrente elétrica no módulo de rádio, e vice-versa

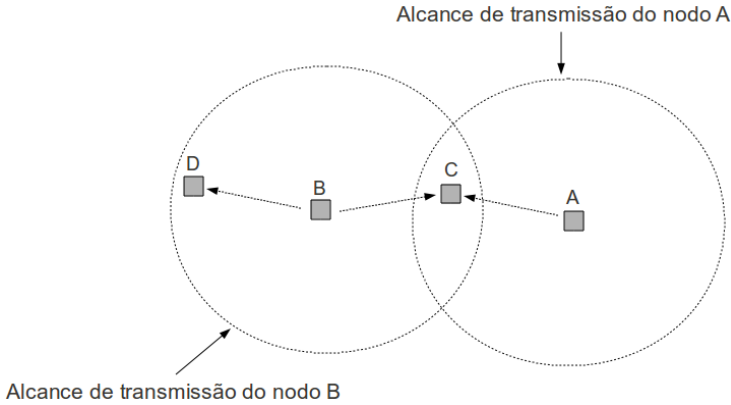


Figura 1 – Problema dos nodos escondidos

que estão a um salto um do outro precisam transmitir ao mesmo tempo para dois receptores distintos. Na figura 2, o nó B quer transmitir para D, porém C está transmitindo para A. O nó B irá esperar até que C termine sua transmissão, para então transmitir para D. No entanto, se C e B transmitissem simultaneamente, não haveria colisão, pois tanto D está fora do alcance de C quanto A está fora do alcance de B. Este problema, chamado de nodos expostos, reduz a utilização do meio de transmissão por impedir que transmissões não-conflitantes sejam feitas ao mesmo tempo.

Uma rede sem-fio composta de nodos que se movimentam apresenta uma topologia dinâmica. Nodos que estão em seus alcances de transmissão, em um determinado momento, podem não mais estar a partir de um instante futuro, e vice-versa. Isso significa também que a densidade de transmissões pode variar no espaço ao longo do tempo. Protocolos MAC que usem reserva de recurso, conseqüentemente, precisam renegociar as reservas quando a topologia se alterar, o que adiciona atrasos aos tempos de transmissão de mensagens. Para protocolos MAC baseados em contenção, a probabilidade de colisão pode variar à medida que a topologia se modifica, o que tem o poder de aumentar ou reduzir o atraso esperado para transmissão de mensagens. Em ambos os casos, o protocolo MAC precisa ser projetado de forma a ter um desempenho aceitável dentro de determinados limites para a mobilidade dos nodos.

Redes sem-fio em modo ad hoc carecem de controle central por definição, o que significa que em princípio não existem nodos com papéis preestabelecidos de coordenação para as transmissões dos demais nodos. Numa rede infra-estruturada um ou mais nodos servem como referência aos demais, o

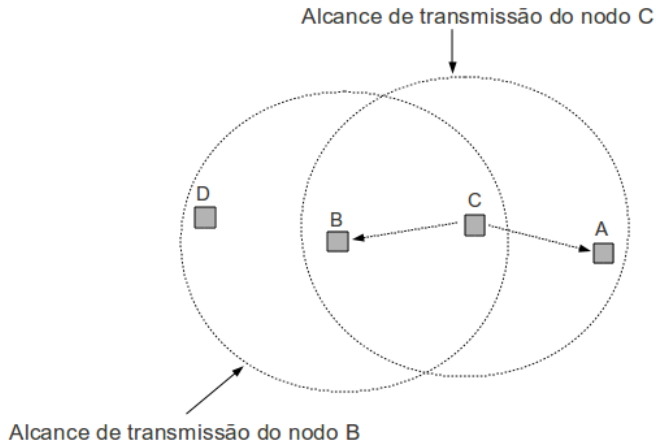


Figura 2 – Problema dos nodos expostos

que pode auxiliar na alocação de recursos e na resolução de conflitos. Na ausência de tal facilidade em modo ad hoc, o protocolo MAC deve implantar estratégias de acesso ao meio e resolução de conflitos totalmente distribuídas. Para protocolos baseados em reserva de recursos, a negociação para a alocação de recursos entre nodos implica alguma forma de consenso, que tem um custo em número de mensagens trocadas e tempo para conclusão.

Para protocolos MAC que adotam a segmentação de tempo, i.e. transmissões somente podem iniciar em instantes reconhecidos previamente por todos os nodos, a sincronização das transmissões se torna um problema fundamental. Os nodos devem manter temporizadores para demarcar os instantes de transmissão, os quais devem estar sincronizados com uma precisão mínima. Como temporizadores dependem de relógios que podem progredir a taxas diferentes (*drift rate*), a sincronização dos relógios precisa ser efetuada a intervalos regulares, ou mesmo constantemente, usando trocas de mensagens ou transmissões de nodos vizinhos como referência. Desta forma, o problema da sincronização implica a adoção de um protocolo para sincronização de relógios, a ser incorporado ao protocolo MAC.

As próximas subseções apresentam uma revisão de protocolos MAC para redes sem fio que contribuiram na proposta desta tese, discutindo suas capacidades de atenderem requisitos de tempo-real de transmissões, mesmo quando confrontados com a mobilidade dos nodos.

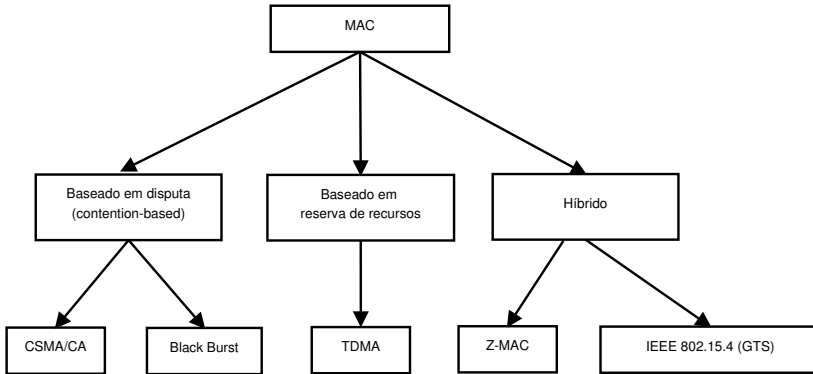


Figura 3 – Exemplos de protocolos MAC de acordo com a classificação do mecanismo de acesso ao meio

### 2.3 CONTROLE DE ACESSO AO MEIO EM REDES SEM-FIO

Em uma rede sem fio em modo ad hoc, as mensagens são transmitidas através de um meio compartilhado. Porém, se dois ou mais nodos transmitirem simultaneamente, suas mensagens poderão se interferir, causando um erro de transmissão conhecido como colisão. O controle de acesso ao meio (MAC) é uma função de comunicação responsável por disciplinar o acesso ao meio de transmissão, e tem profundo impacto no desempenho em todos os serviços de comunicação implementados em camadas superiores. Particularmente no tocante a requisitos temporais, um MAC tempo-real deve impor um atraso máximo para a transmissão de uma mensagem, correspondente ao maior tempo que leva para que consiga enviá-la sem colisão através do meio. Esse atraso máximo influencia todos os serviços de comunicação de tempo-real implementados em camadas superiores, pois define o pior tempo de transmissão possível. Dada a importância deste parâmetro, apenas MACs que possibilitam que ele seja determinado ou conhecido, denominados MACs determinísticos, podem ser usados em uma infra-estrutura de comunicação de tempo-real.

Um grande número de MACs foi proposto na literatura e pela indústria. A grosso modo, MACs podem ser divididos em três grandes grupos quanto ao mecanismo de acesso ao meio, como ilustrado na figura 3:

- i) *Baseados em disputa*: cada mensagem a ser transmitida envolve uma disputa entre os nodos pelo uso exclusivo do meio de trans-

missão. Nesta abordagem, colisões são possíveis e portanto mecanismos de resolução de conflitos precisam ser incorporados ao MAC. O atendimento de requisitos temporais no protocolo MAC segue uma abordagem por priorização, uma vez que não há pre-determinação de escalas de transmissão. No entanto, como cada nodo não precisa armazenar informações globais, não há custos para a adaptação a mudanças de topologia.

- ii) *Baseados em reserva de recurso*: os nodos alocam previamente uma parte da capacidade de transmissão do meio. Nessa abordagem, os conflitos entre os nodos são resolvidos na etapa de alocação de recurso, o que evita que ocorram colisões. O atendimento de requisitos temporais é garantido pela reserva de recurso, o que possibilita que se possa conhecer a priori o atraso máximo de transmissão de uma mensagem; i.e. este tipo de protocolo MAC é dito determinístico. Porém como a reserva de recursos implica negociação entre os nodos envolvidos e armazenamento de informações globais em cada nodo, mudanças de topologia apresentam um custo de renegociação entre nodos quanto aos recursos reservados.
  
- iii) *Híbridos*: o acesso ao meio possui etapas com disputa e com reserva de recurso, ou pode ser dividido em intervalos de tempo com acesso baseado em reserva de recurso ou disputa.

### **2.3.1 Protocolos MAC baseados em disputa**

Protocolos MAC baseados em disputa implementam políticas de acesso ao meio que se amparam basicamente em tentar efetuar uma transmissão, e solucionar conflito se ocorrer colisão. Alguns destes protocolos adotam detecção de portadora antes de tentar uma transmissão, postergando-a se existir sinal de transmissão no meio. Após a transmissão, aguarda-se por alguma confirmação sobre a recepção correta da mensagem. Caso não se consiga determinar se a mensagem foi recebida, efetua-se uma nova tentativa de transmissão. Há diferentes formas de efetuar esses procedimentos, que estão representadas nos protocolos descritos a seguir.

### 2.3.1.1 CSMA/CA

Protocolos do tipo CSMA/CA se caracterizam por fazerem detecção de portadora antes de uma transmissão, e por realizarem esperas de duração aleatória antes de novas tentativas, se o meio estiver ocupado ao se tentar iniciar uma transmissão, ou se ocorrer um erro de transmissão (comumente uma colisão). Essas esperas são denominadas atraso de recuo, e suas durações são sorteadas de acordo com um algoritmo de recuo exponencial binário (*binary backoff*). O algoritmo de recuo se baseia numa janela de disputa, que estima quantos nodos estão tentando usar o meio - quanto mais nodos, maior a janela de disputa e consequentemente maior o intervalo de sorteio do tempo de espera. Para uma nova transmissão, a janela de disputa inicia com um valor mínimo, que é duplicado a cada nova tentativa fracassada para um mesmo quadro. Isso pode se repetir até que o quadro seja de fato transmitido, ou ocorra desistência por número excessivo de erros. Esse tipo de controle de acesso ao meio apresenta uma utilização efetiva do meio que depende da densidade de nodos, e da demanda por transmissão de cada nodo. Quanto mais densa a rede, ou quanto maiores as taxas de transmissões dos nodos, menor a utilização efetiva. Nessa forma mais simples, um protocolo CSMA/CA não se mostra determinístico, pois não é possível prever quanto tempo irá demorar para que uma mensagem seja transmitida. Outras características relevantes são seu funcionamento plenamente distribuído (que, portanto, prescinde de controle central), e a ausência de necessidade de sincronização entre transmissões dos nodos.

Em sua forma básica, um protocolo CSMA/CA não possui recursos para tratar tanto o problema de nodos escondidos quanto de nodos expostos. Devido ao fato de se amparar somente em detecção de portadora para decidir o acesso ao meio, na verdade este tipo de protocolo tem como uma de suas características a vulnerabilidade a esses problemas. Como consequência, o número esperado de colisões deve aumentar com uma maior utilização do meio, devido à existência de nodos escondidos. Por outro lado, o aproveitamento do meio pode ser reduzido devido à existência de nodos expostos.

Devido à ausência de reservas de recursos e informações globais a serem mantidas nos nodos, o que torna desnecessárias negociações para atualizações quando acontecem mudanças de topologia ou de padrão de tráfego, protocolos CSMA/CA se adaptam naturalmente a topologias dinâmicas. Para um protocolo como este, não há diferença entre uma topologia estática ou dinâmica, uma vez que nodos não levam em conta as constituições de suas vizinhanças em suas decisões sobre o acesso ao meio.

O acesso ao meio do tipo CSMA/CA está presente com variações em padrões da indústria, como IEEE 802.15.4, e em protocolos MAC propostos

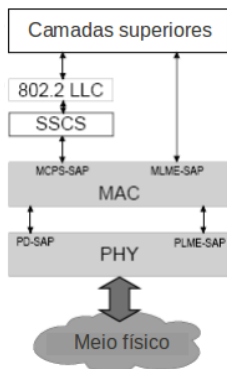


Figura 4 – Arquitetura do padrão IEEE 802.15.4. Adaptado de (IEEE, 2006)

pela academia como *Black Burst*. As duas subseções seguintes detalham esses dois protocolos MAC, e comentam suas características face os requisitos para protocolos MAC para redes sem-fio ad hoc com nodos móveis.

#### 2.3.1.2 IEEE 802.15.4

O padrão IEEE 802.15.4 para LR-WPAN (Low-Rate Wireless Personal Area Network) (IEEE, 2006) opera somente em modo ad hoc. Sendo um padrão para WPAN, sua finalidade é prover serviços de comunicação com baixas taxas de transmissão (até 250 kbps) em redes sem-fio para nodos fixos, portáteis ou móveis, com distâncias relativamente curtas (tipicamente 10 m, podendo chegar a 100 m), e sem uso de infraestrutura. O padrão admite topologias em estrela ou *peer-to-peer*, tendo a figura do coordenador PAN (Personal Area Network), um nodo eleito para executar certas operações de gerência do protocolo MAC. Por fim, o coordenador PAN é auto-eleito quando um nodo se descobre sozinho na rede.

A arquitetura do padrão IEEE 802.15.4, ilustrada na figura 4, define a camada física e a subcamada MAC.

No padrão, uma WPAN pode operar nos modos *beaconed* ou *non-beaconed*. No modo *beaconed*, o coordenador PAN define a estrutura de um *superframe*, composto por até 16 *slots* e que representa o intervalo de tempo em que os demais nodos a ele associados podem transmitir. Um *superframe* é delimitado por quadros de controle denominados *beacons*, como ilustrado na figura 5. Um *superframe* pode ser dividido em um período ativo e um inativo, quando os nodos podem entrar em modo de baixo consumo de energia.

No modo *beaconed*, o tempo é segmentado, implicando sincronização dos nodos associados ao coordenador PAN; a recepção dos *beacons* é usada para realizar a sincronização. O padrão oferece um modo opcional, em que o *superframe* se divide em um período com contenção (CAP - *Contention Access Period*) e outro livre de contenção (CFP - *Contention Free Period*). Nodos devem alocar previamente *time slots* (GTS - *Guaranteed Time Slot*) no CFP para poderem transmitir sem contenção, sendo que nesse modo transmissões podem ser feitas somente entre nodos e coordenador. Por fim, no modo *non-beaconed* o tempo é não-segmentado e não há sincronização entre nodos e coordenador - no entanto, o coordenador envia *beacons* periodicamente para se anunciar à rede.

Alguns mecanismos são usados para aumentar a probabilidade de sucesso em transmissões, sendo o acesso ao meio com CSMA/CA, o reconhecimento de quadros e a verificação da integridade dos dados transmitidos. O CSMA/CA é implementado em duas versões, dependendo do modo de operação da rede: CSMA/CA não-segmentado, para operação em modo *non-beaconed*, e CSMA/CA segmentado, para operação em modo *beaconed*. Na versão não-segmentada, o CSMA/CA espera um tempo aleatório antes de transmitir, dado por um *backoff*, e se ao seu término o meio estiver ocupado, outro tempo aleatório é aguardado, e caso contrário a transmissão é efetuada. Na versão segmentada os slots do *backoff* são alinhados com o início do *beacon*. Quando há uma transmissão a ser feita, espera-se o início do próximo *slot* de *backoff* e então se aguarda um número aleatório de *slots* de *backoff*, depois de que se efetua a transmissão no início do próximo *slot*, caso o meio esteja livre, ou então se espera por um outro número aleatório de *slots* de *backoff*, se o meio estiver ocupado. Em ambas versões, envios de quadros de reconhecimento e *beacons* não usam CSMA/CA. O reconhecimento opcional de quadros se aplica somente a transmissões em *unicast*. Se estiver ativado, implica o envio de um quadro de reconhecimento pelo receptor para cada quadro de dados corretamente recebido, e a retransmissão pelo transmissor, caso o quadro de reconhecimento não seja recebido dentro de certo prazo. Finalmente, a verificação de integridade de dados é feita por meio de um mecanismo, que usa um CRC de 16 bits.

O acesso ao meio com CSMA/CA, tanto em suas versões segmentada e não-segmentada, possui algumas simplificações. No padrão IEEE 802.15.4, se o *backoff* termina e o meio se encontra ocupado, um novo *backoff* é realizado. Diferente de outras implementações do CSMA/CA, como a contida na norma IEEE 802.11, o temporizador de *backoff* é decrementado incondicionalmente a cada tempo de slot (constante definida na norma e que deve ser multiplicada pelo valor de *backoff*), mesmo que o meio se encontre ocupado. Além disso, tempos entre quadros (IFS) têm finalidade somente de dar tempo



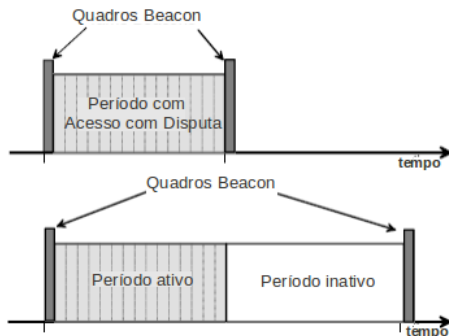


Figura 5 – Estrutura de superframe no padrão IEEE 802.15.4. Adaptado de (IEEE, 2006)

para que a subcamada MAC processe o último quadro recebido, ao contrário de outras implementações (ex: IEEE 802.11e) que também os utilizam para priorizar alguns tipos de quadros. Finalmente, o padrão IEEE 802.15.4 não adota a sequência RTS-CTS-DATA-ACK, usada em outras implementações do protocolos CSMA/CA, tais como IEEE 802.11 (IEEE, 2007) e MACAW (BHARGHAVAN et al., 1994), para tratar o problema dos nodos escondidos.

A implementação do MAC CSMA/CA na norma IEEE 802.15.4 carece de previsibilidade para o tempo necessário para transmitir uma mensagem, porém não oferece custo de adaptação a mudanças de topologia. As esperas de duração aleatória impostas pelo algoritmo de *backoff* geram grande variabilidade no tempo para completar uma transmissão. Uma análise exata de algoritmos de *backoff* em geral, contida em (Byung-Jae Kwak; Nah-Oak Song; Miller, 2005), mostra analiticamente que o atraso para acesso ao meio é limitado para os quadros transmitidos com sucesso, porém isto significa que tal atraso é dado pelos maiores tamanhos de janela de contenção e número máximo de tentativas de transmissão, e que a probabilidade de colisões aumenta consideravelmente com o número de nodos. Se fosse adotado tal atraso como pior caso, para fins de comunicações de tempo-real, a capacidade de transmissão da rede seria ínfima. Em contrapartida, como neste tipo de protocolo não há armazenamento de informações globais, tampouco os nodos levam em consideração padrões de tráfego nas decisões do protocolo MAC, não há custo de adaptação a mudanças de topologia. Isto significa que, do ponto de vista do MAC, é indiferente se sua vizinhança é estática ou se modifica, e assim pode-se concluir que o tempo de adaptação desse protocolo para uma rede com  $N$  nodos seja nulo, ou seja,  $\delta_{CSMA/CA}(N) = 0$ .

Além da variabilidade no tempo de transmissão de mensagens, a ausên-

cia de um mecanismo para tratar o problema dos nodos escondidos potencialmente deve reduzir a utilização do meio de transmissão em uma rede ad hoc. Assim, dependendo da topologia e da carga de mensagens existente na rede, colisões podem ocorrer devido a esse problema. De fato, como apontado em (KOHVAKKA et al., 2006), muitas colisões podem acontecer devido a nodos escondidos ou escolha de mesma duração de *backoff* por nodos diferentes, porém ambas situações não podem ser evitadas pelo MAC especificado na norma. Isso contrasta com o protocolo MAC proposto nesta tese, em que nodos se auto-organizam sempre que possível para fazer acesso ao meio livre de disputa e mantêm informações sobre possíveis transmissões no alcance de até 2 saltos, o que evita colisões dessa natureza. Com isso, o protocolo MAC proposto deve apresentar uma melhor utilização do meio do que CSMA/CA do IEEE 802.15.4, mesmo considerando-se o custo adicional devido a seu mecanismo de auto-organização.

### 2.3.1.3 Black Burst

Introduzido em (SOBRINHO; KRISHNAKUMAR, 1996), e descrito em maiores detalhes em (SOBRINHO; KRISHNAKUMAR, 1999), o protocolo *Black Burst* busca diferenciar tráfego de tempo-real de tráfego comum por priorização no acesso ao meio. Esse protocolo foi projetado para prover garantias de QoS para aplicações de voz e vídeo, que necessitam acessar o meio a intervalos regulares e cujas sessões têm durações relativamente longas. Para priorizar o tráfego de tempo-real, o protocolo usa um tempo menor de intervalo entre quadros, e assim resulta em maior probabilidade de acessar o meio. Mas a principal inovação do protocolo BB é a diferenciação entre tráfegos de tempo-real.

Ao invés de transmitir quadros de dados tão logo obtenha acesso ao meio, um nodo com tráfego de tempo-real transmite um sinal de *jam* durante um certo tempo, representado por um preâmbulo composto por um certo número de *black slots*. Ao final da transmissão desse sinal, o nodo verifica se o meio está livre e, caso esteja, transmite seu quadro de dados. O sinal de *jam* tem o propósito de resolver disputas entre nodos com tráfego de tempo-real, concedendo o acesso ao meio àquele com o sinal mais duradouro - o que significa que a duração do sinal de *jam* corresponde à prioridade de acesso ao meio. Para o nodo que perder a disputa resta repetir a tentativa de acesso na próxima vez em que o meio se apresentar ocioso. A diferenciação entre os nodos depende assim de cada um possuir um tempo diferente para o sinal de *jam*. Em essência, o protocolo pretende criar um acesso ao meio com priorização semelhante a EDF, uma vez que a prioridade de acesso (represen-

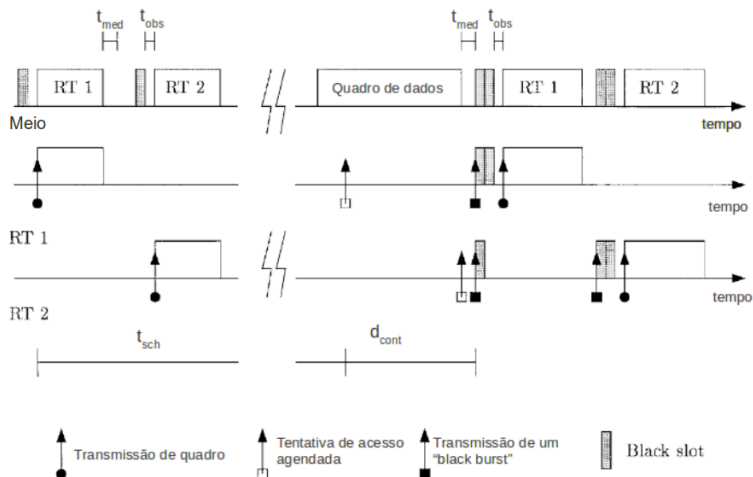


Figura 6 – Mecanismo de disputa no Black Burst. Adaptado de (SOBRINHO; KRISHNAKUMAR, 1999)

tada pela tempo de *jam*) aumenta à medida que um nó perde disputas para transmitir um quadro.

O exemplo contido na figura 6 mostra uma sequência de quadros transmitidos pelo meio, a qual resulta de dois nós, RT1 e RT2, disputando o acesso ao meio. Os primeiros quadros de RT1 e RT2 podem ser transmitidos imediatamente, uma vez que em ambos os casos o meio se encontra ocioso por um tempo mínimo denominado  $t_{med}$ . Em seguida, o meio é ocupado por um quadro de dados de um terceiro nó, e durante sua transmissão um novo quadro de dados fica pronto para se transmitir tanto em RT1 quanto em RT2. Nesse caso, como o meio estava ocupado quando esses nós tentaram acessá-lo, o *Black Burst* inicia uma arbitragem com base nas prioridades desses quadros. A arbitragem se realiza pelo envio de um preâmbulo composto por *black slots*, sendo que a quantidade de *black slots* corresponde a prioridade do respectivo quadro. No exemplo, o quadro do nó RT1 tem maior prioridade, pois foi precedido de dois *black slots* em comparação a um *black slot* para o quadro de RT2, e assim vence a disputa. Após sua transmissão, o quadro de RT2 novamente arbitra o acesso ao meio porém usando dois *black slots*, sendo finalmente transmitido.

Algumas limitações existem para que o protocolo *Black Burst* seja estável e de fato possibilite que transmissões de tempo-real ocorram sem colisões e com tempo de acesso ao meio limitado. A primeira e mais im-

portante diz respeito ao período de escalonamento de quadros, o qual deve ser idêntico para todos os nodos. Disto depende a garantia de que os nodos usem tempos de *jam* diferentes, uma vez que sua duração é função do tempo de espera entre o início da transmissão de um quadro e o meio ser detectado ocioso (quanto maior a espera, maior a duração do sinal de *jam*). Em (SOBRINHO; KRISHNAKUMAR, 1999) se demonstra que, com períodos idênticos, os tempos de espera dos nodos diferem por pelo menos um tempo de quadro, resultando em sinais de *jam* proporcionalmente distintos. No entanto, impor tal limitação restringiria as possíveis aplicações de tempo-real capazes de usarem este protocolo. Mas se o número de diferentes períodos fosse limitado e de durações não muito díspares, o protocolo poderia ser estendido para que ao sinal de *jam* fosse adicionada uma duração calculada em função do período do quadro a ser transmitido, conforme superficialmente discutido em (SOBRINHO; KRISHNAKUMAR, 1999). Outra limitação diz respeito à existência de nodos escondidos, que o protocolo não leva em consideração. Assume-se na descrição de seu funcionamento que os nodos estejam totalmente conectados, e que existe reaproveitamento espacial de canais implementado fora do protocolo. Consequentemente, dois nodos fora de alcance mútuo podem causar colisões entre suas transmissões, uma vez que seus sinais de *jam* não serão capazes de arbitrarem o acesso ao meio.

O protocolo *Black Burst* tem a propriedade interessante de prover acesso ao meio determinístico para mensagens periódicas, respeitando-se as restrições descritas no parágrafo anterior. Ao usar prioridades para arbitrar o acesso ao meio, esse MAC prescinde de negociações entre nodos e manutenção de informações de controle compartilhadas, o que o tornaria atrativo para aplicações com nodos móveis. No entanto, a ausência de tratamento do problema dos nodos escondidos deve propiciar a ocorrência de colisões, o que poderia ser agravado por mudanças de topologias devido a mobilidade. Esse problema não parece factível de ser resolvido mantendo a simplicidade da proposta, como se pode conferir no MAC WiDom descrito em (PEREIRA; ANDERSSON; TOVAR, 2007), que estende o conceito de *Black Burst* para possibilitar um número maior de prioridades. Além disso, a duração dos tempos de *jam* implica um custo adicional que reduz a utilização do meio possível de ser obtida.

#### 2.3.1.4 RT-MAC

O protocolo RT-MAC, descrito em (BALDWIN et al., 2001), é baseado tecnologia IEEE 802.15.4 e foi definido inicialmente para aplicações requerem controle sobre possíveis atrasos de entrega, pois transmitem voz e vídeo.

Como ponto de partida, identificaram-se dois fatores principais que impactam o atendimento de deadlines de mensagens: a transmissão de mensagens atrasadas e colisões entre transmissões. Mensagens atrasadas implicam uma falha dupla, pois além da perda de deadline há o desperdício de tempo de transmissão do canal, uma vez que são descartadas pelo receptor. Colisões causam perdas de mensagens, e reduzir sua probabilidade de ocorrência em redes IEEE 802.11 adiciona atrasos aleatórios às transmissões. Assim, RT-MAC foca em informações e procedimentos para tratar esses pontos específicos.

Duas informações são adicionadas pelo RT-MAC para tratar os problemas apontados. Primeiro, o deadline de transmissão para forçar o descarte no transmissor de uma mensagem que perdeu seu deadline, ou irá perdê-lo antes de ser plenamente recebida pelo receptor. E em segundo lugar, a divulgação do próximo valor de backoff a ser usado por uma estação, para que as demais estações evitem usar os mesmos valores de backoff e assim reduza-se a probabilidade de colisões. O deadline de transmissão impõe um tempo limite para a transmissão de uma mensagem, e tem caráter puramente local - i.e. não precisa ser adicionada ao cabeçalho da mensagem. Ambas informações são usadas nos procedimentos de transmissão do RT-MAC, definidos em um algoritmo de controle de transmissão e numa prevenção incrementada de colisões.

O algoritmo de controle de transmissão cuida de verificar o deadline de transmissão de cada mensagem a ser transmitida, e descartar aquelas cujos deadlines tenham expirado. Três pontos durante a sequência de transmissão de uma mensagem são examinados com respeito ao deadline de transmissão. Esses pontos são imediatamente posteriores a atrasos imprevisíveis sofridos por uma mensagem durante sua transmissão. Como primeiro ponto de verificação, o deadline é examinado no momento em que uma mensagem é tirada da fila de saída, em preparação para sua transmissão. Se seu deadline não tiver expirado, a estação transmissora entra em contenção devido ao tempo de backoff, após o que há um novo ponto de verificação. A mensagem é então transmitida, se seu deadline de transmissão não tiver sido excedido após a espera devida ao backoff. Finalmente, caso uma confirmação (mensagem ACK) não tenha sido recebida e uma retransmissão precise ser feita, um terceiro ponto de verificação ocorre em seguida ao *timeout* de espera pelo ACK. Com essas três verificações, uma mensagem expirada pode ser prontamente identificada e descartada, o que evita transmissões desnecessárias.

A retransmissão de uma mensagem que possui um deadline não é aceitável, uma vez que o deadline pode expirar durante a retransmissão. Como colisões costumam ser causas frequentes para perdas de mensagens, evitá-las adquire grande importância. O protocolo RT-MAC inclui uma prevenção de colisões denominada ECA (*Enhanced Collision Avoidance*), que se di-

vide em duas partes. Primeiro, ao invés de usar um valor fixo inicial para a janela de congestionamento, calcula-se esse valor inicial com a expressão  $(2 + \lfloor \frac{6}{\sqrt{R}} \rfloor) \hat{N}$ , sendo  $\hat{N}$  o número estimado de estações na rede, e  $R$  a capacidade do canal em *Mbps*. O segundo componente da ECA envolve a transmissão do próximo valor de backoff, e sua utilização para evitar a sincronização de backoffs de diferentes estações. Quando uma estação precisa escolher um valor de backoff dentro da faixa  $[0, CW - 1]$ , são excluídos os valores observados nas transmissões das estações vizinhas. A cada slot ocioso, uma estação decrementa seu valor de backoff, assim como os valores de backoff anotados de suas estações vizinhas. O compartilhamento do valor do próximo backoff reduz, assim, a probabilidade de que duas estações concluam seus backoffs simultaneamente, o que acarretaria fatalmente em colisão. Note-se que o segundo componente da ECA implica uma forma de reserva de recurso, já que a intenção é coibir estações vizinhas de usarem mesmos valores de backoff e consequentemente a oportunidade de transmissão correspondente ao final do backoff fica reservado à estação que o anunciou. No entanto, essa reserva vale apenas para a próxima transmissão, e assim não se pode afirmar que RT-MAC faça reserva de recurso de fato, pois não se verifica um rateio regular e duradouro da capacidade de transmissão do canal.

Numa MANET, em que as vizinhanças das estações mudam com o tempo, a prevenção de colisões do RT-MAC oscilaria em eficiência de acordo com o grau de modificação da topologia em diferentes partes da rede. As duas informações usadas pela ECA para reduzir a probabilidade de colisões, sendo a variável  $\hat{N}$  e os valores de próximos backoffs das estações, dependem de estabilidade na topologia. Se a topologia se modifica, as estações precisam atualizar esses valores, o que depende de monitoramento do tráfego. No caso da divulgação de próximos valores de backoff, a atualização depende dos períodos das *streams* geradas pelas estações. Com isto, se a métrica de duração de enlace  $L_D$  for próxima ou inferior aos períodos de *streams*, as estações envolvidas não terão tempo hábil para observar ou fazer uso dos valores de próximos backoffs, reduzindo assim a eficiência da ECA para as *streams* em questão.

Apesar de o RT-MAC ser um MAC puramente por disputa e diferir substancialmente do protocolo MAC proposto nesta tese, algumas ideias nele apresentadas foram aproveitadas. Em particular o compartilhamento de informações entre nodos, de forma a auxiliá-los a tomarem decisões quanto ao acesso ao meio. O compartilhamento não envolve consenso, o que evita negociações entre nodos para manutenção de estado, porém as informações podem ser usadas pelos nodos que as receberam para que possam transmitir em instantes mais apropriados.

### 2.3.2 Protocolos MAC com reserva de recursos

Protocolos MAC com reserva de recursos têm como princípio a alocação prévia de largura de banda para nodos. Uma vez efetuada, a reserva prévia de largura de banda tem como vantagem limitar o tempo para acesso ao meio, uma propriedade fundamental para comunicação de tempo-real. Uma fração da largura de banda pode ser entendida como intervalos de tempo demarcados e provavelmente periódicos, em que seu nodo possuidor pode acessar o meio exclusivamente e sem disputa. No entanto, a alocação de intervalos de tempo depende de um grau de sincronização apropriado entre os nodos, que devem concordar quanto aos limites de tais intervalos. Além disto, reservar largura de banda implica negociação entre todos os nodos envolvidos - i.e. que estão no alcance de comunicação, e conseqüentemente algum tipo de consenso quanto às fatias que cabem a cada nodo. Essa negociação precisa ser executada sempre que se modificarem as demandas de tráfego de tempo-real dos nodos, ou quando a topologia se alterar, apresentando um custo de adaptação que dificulta a aplicação dessa abordagem em redes sem-fio ad hoc com nodo móveis. Apesar dessas dificuldades, diversos protocolos com reserva de recursos foram propostos para comunicações de tempo-real, adotando diferentes técnicas para reduzir seus custos de adaptação e operação em redes móveis. Esta subseção contém uma revisão sobre protocolos MAC com reserva de recursos destinados a MANET, ou com características que poderiam ser aproveitadas em MANET.

#### TDMA

Protocolos do tipo TDMA disciplinam o acesso ao meio de transmissão com base em multiplexação por divisão de tempo, criando um método de acesso determinístico, sem disputa e livre de colisões. Exemplos de protocolos para redes ad hoc baseados em TDMA são MLMAC (MANK; KARNAPKE; NOLTE, 2007), que propõe uma MAC TDMA adaptativo para redes de sensores móveis, e Adaptive TDMA (SANTOS; ALMEIDA; LOPES, 2008), que define um MAC TDMA adaptativo sobreposto a IEEE 802.11b (IEEE, 2007) para equipes de futebol de robôs.

No TDMA, um período básico de tempo - ou ciclo - é dividido em partes iguais, chamadas de *time-slots*, e que são atribuídas aos nodos. Cada nodo somente transmite nos seus *time-slots*, desta forma eliminando a possibilidade de colisões. Como os nodos sabem exatamente quando podem transmitir, o atraso no acesso ao meio é conhecido. Estas características tornam o TDMA atraente para aplicações com requisitos de tempo-real.

Em um protocolo TDMA, deve-se construir uma escala de transmis-

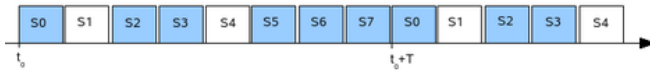


Figura 7 – Ciclo de duração  $T$ , com 8 *time-slots* identificados por  $S_0$  a  $S_7$

são que atribua *time-slots* a seus respectivos nodos. A figura 7 contém um diagrama que representa um ciclo de duração  $T$  com 8 *time-slots* identificados por  $S_0$  a  $S_7$ , sendo que *time-slots* preenchidos estão alocados a nodos. Um *time-slot* deve ser usado exclusivamente por um nodo, portanto em redes fortemente conectadas a quantidade de *time-slots* por ciclo deve ser suficiente para atender todos os nodos. Porém, em redes menos densas, nodos que estejam distantes o suficiente para que suas transmissões não se interfiram (i.e., suas mensagens não colidam) podem compartilhar um mesmo *time-slot*. Nesse caso, um ciclo de transmissão pode acomodar uma quantidade de nodos maior que o número de *time-slots* se a escala de transmissão for cuidadosamente definida para evitar conflitos em suas alocações.

O reaproveitamento espacial de *time-slots* aumenta o aproveitamento do canal, ao tornar possíveis transmissões concorrentes de diferentes nodos (RAMANATHAN, 1999). Tradicionalmente adotam-se algoritmos de colorimento de grafos com distâncias de dois saltos para a obtenção de escalas de transmissão que maximizem as transmissões concorrentes (BALAKRISHNAN et al., 2004). Com essa abordagem, uma rede é representada por um grafo de conectividade cujos vértices são os nodos e as arestas são os enlaces, como exemplificado na figura 8(a). Levando-se em conta que dois nodos estejam livres de risco de interferência se estiverem a mais de dois saltos de distância (o que evita o problema dos nodos escondidos), obtém-se outro grafo que pode ser usado para determinar a alocação de *time-slots*, exemplificado na figura 8(c). O grau máximo desse grafo corresponde à quantidade de *time-slots* por ciclo necessários para atender todos os nodos da rede. Os *time-slots* devem ser por fim atribuídos aos nodos de forma que dois nodos adjacentes não usem o mesmo *time-slot*, porém, como mostrado em (BALAKRISHNAN et al., 2004), tal algoritmo para atribuição de *time-slots* é NP-difícil.

Uma escala de transmissão pode ser estática, sendo definida em tempo de projeto, ou dinâmica, com *time-slots* sendo alocados aos nodos por demanda. Uma escala estática é a abordagem mais simples, pois as reservas de *time-slots* são resolvidas previamente, gerando-se uma escala que é do conhecimento de todos os nodos. Essa escala pode ser determinada com um algoritmo de atribuição de *time-slots* por colorimento de grafos com distância de dois saltos. Porém a escala estática não se adapta a mudanças de topologia ou de tráfego, e assim não se mostra adequada ao uso em MANET. A es-



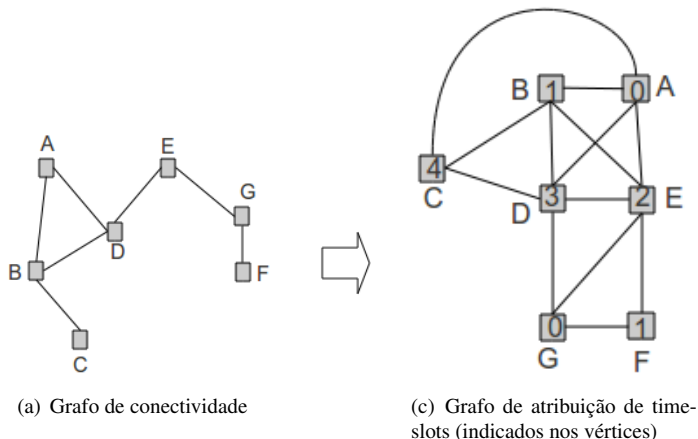


Figura 8 – Escala de transmissão TDMA obtida por colorimento de grafo

cala dinâmica, por outro lado, é construída à medida que nodos estabelecem enlaces ou apresentam diferentes demandas de tráfego.

Em uma escala dinâmica, os eventos que modificam a escala de transmissão causam uma realocação de *time-slots*, que deve ser comunicada a todos os nodos, o que pode ser feito de forma centralizada ou distribuída. Com abordagem centralizada um nodo tem o papel de coordenador para administrar a escala de alocação de *time-slots*, efetuando as modificações e comunicando-as aos demais nodos. No entanto, essa abordagem implica o coordenador receber informações de todos os nodos que fazem parte da escala de transmissão. Como exemplos citam-se o protocolo MAC RT-Link (ROWE; MANGHARAM; RAJKUMAR, 2008), que agrega as listas de adjacências de todos os nodos em um nodo coordenador, onde um algoritmo de colorimento de grafos é aplicado para determinar a escala de transmissão, e o algoritmo RAND (RHEE et al., 2009) que determina de forma centralizada a escala de transmissão em uma rede de nodos estáticos. Na abordagem distribuída, a convergência da escala de transmissão em todos os nodos implica a obtenção de um consenso, com maior complexidade em termos de quantidade de mensagens de controle transmitidas e tempo para conclusão em comparação à abordagem centralizada. Como aspecto positivo, a abordagem distribuída não depende de os nodos estarem todos no alcance de nenhum nodo em particular. Como exemplos, tanto o protocolo MLMAC (MANK; KARNAPKE; NOLTE, 2007) quanto o algoritmo DRAND (RHEE et al., 2009) determinam de forma distribuída a escala de transmissão, porém se aplicam

a redes em que nodos não se movimentam. Por fim, ambas abordagens para modificação de escala de transmissão apresentam um custo para serem efetuadas, o que no caso de uma MANET pode torná-la inviáveis dependendo da frequência com que a topologia da rede se modifica.

Tomando-se como exemplo DRAND, em (RHEE et al., 2009) demonstrou-se que tanto o tempo necessário para a obtenção da escala quanto a quantidade de mensagens trocadas entre nodos têm complexidade  $O(\delta)$ , sendo  $\delta$  o tamanho máximo de vizinhança até dois saltos. No entanto, DRAND assume um modelo de rede em que o acesso ao meio tem um atraso limitado e conhecido, não há erros de transmissão e os enlaces são simétricos. Esses pressupostos não se verificam em redes reais, o que impacta negativamente no desempenho de DRAND. Em uma análise de desempenho com simulação de uma rede com múltiplos saltos apresentada também em (RHEE et al., 2009), o estabelecimento de uma escala de transmissão ficou entre 20 e 30 segundos para um tamanho de vizinhança de 20 nodos, e chegou a 100 segundos para um tamanho de vizinhança de 40 nodos. Assim, o consenso necessário para a obtenção da escala apresenta um atraso significativo que torna DRAND inapropriado para uso em MANET. Outras abordagens distribuídas, que implicam consenso entre nodos, devem sofrer de limitação semelhante.

A multiplexação no tempo depende de os nodos possuírem relógios apropriadamente sincronizados para identificarem os inícios e términos de *time-slots*. Se a divergência entre os relógios de dois nodos ultrapassar um determinado valor de tolerância, podem ocorrer colisões se seus *time-slots* se sobrepuserem. A sincronização pode ser obtida de forma externa ou interna. No primeiro caso, cada nodo ajusta seu relógio de acordo com uma fonte de sincronismo externa (ex: GPS - *Global Positioning System*). No segundo caso, nodos usam algum mecanismo para limitarem os desvios que possam ocorrer entre seus relógios, tais como protocolos de sincronização. A sincronização externa tem o atrativo de ser independente da interação entre nodos, e portanto de mudanças de topologia típicas de uma MANET, porém requer a existência de uma fonte de sincronismo externa acessível e com precisão adequada, além do dispositivo para acessá-la. A sincronização interna, por depender de alguma forma de coordenação entre nodos, a qual ocorre tipicamente por troca de mensagens, está sujeita a desvios se nodos se movimentarem a ponto de modificarem a topologia. Independente do mecanismo de sincronização de relógios adotado, este deve operar em tempo compatível com o grau de modificação da topologia em uma MANET.

Protocolos MAC do tipo TDMA podem apresentar um bom desempenho, com alto aproveitamento do meio de transmissão e ausência de colisões. Como apontado em (YE; HEIDEMANN; ESTRIN, 2002), esse desempenho depende fortemente do sincronismo entre nodos e da manutenção

de uma escala de transmissão atualizada e eficiente de acordo com a topologia da rede. No entanto, redes sem-fio móveis apresentam dificuldades para atender essas exigências devido a irregularidades no sinais de rádio dos nodos (ZHOU et al., 2004), no estabelecimento e rompimento de enlaces devido a mudanças nas condições de propagação de sinal e movimentações de nodos, e desvios em seus relógios cujos ajustes precisos podem implicar um custo elevado.

### 2.3.3 Protocolos MAC híbridos

Alguns protocolos MAC se propõem a combinar as virtudes de abordagens com contenção e com alocação de recursos. Protocolos baseados em contenção tem a vantagem de reduzido custo de adaptação a mudanças de topologia ou de demanda de tráfego, já que mantêm pouca ou nenhuma informação global nos nodos. Protocolos baseados em alocação de recursos, por sua vez, apresentam maior capacidade de atender requisitos temporais de fluxos de tempo-real, porque os nodos alocam parte da capacidade do canal condizente com suas necessidades antes de transmitirem. Protocolos híbridos podem balancear o acesso ao meio de acordo com o dinamismo da rede. Em redes com baixa taxa de modificação de topologia (valores altos para a métrica  $L_D$  e baixos para  $L_C$ ) pode-se usar predominantemente o acesso ao meio com reserva de recursos, uma vez que o tempo para renegociar as reservas entre os nodos tende a ser menor que os intervalos entre modificações de topologia. Em redes com maior grau de dinamismo, o reduzido tempo de adaptação disponível devido às modificações de topologia pode tornar o acesso com contenção a melhor escolha. Logo, os protocolos desta categoria, têm como objetivo encontrar formas de conciliar as duas abordagens, e fazer a transição entre a predominância de uma ou outra de forma eficiente.

#### 2.3.3.1 Z-MAC

O protocolo híbrido *Z-MAC*, apresentado em (RHEE et al., 2005), se propõe a combinar as vantagens de CSMA e TDMA, tendo sido projetado para uso em redes de sensores sem-fio. A principal característica apontada para *Z-MAC* é sua adaptabilidade ao nível de contenção na rede de forma que sob baixa disputa se comporte como CSMA, e sob alta disputa se aproxime de TDMA. Também se alega que ele incorpora robustez a mudanças de topologia, algo necessário a seu possível uso em MANET, e falhas de sincroniza-

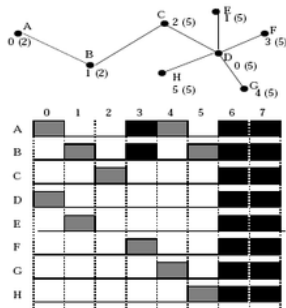


Figura 9 – Determinação de períodos locais por Z-MAC numa rede. Fonte: (RHEE et al., 2005)

ção, uma propriedade necessária para seu componente TDMA. De acordo com estas propriedades, no pior caso Z-MAC tende a funcionar como CSMA, obtendo um desempenho comparável.

Z-MAC usa CSMA como método básico de acesso ao meio, com TDMA servindo de incremento para melhorar a resolução de disputas. Inicialmente, um *time slot* é atribuído a um nó com o algoritmo DRAND (RHEE et al., 2006), com um determinado *overhead*, que pode ser amortizado ao longo do tempo de operação do nó, dependendo do grau de dinamismo da topologia da rede. A cada período TDMA, os nós podem acessar o meio com exclusividade em seus *time slots*. Mas, ao contrário de um protocolo TDMA, os nós podem também transmitir em outros *time slots* que não os seus próprios, porém com menor prioridade. Se um nó tiver um quadro para transmitir, e detectar que após um tempo mínimo contado do início do *time slot* atual não há transmissão em andamento, então pode tentar transmiti-lo imediatamente. Em seu próprio *time slot* um nó transmite sempre imediatamente, o que lhe confere maior prioridade de acesso ao meio. Esta combinação pretende possibilitar que *time slots* ociosos sejam aproveitados, porém provendo ao menos um intervalo de tempo periódico em que cada nó possa transmitir sem contenção. E, em caso de conflitos, possivelmente causados por falhas de sincronização ou mudanças de topologia, ao menos o componente CSMA pode possibilitar que os nós continuem conseguindo transmitir, mesmo que com desempenho momentaneamente degradado.

A configuração inicial do Z-MAC possui um custo significativo, e deve ser executada sempre que houver uma mudança relevante nas condições da rede, como a variação da topologia. A configuração se compõe das etapas de descoberta de vizinhos, atribuição de *time-slots*, definição dos períodos locais

e sincronização de tempo global. Na descoberta de vizinhos, um novo nodo envia *pings* periódicos em *broadcast*, com o objetivo de obter de seus vizinhos a informação sobre suas vizinhanças a um salto de distância (i.e. suas listas de nodos adjacentes). Os nodos que recebem esses *pings* entram também em modo de descoberta, enviando *pings* com suas listas de vizinhos. Após um tempo determinado, os nodos encerram os envios e executam um algoritmo de alocação de *time-slots* usando as listas de vizinhos que foram obtidas. Na implementação corrente, usa-se o algoritmo DRAND, que gera uma escala de alocação de *time-slots* em que dois nodos a dois saltos ou menos não compartilhem *time-slots*. A escala gerada por DRAND possui um determinado período condizente com o tamanho da vizinhança em numa região da rede, i.e. DRAND tem ação local. Numa etapa seguinte, cada nodo deve decidir o período em que pode usar o *time-slot* obtido, o qual pode ser igual ou menor que o período determinado por DRAND. A figura 9 mostra uma pequena rede em que os nodos tiveram alocados *time-slots*, com o número de *time-slot* e MSN (Maximum Slot Number) (em parênteses) indicados ao lado de cada nodo. No diagrama estão descritas as escalas de transmissão dos nodos. O período local de cada nodo depende do MSN em sua vizinhança, sendo um múltiplo de 2 (em unidades de *time-slots*). Por fim, a sincronização de relógios ocorre no início do estabelecimento da escala de transmissão, de forma que os relógios dos nodos sejam sincronizados com um relógio global. Posteriormente nodos efetuam regularmente sincronizações locais de relógios de baixo custo. Essa sincronização local de relógios envolve nodos vizinhos, em que receptores sincronizam seus relógios passivamente à medida que recebem mensagens de nodos transmissores. A taxa com que mensagens de sincronização são enviadas é proporcional à taxa de transmissão de um nodo, o que faz com que nodos em alta disputa (e que são beneficiados com acesso ao meio TDMA) causem uma sincronização proporcionalmente mais acurada em suas vizinhanças.

Z-MAC foi concebido para redes de sensores, e não para MANET. Numa rede com topologia dinâmica, o custo de adaptação é alto se for reexecutado o procedimento de configuração, já que a etapa de descoberta de vizinhos leva um tempo significativo que pode chegar a 30 segundos, de acordo com (RHEE et al., 2005). Porém o protocolo torna possível que se opere em modo degradado, quando predomina o uso de CSMA. Para aplicações de tempo-real, pode não ser admissível usar esse modo degradado, que apresenta o não-determinismo típico de CSMA, portanto otimizações são necessárias na configuração do protocolo para que as comunicações possam se dar com TDMA, mesmo com mudanças de topologia.

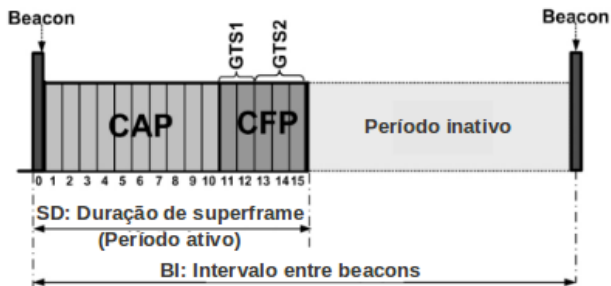


Figura 10 – Superquadro com GTS no IEEE 802.15.4 - adaptado de (KOUBAA; CUNHA; ALVES, 2007)

### 2.3.3.2 IEEE 802.15.4 com GTS

Na seção 2.3.1.2 apresentou-se o modo de acesso com disputa no padrão IEEE 802.15.4, realizado com o protocolo MAC CSMA/CA. No entanto esse padrão define também um modo de acesso livre de disputa, em que alguns *slots* de um *superframe* podem ser reservados por nodos para efetuarem suas transmissões sem disputa (i.e. sem usar CSMA/CA). Desta forma, nesse modo de operação o padrão IEEE 802.15.4 apresenta um protocolo MAC híbrido.

O conjunto de slots reservados para uso exclusivo por um nodo é denominado GTS (Guaranteed Time Slot), e no total pode haver até sete GTS em um *superframe*. Para reservar um GTS, um nodo deve requisitá-los ao coordenador PAN. Assim, um *superframe* pode ser composto de um intervalo para acesso com disputa, chamado de CAP (*Contention Access Period*), e outro para acesso livre de disputa contendo os GTS e denominado CFP (*Contention Free Period*), ambos mostrados na figura 10. O padrão IEEE 802.15.4 define as primitivas para alocação de GTS, porém não especifica como deve se auto-organizar uma rede de forma que os coordenadores PAN possam alocar seus *superframes* e assim possibilitar que nodos realizem reservas de GTS.

Um *superframe* é iniciado periodicamente pelo coordenador PAN, possuindo uma duração determinada e sendo seguido por um período inativo. Durante o *superframe* os nodos pertencentes ao PAN enviam e recebem mensagens, e no período inativo não ocorrem trocas de mensagens envolvendo esses nodos. Com isso, no período inativo os nodos membros podem desativar seus rádios para conservar energia. O *superframe* inicia com o envio de um quadro *beacon* pelo coordenador PAN. O intervalo entre envios de

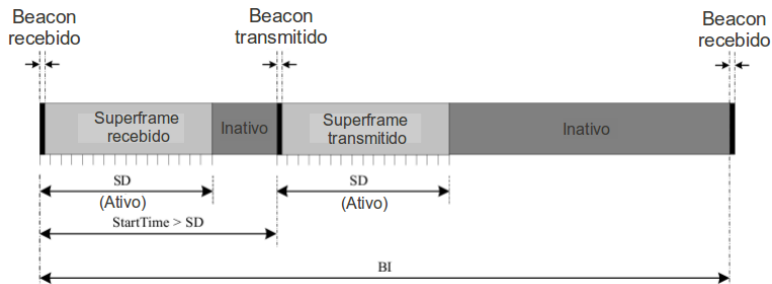


Figura 11 – Escalonamento de beacons no padrão IEEE 802.15.4 - adaptado de (IEEE, 2006)

*beacons*, denominado BI (Beacon Interval), é definido pelo parâmetro BO (Beacon Order) de forma que  $BI = aBaseSuperframeDuration \times 2^{BO}$ , sendo  $aBaseSuperframeDuration$  uma constante definida no padrão para a duração mínima de um *superframe*. De forma parecida, o parâmetro SO (Superframe Order) determina a duração de um *superframe*, chamada de SD (Superframe Duration), de forma que  $SD = aBaseSuperframeDuration \times 2^{SO}$ , sendo que  $0 \leq SO \leq BO < 15$ . Assim, a combinação dos parâmetros SO e BO determina as durações dos períodos ativo e inativo. No entanto, a coexistência de mais de um PAN cujas transmissões possam colidir requer que os respectivos *superframes* não se sobreponham. Para isso, os coordenadores PAN devem escalonar os envios de *beacons* de forma que o *superframe* de um PAN ocupe o período inativo de outro PAN, como mostrado na figura 11.

O padrão IEEE 802.15.4 (IEEE, 2006) não especifica como *beacons* devem ser escalonados para que não ocorram conflitos entre transmissões de diferentes PAN. Esse problema deve ser portanto resolvido por uma camada superior ou mesmo pela aplicação. O escalonamento de *beacons* depende da topologia com que uma rede se organizou, sendo que no padrão IEEE 802.15.4 são apresentadas como exemplos as topologias mostradas na figura 12. No caso da topologia em estrela a solução é trivial, visto que assume-se a existência de apenas um PAN e portanto somente um *superframe* é utilizado. Porém nos casos das topologia *mesh* e *cluster-tree* vários *superframes* são necessários, havendo a necessidade de calcular a escala de transmissão de *beacons* para acomodar os *superframes* de diferentes PAN.

O problema de escalonamento de *beacons* em uma rede organizada com topologia *cluster-tree* foi abordado em (KOUBAA; CUNHA; ALVES, 2007), em que se apresentaram dois algoritmos centralizados. O primeiro,

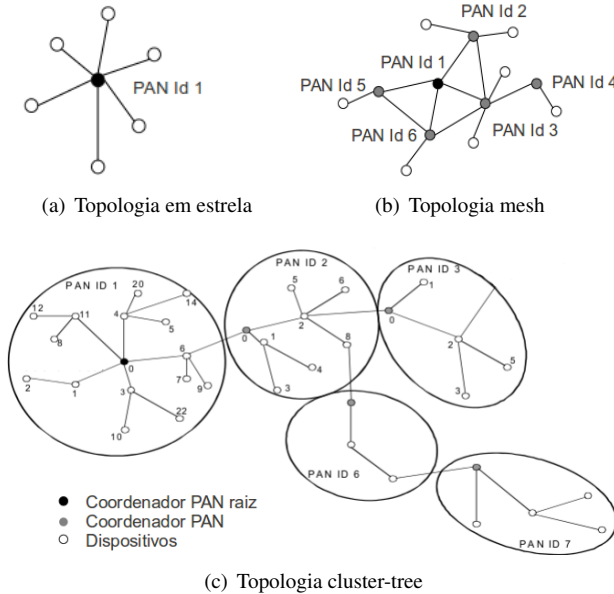


Figura 12 – Topologias no padrão IEEE 802.15.4 - adaptado de (IEEE, 2006)

denominado SDS (Superframe Duration Schedule), obtém uma escala de transmissão de *beacons* em que não existem sobreposições de *superframes* (mesmo que não haja risco de colisão). O segundo, chamado de *Escalonamento de Superframes com Agrupamento de Coordenadores*, estende SDS de forma que coordenadores cujos PAN não tenham risco de sobreposição de transmissões possam escalonar seus *superframes* simultaneamente. Ambas abordagens são capazes de gerarem escalas de transmissão de *beacons* livres de conflito. No entanto elas são aplicáveis somente para redes sem mobilidade, uma vez que as escalas devem ser calculadas em modo *offline*.

Em (BURDA; WIETFELD, 2007) foi proposto um escalonamento de *beacons* distribuído para topologias *mesh*. Nessa proposta, existe um coordenador PAN central para quem cada nodo envia um pedido de associação usando um roteamento baseado em árvore. A resposta do coordenador PAN inclui um número aleatório que é usado pelo nodo que originou o pedido para selecionar um *slot* aleatório para a transmissão de seu *superframe*. O *superframe* assim alocado deve ainda ser validado quanto a colisões de *beacons* durante uma etapa de verificação de integridade, que pode ter uma duração significativa. O fato de a escala de transmissão de *beacons* ser criada gra-



dualmente, à medida que novos nodos se agregam à rede, se mostra como um aspecto positivo dessa proposta no contexto de uma rede móvel, pois favorece a adaptabilidade a mudanças de topologia e ingresso de novos nodos. No entanto, a necessidade de um nodo central para processar os pedidos de associação requer mecanismos para a escolha desse coordenador, a qual pode ocorrer frequentemente em uma rede móvel. Além disso, cada vez que um novo coordenador for escolhido devem-se determinar rotas de forma que ele possa atender os pedidos de associação vindos qualquer parte da rede.

Outra proposta de escalonamento de *beacons* para redes *mesh* apresentada em (MUTHUKUMARAN et al., 2009), e denominada MeshMAC, busca remover a necessidade de um coordenador central. Nesse trabalho, nodos usam apenas informações locais para determinar a escala de transmissão de *beacons*, assumindo que todos os nodos possuem mesmo intervalo entre *beacons* BI e seus *superframes* possuem mesma duração SD. O intervalo BI é dividido em *slots*, cujas durações equivalem a de um *superframe*. A quantidade de nodos N que pode alocar *superframes* em uma região da rede com dois saltos de raio é dada pela razão entre BI e SD, descontando-se um *slot* para envio de broadcasts, i.e.  $N = \frac{BI}{SD} - 1$ . Nodos que ingressem na rede inicialmente operam como dispositivos finais (*end devices*), associando-se com algum coordenador PAN. Uma vez associado, um nodo pode tentar alocar um *superframe* e assim tornar-se um coordenador PAN. Para que um nodo aloque um *superframe*, deve primeiro identificar os *slots* já ocupados por *superframes* existentes até dois saltos de distância, o que é feito em duas etapas. Na primeira etapa monitoram-se as transmissões durante um intervalo BI para obter a lista de nodos vizinhos que operam como coordenadores PAN. Na segunda etapa, uma requisição é enviada em *broadcast* para os coordenadores PAN vizinhos, solicitando suas próprias listas de coordenadores vizinhos. Tendo a lista de *slots* alocados, esse nodo pode alocar um *superframe* no primeiro *slot* disponível, passando então a divulgar a seus vizinhos que efetuou uma alocação. Com esse algoritmo, MeshMAC pode estabelecer de forma distribuída uma escala de transmissão de *beacons* em uma rede IEEE 802.15.4, porém alguns pontos não são tratados.

Em uma rede *mesh*, nodos que ingressam na rede simultaneamente podem tentar alocar *superframes* nos mesmos *slots*. Isso pode acontecer também em uma rede móvel, em que reorganizações na alocação de *superframes* podem ser frequentes devido a mudanças de topologia. No entanto, conflitos de alocação de *superframes* não são discutidos, e assim MeshMAC não define como evitá-los, tampouco como detectá-los e o que fazer quando ocorrerem. Desta forma, MeshMAC se destina a redes com nodos estáticos, em que nodos são gradualmente acrescentados e a escala de transmissão de *beacons* raramente se altera.

O protocolo MAC híbrido definido no padrão IEEE 802.15.4, quando são usados *superframes* com GTS, depende de mecanismos externos ao padrão para ser efetivado. Em particular, esse MAC híbrido depende do escalonamento de *beacons* para acomodar os *superframes* mantidos por diferentes coordenadores PAN. Os trabalhos existentes propõem mecanismos de organização da rede e escalonamento de *beacons* para topologias específicas, tais como *cluster-tree* e *mesh*. Porém essas propostas assumem que as redes sejam estáticas, de forma que suas topologias não se modifiquem. Assim, não existe ainda escalonamento de *beacons* que se adapte oportunamente em uma rede móvel.

### 2.3.4 Considerações

Os protocolos MAC descritos nessa subseção implementam diferentes mecanismos para tornar o acesso ao meio determinístico, ou prover uma divisão estatística da largura de banda. Os mecanismos se baseiam em disputa ou reserva de recursos, existindo protocolos que combinam os dois tipos. Porém, em sua maioria, esses protocolos não foram projetados para MANET, e assim apresentam limitações para serem aplicados em tais cenários. Nesta tese se consideram aplicações de MANET em que o cumprimento de prazos de transmissão devem ser conferidos oportunisticamente a mensagens individuais, o que elimina abordagens que proporcionam divisões estatísticas da capacidade do canal, tais como aquelas usadas nos protocolos Black Burst e RT-MAC. Outra característica fundamental das aplicações consideradas trata da comunicação em grupo, em que transmissões de um nodo não são destinadas a um outro nodo em particular, mas sim a um conjunto de destinatários possivelmente desconhecido. Este requisito provém das mudanças de topologia decorrentes das movimentações dos nodos, que podem ter portanto suas vizinhanças alteradas sem aviso prévio. Como as comunicações a serem consideradas seguem assim um estilo um-para-muitos, ou mesmo muitos-para-muitos, mecanismos que envolvem negociações individuais entre nodos não são adequados. Finalmente, os cenários dinâmicos inerentes às aplicações investigadas nesta tese tornam inadequadas abordagens em que seja necessária a manutenção de informações globais, como ocorre com TDMA, Z-MAC e em certa medida IEEE 802.15.4 com GTS. Tais cenários precisam de protocolos com taxa de adaptação compatível com o grau de mobilidade da aplicação, sendo assim um requisito não somente a transmissão em tempo limitado, mas também a adaptação em tempo limitado, porém nenhum dos protocolos descritos possui esta característica.

## 2.4 ESTIMADORES DE QUALIDADE DE ENLACE

A qualidade de enlaces entre nodos em uma rede sem-fio pode ser caracterizada pela probabilidade de que mensagens sejam transmitidas com sucesso. Em um enlace perfeito, todas as mensagens transmitidas são entregues sem erros, porém em enlaces de qualidade intermediária parte dessas mensagens são perdidas. Perdas de mensagens reduzem o desempenho de protocolos de comunicação, que devem assim poder avaliar as qualidades dos enlaces para possivelmente evitar aqueles cujas taxas de erros sejam superiores ao tolerado. Isso é ainda mais premente em protocolos que usam mensagens de controle usadas em funções de manutenção, tais como roteamento, sincronização de operações nos nodos ou sua auto-organização em estruturas para fins de reserva de recursos.

Usualmente assume-se que a cobertura do sinal transmitido por um nodo seja circular, de forma que dentro de uma distância limite do transmissor suas mensagens são garantidamente recebidas. Como apontado em (LU; WU, 2009), existem protocolos propostos para redes sem-fio que adotam esse modelo em seus projetos, como protocolos baseados em posicionamento geográfico. Esse modelo de sinal parte do princípio de que a qualidade do canal de comunicação é perfeita até uma certa distância do transmissor, a partir da qual essa qualidade decai e assim não se garante a entrega de mensagens. O problema com essa abordagem reside no fato de que o sinal não se propaga de forma homogênea em torno do transmissor, como discutido em (ZHAO; GOVINDAN, 2003), acarretando taxas distintas de perdas de mensagens em diferentes direções. Além disso, a qualidade de sinal pode variar no tempo, dependendo de condições do ambiente onde reside a rede e das próprias características da rede, tais como mobilidade. Assim, ao invés de se basear em um alcance de sinal equidistante em torno de um transmissor, protocolos poderiam tomar melhores decisões se avaliassem continuamente a qualidade do enlace com cada um de seus nodos adjacentes.

O protocolo MAC proposto nesta tese depende de um estimador de qualidade de enlace para sua abordagem de auto-organização da rede. Seguindo essa abordagem, grupos de nodos são formados para efetuar reserva de recursos, sendo um nodo coordenador responsável por comandar tanto o início do agrupamento (i.e. a formação do grupo ocorre em torno desse nodo) quanto sincronizar as transmissões dos nodos do grupo. Para que essa estrutura seja estável, grupos devem ser formado por nodos com boa qualidade de enlace em relação a seus nodos coordenadores. Além disso, grupos devem se adaptar adequadamente a mudanças de topologia em consequência da mobilidade dos nodos. O estimador de qualidade de enlace deve ser assim capaz de oferecer estimativas acuradas e estáveis, mesmo devido a oscilações de

qualidade fortuitas causadas por interferências momentâneas entre nodos que se movimentam, e se adaptar em prazo condizente à taxa com que a topologia da rede se modifica.

Em uma rede sem-fio, a qualidade de um enlace pode ser estimada com base em uma ou mais propriedades mensuráveis. Um estimador de qualidade de enlace, genericamente denominado LQE (Link Quality Estimator), combina medições de propriedades selecionadas de forma a expressar a qualidade de um enlace por um número tipicamente no intervalo  $[q_{min}, q_{max}]$ . Se dois enlaces  $L_i$  e  $L_j$  forem caracterizados respectivamente por valores  $q_i$  e  $q_j$ , o enlace  $L_i$  tem qualidade maior que  $L_j$  se  $q_i > q_j$ . Valores próximos ou iguais a  $q_{min}$  revelam um enlace com baixíssima qualidade, e valores iguais a  $q_{max}$  correspondem a qualidade alta.

Diversos estimadores de qualidade de enlace foram propostos na literatura. Segundo um estudo comparativo no escopo de roteamento em redes de sensores sem-fio (BACCOUR et al., 2009), estimadores baseados em *hardware*, como LQI (Link Quality Indicator), RSSI (Received Signal Strength Indicator) e SNR (Signal to Noise Ratio), não são considerados acurados visto que não levam em conta todo o conteúdo de uma mensagem recebida, além de avaliarem somente mensagens recebidas com sucesso (i.e. não consideram erros de recepção, que são importantes para avaliar a qualidade de enlace). Já estimadores baseados em software baseiam-se na relação entre mensagens recebidas e/ou enviadas, buscando contar ou aproximar a taxa de mensagens recebidas ou a quantidade de retransmissões necessárias até uma recepção com sucesso. Como exemplos, os estimadores PRR (Packet Reception Ratio) e ARR (Acquitted Reception Rate) contabilizam a taxa de recepção, sendo o primeiro no receptor e o segundo no transmissor. Já o estimador RNP (Required Number of Packets) (CERPA et al., 2005) conta o número médio de transmissões de mensagens necessárias até que ocorra uma recepção com sucesso. O estimador WMEWMA (WOO; CULLER, 2003) aproxima o PRR usando uma aproximação exponencial entre o valor de PRR anterior e o PRR atual, calculado sobre um número predefinido de mensagens recebidas. Outros estimadores buscam aproximar a taxa de recepção de mensagens fim-a-fim (i.e. considerando caminhos em uma rede multi-hop), como o estimador ETX (Expected Transmission Count) (COUTO et al., 2005) ou a quantidade de retransmissões necessárias, como o estimador *four-bit* (FONSECA et al., 2007). Para um protocolo MAC, o estimador de qualidade de enlace deve se concentrar nos enlaces entre nodos adjacentes, o que torna estimadores de qualidade fim-a-fim fora de escopo.

O protocolo MAC proposto nesta tese requer um estimador que possibilite um nodo manter atualizadas as estimativas de qualidade de enlace em relação a todos seus nodos adjacentes. Além disso, essas estimativas devem

corresponder à qualidade bidirecional dos enlaces. Esses requisitos surgem da abordagem de auto-organização proposta, em que nodos se agrupam em torno de um nodo coordenador, sendo que os enlaces entre coordenador e nodos membros devem ser de boa qualidade em ambas direções. Como discutido em (BACCOUR et al., 2009), estimadores baseados em hardware, além de não serem acurados, fornecem estimativas unidirecionais. Dentre os estimadores de software considerados, PRR e WMEWMA são unidirecionais e assim fornecem estimativas incompletas. Esses estimadores implicitamente assumem que enlaces sejam simétricos, pois avaliam suas qualidades a partir de taxas de mensagens recebidas. O mesmo se pode concluir em relação aos estimadores RNP e ARR, apesar de usarem reconhecimentos para calcular taxas de mensagens entregues. Nesse caso, deve-se notar que mensagens de reconhecimento são usualmente menores que mensagens de dados, e assim têm probabilidades menores de sofrerem erros de transmissão. Os demais estimadores citados (ETX e four-bit) fazem estimativas fim-a-fim, sendo mais adequados a protocolos de roteamento e não a protocolos MAC. Assim, nenhum dos estimadores considerados atende plenamente os requisitos identificados para o protocolo MAC.

Como apontado em (BACCOUR et al., 2009), os estimadores investigados se baseiam em um única métrica de qualidade de enlace para aproximar a taxa de recepção ou número médio de mensagens transmitidas ou recebidas. Por se ampararem somente em uma métrica, são capazes de capturarem apenas um propriedade particular de um enlace e portanto o caracterizam parcialmente. Segundo (BACCOUR et al., 2010), uma melhor caracterização poderia ser obtida se mais de uma propriedade de um enlace fosse medida para o cálculo de estimativa de qualidade, e com base nisso se propôs um novo estimador chamado F-LQE (Fuzzy Link Quality Estimador). Essa hipótese condiz com os requisitos identificados para um estimador para o protocolo MAC proposto nesta tese.

### **F-LQE**

F-LQE é um estimador de qualidade de enlace proposto em (BACCOUR et al., 2010) como um "bloco de construção fundamental para redes de sensores sem-fio, de forma a possibilitar a implantação, gerenciamento de recursos e roteamento confiáveis". Ao invés de se basear em uma única propriedade de um enlace, que resulta em estimativas possivelmente não acuradas, F-LQE usa quatro propriedades mensuráveis: i) entrega de pacotes, ii) assimetria, iii) estabilidade e iv) qualidade de canal. Ao combinar essas quatro propriedades, pretende-se obter uma estimativa de qualidade de enlace mais acurada. A qualidade total de um enlace é expressada por um valor de pertinência de um enlace no conjunto difuso dos enlaces de boa

qualidade, considerando as quatro propriedades citadas como variáveis linguísticas. Esse valor de pertinência, que se situa no intervalo  $[0, 1]$ , é ao final suavizado usando um filtro EWMA<sup>2</sup> para melhorar sua estabilidade (i.e. evitar oscilações abruptas de valor).

Cada uma das quatro seguintes propriedades consideradas por F-LQE se relaciona com uma métrica de qualidade de enlace:

- i) *Entrega de pacotes*: relacionada à capacidade de um enlace entregar corretamente pacotes. Essa propriedade é capturada por alguns estimadores existentes, como PRR, WMEWMA e ETX, mas não por outros como RNP. F-LQE obtém a entrega de pacotes de um enlace a partir de medições de SPRR (Smoothed Packet Reception Ratio), uma métrica derivada de WMEWMA.
- ii) *Assimetria*: informa a diferença de conectividade entre as direções comunicação de um enlace. Comunicação entre nodos em uma rede sem-fio é usualmente bidirecional, porém assimetrias se manifestam devido a diferença entre potências de transmissão dos nodos, sensibilidade de recepção e ruído de fundo. Alguns LQEs levam em consideração a assimetria, como ETX, mas outros como PRR, WMEWMA e RNP não. F-LQE calcula a assimetria medindo a diferença entre os valores de PRR de ambos os sentidos de comunicação de um enlace, denominando-a ASL (ASymmetry Level).
- iii) *Estabilidade*: essa propriedade indica a variabilidade da qualidade do enlace, não sendo considerada por outros estimadores conhecidos. A estabilidade de um enlace, denominada SF (Stability Factor), foi definida como o coeficiente de variação de PRR. O cálculo do valor de SF para um determinado enlace se faz dividindo o desvio padrão dos 30 últimos valores de PRR medidos por sua média, sendo que valores próximos de zero indicam um enlace estável.
- iv) *Qualidade de canal*: denominada ASNR (*Average Signal to Noise Ratio*) e obtida por meio da média das medições da relação sinal-ruído SNR. Apesar do valor de ASNR não poder sozinho caracterizar a qualidade de um enlace, ele pode aumentar a acurácia de uma estimativa de qualidade. Isso se deve a maior tolerância que um enlace com valor elevado de ASNR possui em relação a variações no ruído de fundo.

---

<sup>2</sup>Exponentially Weighted Moving Average, ou média móvel exponencialmente ponderada

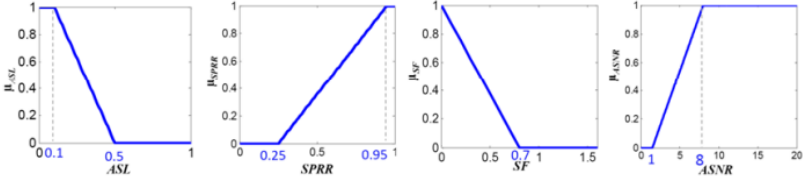


Figura 13 – Funções de pertinência para as variáveis linguísticas das propriedades de enlace no F-LQE. Fonte: (BACCOUR et al., 2010)

No F-LQE, cada uma das propriedades de enlaces é tratada como uma variável difusa. As variáveis linguísticas *alta entrega de pacotes*, *baixa assimetria*, *alta estabilidade* e *alta qualidade de canal* dizem respeito respectivamente às variáveis difusas entrega de pacotes (SPRR), assimetria (ASL), estabilidade (SF) e qualidade de canal (SNR). A obtenção da estimativa de qualidade de enlace se faz pela combinação dessas quatro variáveis linguísticas com a seguinte regra de lógica difusa, traduzida em seguida para a equação 2.1 usando operadores *fuzzy* AND-LIKE (YAGER, 1988):

**SE** o enlace possui *alta entrega de pacotes* **E** *baixa assimetria* **E** *alta estabilidade* **E** *alta qualidade de canal* **ENTÃO** possui *alta qualidade*

$$\mu(i) = \beta \cdot \min(\mu_{SPRR}(i), \mu_{ASL}(i), \mu_{SF}(i), \mu_{ASNR}(i)) + (1 - \beta) \cdot \text{mean}(\mu_{SPRR}(i), \mu_{ASL}(i), \mu_{SF}(i), \mu_{ASNR}(i)) \quad (2.1)$$

Na equação 2.1,  $\mu(i)$  é a pertinência do enlace  $i$  ao conjunto dos enlaces de boa qualidade, e o parâmetro  $\beta$  é uma constante no intervalo  $[0, 1]$ . As funções  $\mu_{SPRR}(i)$ ,  $\mu_{ASL}(i)$ ,  $\mu_{SF}(i)$  e  $\mu_{ASNR}(i)$  representam a pertinência do enlace  $i$  respectivamente aos conjuntos difusos de alta entrega de pacotes, baixa assimetria, alta estabilidade e alta qualidade de canal. Essas funções de pertinência são definidas por dois parâmetros que podem ser ajustados dependendo da aplicação, de forma que sejam representadas por funções lineares por partes, como mostrado na figura 13. A estimativa de qualidade de enlace finalmente é definida de acordo com a equação 2.2, resultando em valores no intervalo  $[0, 1]$ . Esses são obtidos com a aplicação de um filtro EWMA, considerando um parâmetro  $\alpha$  e uma janela de tamanho configurável.

$$LQ(i) = 100 \cdot \mu(i) \quad (2.2)$$

$$FLQE_{n+1}(i) = \alpha \cdot FLQE_n + (1 - \alpha) \cdot LQ(i)$$

O estimador F-LQE apresenta características importantes para atender os requisitos identificados para o protocolo MAC proposto nesta tese. A combinação das propriedades de enlace selecionadas resulta em um estimador bidirecional potencialmente estável. Porém seu desempenho depende de ajustes de seus parâmetros, de forma que possa se adaptar adequadamente às mudanças de topologia características de uma rede com nodos móveis.

## 2.5 CAPACIDADE TEMPO-REAL

O uso de um protocolo MAC híbrido em uma rede sem-fio com nodos móveis procura conciliar um acesso ao meio em tempo previsível, usando alguma abordagem baseada em reserva de recursos, com um acesso ao meio baseado em disputa capaz de se adaptar a mudanças de topologia que acarretam variações nas qualidades de enlaces entre nodos. De certa forma, um MAC híbrido implementa um tipo de acesso coordenado entre os nodos, o qual visa melhorar a utilização da capacidade de canal e possivelmente prover oportunisticamente um acesso ao meio em tempo limitado. No caso de uma aplicação que se comunique com mensagens que possuem prazos de entrega, e que se propaguem por múltiplos saltos entre suas fontes e destinos, a taxa de entrega de mensagens deve ser sensível a mobilidade da rede. Isso se deve a interrupções temporárias na capacidade de nodos encaminharem mensagens, enquanto o MAC se adapta a mudanças de vizinhanças. Assim, os atrasos adicionais devidos a reconfigurações de nodos devem causar uma taxa de perda de mensagens devido a expirações de prazos de entrega. Se o padrão de interrupções de comunicação puder ser caracterizado, a taxa de perda de mensagens máxima poderia ser conhecida. Porém isso depende de se poder determinar que taxa de entrega de mensagens uma rede é capaz de atender sabendo-se os atrasos envolvidos durante as transmissões de mensagens.

A capacidade tempo-real de uma rede sem-fio é um conceito proposto para quantificar a propriedade que uma rede possui de entregar mensagens dentro de seus prazos (ABDELZAHER; PRABH; KIRAN, 2004). Esse trabalho foi motivado por resultados existentes em escalonamento de tarefas aperiódicas de tempo-real que especificam limites de utilização de sistemas compostos por múltiplos recursos. Por analogia, determinou-se uma carga máxima de mensagens que uma rede é capaz de atender, as quais devem ser transmitidas por um certo número de saltos e possuem prazos de entrega. Essa carga máxima foi denominada capacidade tempo-real de uma rede, sendo uma condição suficiente para a escalonabilidade do conjunto de mensagens considerado.

Uma mensagem demanda uma certa quantidade de recursos da rede



para ser entregue, descrita como a razão entre a quantidade de bits a serem transmitidos desde a origem até o destino e o prazo de entrega. Para entender essa demanda, note-se que se uma mensagem  $j$  de tamanho  $l_j$  percorrer um caminho na rede entre sua origem e destino composto por uma quantidade de saltos  $N_j$ , isso implica serem transmitidos  $N_j \cdot l_j$  bits. Se a entrega precisa ocorrer dentro de um prazo  $D_j$ , isso significa que para que esse prazo se cumpra a rede deve ser capaz de oferecer uma taxa de transmissão de ao menos  $N_j \cdot l_j / D_j$  bits por segundo ao longo desse caminho. Estendendo esse raciocínio para toda a rede, a carga total de mensagens na rede pode ser expressada pela somatória das cargas impostas por cada mensagem. A equação 2.3 mostra a carga total do conjunto de mensagens  $M$ , sendo  $N_j$  a quantidade de saltos a serem percorridos,  $l_j$  o tamanho em bits e  $D_j$  o prazo de entrega da mensagem  $j$ .

$$CargaTotal = \sum_{j \in M} \frac{N_j l_j}{D_j} \quad (2.3)$$

A capacidade tempo-real  $C_{RT}$  de uma rede é definida como a maior carga de mensagens possível de ser atendida por essa rede, o que resulta em um limite superior na carga de mensagens (i.e.  $C_{RT} \geq CargaTotal$ ). Para ser determinada, ela depende da topologia da rede, do protocolo de acesso ao meio e por fim do padrão de tráfego que resulta da aplicação e roteamento utilizado (i.e. que caminhos as mensagens percorrem na rede, além de seus tamanhos e prazos de entrega). No caso ideal, a carga está igualmente distribuída em uma rede cuja topologia possui densidade homogênea. Nesse caso a capacidade tempo-real pode ser calculada de acordo com a equação 2.4, sendo  $n$  o número de nodos,  $W$  a taxa de bits,  $m$  o tamanho médio de vizinhança (nodos adjacentes a cada nodo),  $N$  o número máximo de saltos a serem percorridos por mensagens e  $\alpha$  uma constante chamada de inversão de urgência.

$$C_{RT} = \frac{n\alpha}{mN} \cdot W \quad (2.4)$$

O parâmetro  $\alpha$  reside no intervalo  $[0, 1]$  e foi definido para representar o que se chamou de inversão de urgência, que depende do algoritmo de escalonamento de mensagens usado nos nodos. A inversão de urgência é calculada minimizando-se a razão  $D_{lo}/D_{hi}$  entre o prazo de entrega  $D_{lo}$  de uma mensagem e o prazo de entrega  $D_{hi}$  de uma mensagem de maior prioridade que pode atrasar sua transmissão. No caso de um escalonamento ideal com prioridades fixas deadline monotônico,  $\alpha$  é maximizado e assume valor 1. No entanto, se outros atrasos  $D_c$  existirem para a transmissão e entrega de uma mensagem, o valor de  $\alpha$  será reduzido de acordo com a equação 2.5 ( $D_{min}$  é

o menor prazo de entrega dentre as mensagens).

$$\alpha' = \alpha \cdot \left(1 - \frac{D_c}{D_{min}}\right), D_c < D_{min} \quad (2.5)$$

A aplicação da análise da capacidade tempo-real a uma rede com nodos móveis oferece alguns problemas. Como nessas redes a topologia se modifica continuamente, os tamanhos de vizinhança dos nodos podem se alterar ao longo do tempo. Além disso, essas mudanças de topologia podem exigir reconfigurações nas informações mantidas para fins de roteamento e também no estado do protocolo MAC. Se nessa rede for usado um protocolo MAC híbrido como proposto nesta tese, que trabalha para que nodos possam transmitir em modo livre disputa sempre que possível, sua adaptação a uma modificação de vizinhança pode causar uma interrupção temporária nesse modo de acesso ao meio. Desta forma, numa rede como essa as mensagens estarão sujeitas a atrasos adicionais causados por essas reconfigurações, que devem ser contabilizados no parâmetro  $D_c$  da inversão de urgência  $\alpha'$ .

### 3 HCT-MAC: UM CONTROLE DE ACESSO AO MEIO HÍBRIDO

Aplicações distribuídas com restrições temporais demandam serviços de comunicação previsíveis. No entanto, as características de MANETs, descritas na seção 2.1, tornam isto desafiador. A previsibilidade temporal implica a infraestrutura de comunicação possuir um certo grau de conhecimento sobre o estado da rede e sobre a demanda futura dos nodos por recursos. Dado que uma MANET tem como uma de suas principais propriedades a variação da organização da rede ao longo do tempo, devido às movimentações dos nodos, o conhecimento futuro sobre o uso dos recursos de comunicação fica limitado a um certo horizonte. Isso também limita a previsibilidade a ser conferida pela infraestrutura de comunicação, tanto no que diz respeito aos tempos envolvidos nas comunicações, como às perturbações causadas pela necessidade de adaptação proveniente de mudanças de topologia.

O protocolo MAC é a camada mais básica em uma infraestrutura de comunicação, sendo responsável por arbitrar o acesso ao meio de transmissão compartilhado. Todos os serviços e protocolos de comunicação na infraestrutura, implementados nas camadas superiores, são influenciados pelo MAC com respeito ao atendimento de seus requisitos temporais. Como apontado em (CUNNINGHAM; CAHILL, 2002), o protocolo MAC deve transmitir quadros dentro de intervalos de tempo previsíveis para que esses serviços de comunicação apresentem um correto comportamento temporal. No entanto, no caso de uma MANET, a previsibilidade do acesso ao meio fica sujeita ao grau de variação da topologia da rede, devido a qual a duração de enlaces entre nodos depende do grau de mobilidade.

Nesse contexto, esta tese propõe um protocolo MAC híbrido para MANETs chamado HCT-MAC (Hybrid Contention/TDMA MAC). Usando esse protocolo proposto, nodos móveis poderiam se comunicar oportunisticamente com a observância de requisitos temporais. Como abordado na seção 2.3.3, protocolos MAC híbridos podem balancear a adaptabilidade necessária às mudanças de topologia com a capacidade de atender requisitos temporais. Em princípio, esses protocolos trabalham com reserva de recursos nos intervalos de tempo em que a rede se mantém estável. Mas as reconfigurações de reserva de recursos durante as modificações de topologia, assim como as transmissões de mensagens enquanto não houver estabilidade, ocorrem com uso de contenção.

No protocolo HCT-MAC a rede se auto-organiza iterativamente em clusters, que são agrupamentos de nodos definidos exclusivamente para compartilhar a largura de banda disponível usando TDMA. Essa organização auxilia a sincronização das transmissões e a identificação dos intervalos de

tempo ociosos e de transmissões com sucesso. Idealmente clusters devem ser definidos de forma a possibilitar que o maior número possível de nodos operem em modo de reserva de recursos. Isto porque mais nodos clusterizados e clusters mais estáveis e duradouros incrementam a operação em modo de reserva de recursos dos nodos envolvidos. *Clusters* devem ser estáveis, ou seja, não devem ocorrer alterações em suas composições se os nodos estiverem imóveis ou se suas velocidades relativas forem nulas.

### 3.1 DESCRIÇÃO DO PROTOCOLO HCT-MAC

O protocolo HCT-MAC tem por objetivo prover um acesso ao meio em tempo limitado para nodos móveis que se comunicam através de uma rede ad hoc (i.e. formam uma MANET). O protocolo não depende de conhecimento prévio sobre o número de nodos na rede, sua distribuição geográfica ou suas identidades. Assume-se que inicialmente nodos não conheçam seus nodos vizinhos, e que esses possam variar com o tempo. O protocolo HCT-MAC é um protocolo híbrido porque opera tanto em modo baseado em disputa quanto reserva de recursos. O acesso com disputa se faz com um MAC do tipo CSMA, e a reserva de recursos se realiza de forma semelhante ao TDMA porém localmente e restrita a grupos de nodos denominados *clusters*.

Um *cluster* representa um grupo de nodos que se forma para compartilhar ordenadamente uma parte da largura de banda disponível. Assumindo um modelo de mensagens periódicas e um ciclo de transmissão dividido em uma quantidade predeterminada de *time-slots*, cada *cluster* reserva um número predefinido de *time-slots* contíguos que podem então serem atribuídos a seus nodos membros. Cada *time-slot* é usado para transmitir uma única mensagem em broadcast, não havendo confirmações de recebimento. O conjunto de *time-slots* alocados por um *cluster* é denominado superquadro. A relação entre ciclos de transmissão, superquadros e *time-slots* pode ser vista

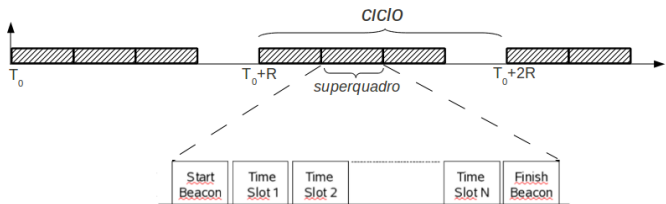
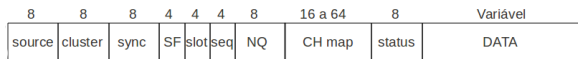


Figura 14 – Estrutura temporal no HCT: ciclos de duração  $R$  compostos por superquadros



(a) Quadro de dados

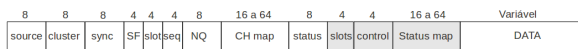
(b) Quadro de controle (*beacon*)

Figura 15 – Quadros do protocolo HCT-MAC (comprimentos de campos dados em bits)

na figura 14.

É importante frisar que a auto-organização se apresenta como um requisito porque o protocolo HCT-MAC foi projetado para ser usado em MANETs, onde nodos não estão previamente a par da topologia da rede, tampouco de suas vizinhanças. A abordagem escolhida se baseia no uso inicial de acesso ao meio com disputa, que muda para modo reserva de recursos do tipo TDMA à medida que *clusters* se formam e se tornam estáveis. Isso significa que assim que nodos se auto-organizam em *clusters*, podem reservar *time-slots* dentro do superquadro alocado ao *cluster* e efetuarem transmissões de maneira previsível. Assume-se também que a atribuição de *time-slots* no HCT-MAC seja feita de forma iterativa e adaptativa. Assim, é possível obter tempos previsíveis para acesso ao meio, dada a característica TDMA do protocolo, porém possibilitando modificações na escala de uso de *time-slots* pelos nodos. Essas modificações na escala, de acordo com o protocolo, se apresentam como interrupções nas transmissões em modo reserva de recursos e devem ser percebidas como perturbações em suas propriedades temporais.

A temporização no protocolo HCT, mostrada na figura 14, possui uma estrutura periódica e hierárquica. Um ciclo é o período básico de transmissões, que pode ser visto como uma unidade de tempo definida pelo protocolo. Ele é um intervalo de tempo comum a todos os nodos, sendo dividido em superquadros que por sua vez destinam-se a serem alocados por *clusters*. Superquadros possuem todos a mesma duração, o que significa que possuem a mesma quantidade de *time-slots*, sendo que dois deles são usados para o envio de quadros de controle chamados de *beacons*. Os *time-slots* restantes são usados por outros nodos membros do cluster. A duração predefinida do ciclo de transmissão limita a quantidade de superquadros e, conseqüentemente, de *clusters* vizinhos. Isso significa que em qualquer localização na rede, a quantidade de clusters distantes entre si até dois saltos é limitada pelo número de superquadros disponíveis. Finalmente, dentro de cada cluster os *time-slots*

<b>Campo</b>	<b>Descrição</b>
src	Identificador do transmissor
SF	número do superquadro onde se faz a transmissão
cluster	identificador do cluster a que pertence o transmissor
slot	número do time-slot em que se faz a transmissão
seq	número de sequência da transmissão
NQ	qualidade dos enlaces vistos pelo nodo
CH map	mapa de clusters por superquadros
status	status de ocupação dos superquadros
slots	quantidade de time-slots por superquadro
control	bits de controle (somente usado o bit de <i>última transmissão</i> )
status map	mapa de uso de time-slots

Tabela 1 – Campos do cabeçalho HCT-MAC

alocados são usados como em um protocolo TDMA, o que revela o aspecto reserva de recursos do protocolo HCT.

A figura 15(a) mostra o formato dos quadros de dados no protocolo HCT-MAC, os quais são quadros normalmente usados por nodos. Os quadros de controle SB (*Start Beacon*) e FB (*Finish Beacon*), cuja estrutura está mostrada na figura 15(b), são transmitidos por *cluster-heads* para respectivamente iniciar e terminar superquadros. Ambos possuem alguns campos adicionais, destacados na figura 15(b), usados pelo cluster-head para anunciar as características do superquadro e informar os time-slots alocados e disponíveis (quadro SB) ou reconhecer transmissões detectadas em time-slots (quadro FB). Essas informações, resumidas na tabela 1 têm como finalidade fornecer suporte à clusterização. Por fim, o quadro SB é usado pelo cluster-head também para transmitir suas mensagens de dados, assim reduzindo o overhead imposto por quadros de controle.

### 3.2 ACESSO AO MEIO

No HCT-MAC, nodos podem acessar o meio livre de disputa se forem membros de *cluster*. O algoritmo 3.1 descreve o acesso ao meio realizado por nodos membros de cluster. Um superquadro inicia com a recepção de um quadro SB, como mostrado no procedimento *onSBreception(frameSB)*. O quadro SB informa em que *time-slot* cada nodo do cluster pode transmitir um quadro. Após transmitir um quadro em seu *time-slot*, mostrado no procedi-

mento *onTimeSlot()*, um nodo deve aguardar a recepção de um quadro FB, que indica o final do superquadro. Ao final, o quadro FB informa que transmissões tiveram sucesso (i.e. foram detectadas pelo *cluster-head*), conforme mostrado no procedimento *onFBreception(FB)*.

Nodos que não são membros de *cluster* devem acessar o meio com disputa. Para possibilitar a manutenção da sincronização entre os nodos, explicada em maiores detalhes na seção 3.3, no acesso com disputa nodos acessam o meio em tempo segmentado. O pseudo-código 3.2 mostra na função *chooseContentionSlot()* que um nodo sorteia o *time-slot* a ser usado dentre os *time-slots* livres. A transmissão no *time-slot* escolhido ocorre com CSMA, sendo realizado um recuo independente de o meio estar ocioso. Por fim, deve-se notar que o acesso com disputa transmite quadros somente em superquadros que não estejam em uso por um cluster.

---

**Algorithm 3.1** Acesso ao meio livre de disputa
 

---

```

1: procedure ONSBRECEPTION(SB)                                ▷ executado na recepção de um quadro SB
2:   if nodeCluster < 0 OR nodeCluster = getCluster(SB) then
3:     myTimeSlot ← checkSlot(SB, myID)
4:     if myTimeSlot >= 0 then                                  ▷ se possui um time-slot no superquadro deste cluster
5:       nodeCluster ← getCluster(SB)
6:       tslot ← 0                                            ▷ contador de time-slot de um superquadro
7:     else
8:       nodeCluster ← -1
9:     end if
10:  end if
11: end procedure

12: procedure ONFBRECEPTION(FB)                                ▷ executado na recepção de um quadro FB
13:  if nodeCluster = getCluster(FB) then                    ▷ ignora se quadro FB for de outro cluster
14:    ok ← checkAck(FB, myID)                                ▷ verifica se cluster-head confirmou a transmissão
15:    if ok < 0 then                                           ▷ cluster-head não reconheceu a transmissão
16:      nodeCluster ← -1
17:    end if
18:    myTimeSlot ← -1
19:  end if
20: end procedure

21: procedure ONTIMESLOT                                        ▷ executado a cada time-slot
22:  updateTimeSlot()
23:  if nodeCluster > 0 then                                    ▷ se membro de cluster
24:    if myTimeSlot > 0 then                                    ▷ se há um superquadro em andamento
25:      tslot ← tslot + 1
26:      if tslot > TIMESLOTS_SUPERFRAME then                  ▷ se não recebeu quadro FB
27:        nodeCluster ← -1                                     ▷ abandona o cluster
28:      else
29:        if myTimeSlot = tslot then
30:          transmitFrame()                                  ▷ transmite um quadro da fila de saída
31:        end if
32:      end if
33:    end if
34:  else                                                        ▷ se não membro de cluster
35:    //
36:  end if
37: end procedure

38: procedure UPDATETIMESLOT
39:  cycleSlot ← (cycleSlot + 1) mod TIMESLOTS_CYCLE
40:  if cycleSlot = 0 then                                     ▷ início de um ciclo de transmissão
41:    myTimeSlot ← -1
42:    onCycleStart()                                         ▷ executa outras tarefas ao iniciar um ciclo
43:    cycleSent ← 0                                         ▷ nenhum quadro ainda enviado neste ciclo
44:  end if
45: end procedure

```

---



---

**Algorithm 3.2** Acesso ao meio com disputa
 

---

```

1: function CHOOSECONTENTIONSLOT
2:   freeSlots  $\leftarrow$  getFreeSuperframes() · TIMESLOTS_SUPERFRAME
3:   aSlot  $\leftarrow$  random(0, freeSlots - 1)  $\triangleright$  sorteia um número entre 0 e freeSlots - 1
4:   return aSlot
5: end function

6: procedure ONTIMESLOT  $\triangleright$  executado a cada time-slot
7:   updateTimeSlot()
8:   if nodeCluster > 0 then  $\triangleright$  se membro de cluster
9:     //
10:  else  $\triangleright$  se não membro de cluster
11:    if cycleSent = 0 then  $\triangleright$  se nenhum quadro enviado neste ciclo
12:      if myTimeSlot < 0 then
13:        myTimeSlot  $\leftarrow$  chooseContentionSlot()  $\triangleright$  escolhe um time-slot para acesso com disputa
14:      end if
15:      if freeSuperframe() then  $\triangleright$  se superquadro atual não pertence a um cluster
16:        if myTimeSlot = 0 then
17:          transmitFrameCSMA()  $\triangleright$  transmite com disputa um quadro da fila de saída
18:          cycleSent  $\leftarrow$  1  $\triangleright$  foi enviado um quadro neste ciclo
19:        else
20:          myTimeSlot  $\leftarrow$  myTimeSlot - 1
21:        end if
22:      end if
23:    end if
24:  end if
25: end procedure

```

---

### 3.3 SINCRONIZAÇÃO

A estrutura de tempo hierárquica usada no HCT, mostrada na figura 14, divide ciclos de transmissão em superquadros, e esses por sua vez em time-slots. A existência dessa estrutura implica estarem os nodos sincronizados tanto em nível de time-slot quanto de superquadro. A sincronização de time-slots possibilita que o acesso ao meio livre de disputa feito por nodos membros de cluster ocorra sem erros de sobreposição de mensagens. Já a sincronização de superquadros se torna necessária para que cluster-heads consigam alocá-los sem conflitarem entre si. Esses dois tipos de sincronização no HCT-MAC são discutidos a seguir.

#### 3.3.1 Sincronização em nível de *time-slot*

Como o protocolo HCT-MAC efetua transmissões em tempo segmentado, ele depende de sincronização de relógios de transmissão nos nodos para que estes possam identificar time-slots com precisão aceitável. A sincronização pode ser restrita à delimitação de time-slots, o que não demanda a manutenção de um tempo global. Isso simplifica o problema, pois é su-

ficiente que os relógios dos nodos tenham a mesma taxa e resolução, e que exista um limite superior para as diferenças das taxas de derivação entre os relógios de quaisquer pares de nodos. A estratégia a ser adotada usa a recepção de mensagens para sincronizar os relógios dos nodos de um *cluster*, de forma semelhante ao protocolo de sincronização RBS, descrito em (ELSON; GIROD; ESTRIN, 2002). De fato, a recepção de uma mensagem reinicia o relógio local de um nodo, para que seu temporizador possa disparar nos instantes corretos (que correspondem aos inícios dos time-slots). O ajuste a ser feito no relógio de um nodo é descrito pela equação 3.1, que subtrai do valor atual  $t_{rcv}$  do relógio (que corresponde ao instante de recepção de uma mensagem) os tempos de transmissão da mensagem  $L/B$  e de processamento envolvido  $t_{proc}$  ( $L$  é o tamanho da mensagem em bits, incluindo possíveis overloads de cabeçalhos, e  $B$  é a taxa de bits usada na rede). O valor resultante  $t_{next}$  corresponde ao início do próximo time-slot, porém ajustado a de acordo com a mensagem recebida. Esse ajuste, no entanto, possui uma precisão que depende da resolução do relógio e de atrasos adicionais que podem ocorrer na transmissão e recepção de mensagens.

$$t_{next} = t_{rcv} - \left( \frac{L}{B} + t_{proc} \right) \quad (3.1)$$

De forma simplificada, a incerteza  $\delta_i$  em um relógio local de um nodo pode ser modelada pela variação do atraso de propagação da mensagem ( $\frac{D}{c}$ , sendo  $D$  o alcance máximo de transmissão e  $c$  a velocidade da luz), adicionado ao seu tempo de processamento ( $t_{proc}$ ) e a resolução local do relógio ( $t_{tick}$ ). Isto pode ser visto na equação 3.2, considerando que os nodos sejam homogêneos e assim  $t_{proc}$  e  $t_{tick}$  sejam aproximadamente iguais em todos os nodos:

$$\delta_i = \frac{D}{c} + t_{proc} + t_{tick} \quad (3.2)$$

No entanto, assim como no protocolo RBS, a sincronização é iniciada quando os nodos de um *cluster* recebem uma mensagem enviada em *broadcast*. Isto quer dizer que a sincronização ocorre somente entre nodos a um salto de distância, e pode ser considerado que todos os nodos recebem uma mesma mensagem simultaneamente. Essa simplificação está expressa na parcela  $\frac{D}{c}$  da equação 3.2. Assim, a duração de um time-slot ( $t_{slot}$ ) deve incluir a incerteza máxima, conforme a equação 3.3 ( $L_{max}$  é o comprimento máximo de quadro, e  $B$  é a taxa de transmissão em bits/s). Com isso, o ajuste de relógio precisa ser feito somente quando a diferença a ser corrigida, obtida na equação 3.1, for maior que  $\delta_i$ .

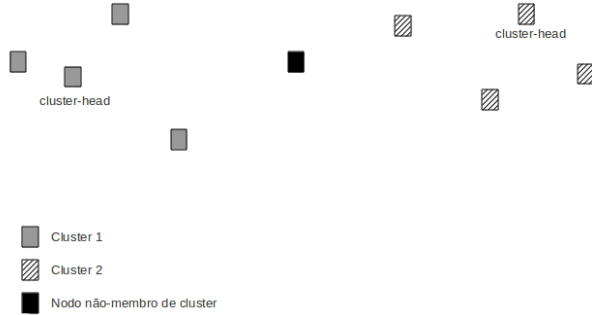


Figura 16 – Um nó não-membro de cluster entre dois clusters

$$t_{slot} = \frac{L_{max}}{B} + \delta_r \quad (3.3)$$

Como consequência, a utilização da largura de banda em modo reserva de recursos depende do número de time-slots em um superquadro, do comprimento máximo de quadro, e da incerteza dos relógios, como mostrado na equação 3.4 (sendo  $n$  o número de time-slots por superquadro e  $k$  a quantidade de time-slots efetivamente alocados). Essa equação mostra que o aumento na incerteza dos relógios reduz a utilização do meio. Já um aumento no tamanho máximo dos quadros aumenta a utilização. O aumento do parâmetro  $n$  potencialmente reduz a utilização, porque se torna provável que mais superquadros não sejam totalmente aproveitados (i.e. pode aumentar a fragmentação interna dos superquadros).

$$U = \frac{k \cdot \frac{L_{max}}{B}}{(n+2) \cdot t_{slot}} = \frac{k}{n+2} \cdot \frac{1}{1 + \frac{B}{L_{max}} \cdot \delta_r} \quad (3.4)$$

A característica híbrida do protocolo HCT-MAC sugere que alguns nodos podem acessar o meio com disputa. Esses nodos também precisam sincronizar seus relógios para reconhecerem com precisão adequada os limites entre *time-slots*. Do contrário, o uso exclusivo por um nó de um *time-slot* até dois saltos ao seu redor não poderia ser imposto.

A figura 16 mostra uma situação em que as transmissões de dois clusters podem se sobrepor se o nó avulso (i.e. que não pertence a um cluster) não estiver sincronizado com ambos. Nesse exemplo, os nodos do cluster 1

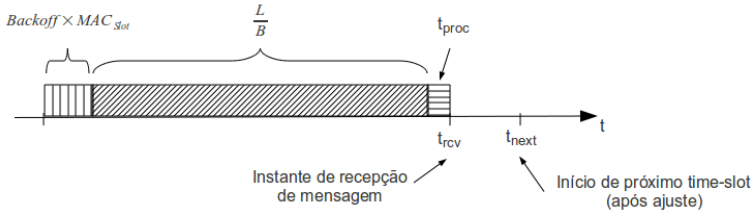


Figura 17 – Diagrama de ajuste de sincronização de time-slot

estão fora do alcance das transmissões do cluster 2, e vice-versa, porém o nodo avulso consegue se comunicar com ambos clusters. O fato de haver um nodo intermediário entre os clusters cria uma região da rede conectada formada pelos dois clusters e o nodo avulso, e dentro de tal região os relógios precisam estar sincronizados. A sincronização do relógio do nodo avulso pode ser feita usando-se o procedimento de ajuste descrito na equação 3.1. Como nodos avulsos impõem atrasos aleatórios antes de transmitirem mensagens, usando um algoritmo de recuo, a sincronização no sentido contrário necessita de um ajuste adicional para levar em conta o atraso de recuo. Para que isso seja possível, nodos avulsos devem incluir o valor de recuo usado em suas mensagens. A equação 3.5 mostra o ajuste de relógio descontando-se o atraso de recuo, conforme o diagrama contido na figura 17. O parâmetro *Backoff* é o valor de recuo usado pelo transmissor e *MAC<sub>Slot</sub>* é uma constante do protocolo MAC para a duração dos *slots* de disputa. Essa modificação possibilita portanto que a sincronização de *time-slots* possa ser obtida entre nodos membros de cluster e nodos avulsos. Todavia, se o ajuste for realizado sempre que uma mensagem for recebida, a sincronização de *time-slots* pode não convergir.

$$t_{next} = t_{rcv} - \left( \frac{L}{B} + t_{proc} + Backoff \times MAC_{Slot} \right) \quad (3.5)$$

A convergência dos relógios locais dos nodos depende de existir uma fonte de sincronismo único na região conectada da rede em que se localiza. Se um nodo sempre ajustar seu relógio quando receber uma mensagem, dificilmente a sincronização de seu relógio com os de outros nodos convergirá. Para entender esse problema, considere-se o caso em que um nodo recebe uma mensagem e ajuste seu relógio para sincronizá-lo com seu transmissor. Se antes de efetuar uma transmissão esse nodo receber uma nova mensagem de algum outro nodo, com que ainda não esteja sincronizado, então o ajuste de relógio feito anteriormente será perdido. Assim, quando um nodo transmitir seu relógio estará sincronizado sempre com o relógio do transmissor do

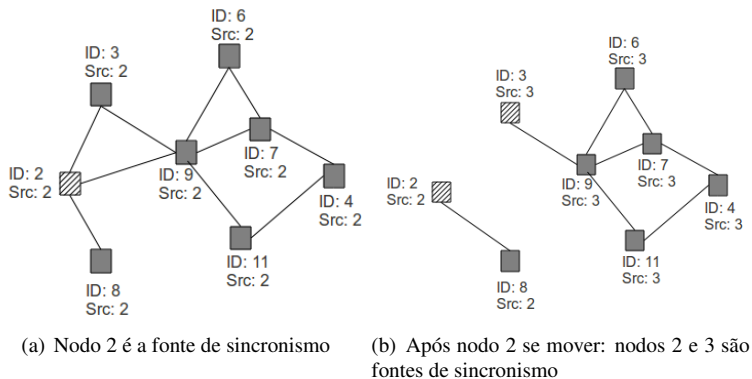


Figura 18 – Fontes de sincronismo em uma rede

última mensagem recebida, e todos os ajustes intermediários serão desfeitos. Para que essa divergência na sincronização dos relógios não ocorra, torna-se necessária uma fonte única de sincronismo em cada partição da rede.

No protocolo HCT-MAC adotou-se como abordagem para a escolha da fonte de sincronismo o nodo com menor valor de identificador, como exemplificado na figura 18. Um nodo mantém três informações sobre sincronismo: i) o identificador da fonte de sincronismo, ii) a distância em saltos até a fonte e iii) o instante da última atualização de sincronismo. Inicialmente um nodo se considera sua própria fonte de sincronismo, com distância 0 (zero). Toda mensagem que um nodo transmite inclui o identificador da fonte de sincronismo e sua distância. No entanto, se a última atualização de sincronismo ocorreu há mais de um ciclo, o nodo em questão passa novamente a se considerar sua própria fonte de sincronismo. Isso tem por objetivo assegurar que um nodo somente propague o sincronismo obtido de uma fonte se tiver sido atualizado recentemente. Assim, quando um nodo não recebe sua atualização de sincronismo, todos os nodos por ele atualizados também cessam de propagar o sincronismo da fonte (porém com atraso máximo de um ciclo para cada salto de distância em relação ao nodo mais próximo da fonte que parou de enviar atualizações de sincronismo). Por outro lado, ao receber uma mensagem, um nodo efetua uma atualização de sincronismo se a fonte de sincronismo nela contida for menor que sua fonte de sincronismo atual, ou se forem idênticas porém com menor distância. Esses procedimentos de sincronização estão descritos nos algoritmos 3.3, em que *getSync(frame)* faz o sincronismo do nodo a partir da mensagem recebida *frame*, e *setSync(frame)* insere os dados de sincronismo na mensagem a transmitir *frame*. Nesses al-

---

**Algorithm 3.3** Algoritmos para escolha de fonte de sincronismo e sincronização de time-slot
 

---

**Constantes:**

*BITRATE* : taxa de bits  
 $\delta_t$  : diferença máxima de sincronismo tolerada  
*MAC\_SLOT* : duração de um slot de disputa  
*maxId* : maior número identificador de nodo possível  
*maxDist* : maior distância possível até fonte de sincronismo  
*ONECYCLE* : duração de um ciclo de transmissão  
*TIMESLOT\_DURATION* : duração de um time-slot

**Variáveis globais:**

*lastSync* : instante do último ajuste de sincronismo efetuado  
*syncSrc* : fonte de sincronismo atual  
*syncDist* : distância em saltos até fonte de sincronismo atual  
*t<sub>next</sub>* : início do próximo time-slot

```

1: procedure GETSYNC(frame)                                ▷ sincroniza o relógio com sincronismo em frame
2:   frmSyncSrc ← getSyncSource(frame)                      ▷ fonte de sincronismo do transmissor
3:   frmSyncDist ← getSyncDist(frame)                      ▷ distância do transmissor até fonte de sincronismo
4:   if frmSyncSrc > syncSrc then                          ▷ termina se fonte de sincronismo do transmissor for menor
5:     return False
6:   end if
7:   if frmSyncSrc < syncSrc OR frmSyncDist < syncDist then  ▷ tem melhor fonte de sincronismo
8:     syncSrc ← frmSyncSrc
9:     syncDist ← frmSyncDist + 1
10:    lastSync ← clock()
11:    synchronizeTimeSlot(frame)
12:    return True
13:   else
14:     return False
15:   end if
16: end procedure

17: procedure SETSYNC(frame)                                ▷ Inclui sincronismo em frame
18:   if syncSrc = myId OR (clock() - lastSync) ≤ ONECYCLE then
19:     setSyncData(frame, syncSrc, syncDist)
20:   else
21:     setSyncData(frame, maxId, maxDist)
22:   end if
23: end procedure

24: procedure SYNCHRONIZETIME SLOT(frame)                  ▷ Sincroniza time-slot
25:   txTime ← getLength(frame)/BITRATE
26:   backoffDelay ← getBackoff(frame) · MAC_SLOT
27:   dt ← clock() - txTime - backoffDelay - (tnext - TIMESLOT_DURATION)
28:   if dt >  $\delta_t$  then                                    ▷ diferença de sincronismo maior que tolerância
29:     tnext ← clock() - dt + TIMESLOT_DURATION
30:   end if
31: end procedure

```

---

goritmos, *synSrc* e *syncDist* correspondem à fonte de sincronismo e distância atuais do nodo, e *lastSync* é o instante de última atualização de sincronismo.

### 3.3.2 Sincronização em nível de superquadro

Na estrutura de tempo usada no HCT-MAC, os superquadros que compõem um ciclo de transmissão são alocados por clusters-heads para que os nodos membros de cluster usem seus *time-slots*. Para que nodos avulsos possam transmitir seus quadros em modo de acesso com disputa, ao menos um superquadro deve sempre estar livre (não alocado). Nodos devem usar seus *time-slots* de forma exclusiva, mesmo se membros de diferentes clusters. Para que isso se verifique, superquadros não podem se sobrepor, e assim nodos devem se sincronizar com respeito ao início de superquadros. Além disso, nodos devem manter um registro consistente sobre que clusters possuem quais superquadros até 2 saltos ao seu redor. Por fim, quando houver conflitos de alocação de superquadros, os cluster-heads envolvidos devem resolvê-lo de forma que apenas um deles mantenha o superquadro. Isso implica o ajuste de início de ciclo e de escala de uso de superquadros, conforme exemplificado na figura 19 (cada superquadro hachurado representa um superquadro alocado por um cluster-head).

A sincronização de superquadro usa uma tabela mantida em cada nodo, a qual associa a cada superquadro um cluster e seus respectivos votos. Uma cópia dessa tabela é incluída dentro do campo *CH map* de cada mensagem transmitida (ver figura 15), junto com os números de superquadro e *time-slot* do ponto de vista do transmissor. Nodos que recebem essas mensagens podem comparar as tabelas nelas contidas com suas próprias tabelas, ajustando o início de superquadro, e possivelmente de ciclo, caso o transmissor tenha melhor fonte de sincronismo. Além de sincronizar superquadros e ciclos, nodos podem também incluir em suas tabelas informações sobre superquadros alocados para clusters que estão fora de alcance, porém dentro de 2 saltos de distância. Com isso, superquadros podem ser reaproveitados por diferentes clusters, contanto que não haja risco de interferência (i.e. não cause o problema dos nodos escondidos).

O algoritmo 3.4 descreve a sincronização de superquadro efetuada pelos nodos. Nesse algoritmo, *frame* é a mensagem recebida e que contém a tabela de alocação de superquadros, o número de superquadro e de *time-slot* conforme o transmissor. A sincronização de superquadro, descrita entre as linhas 4 e 14, ocorre apenas se o transmissor possuir melhor fonte de sincronismo. Porém, se o transmissor for membro de um cluster com melhor votação do que o cluster que possui o superquadro atual, deve-se anotar na

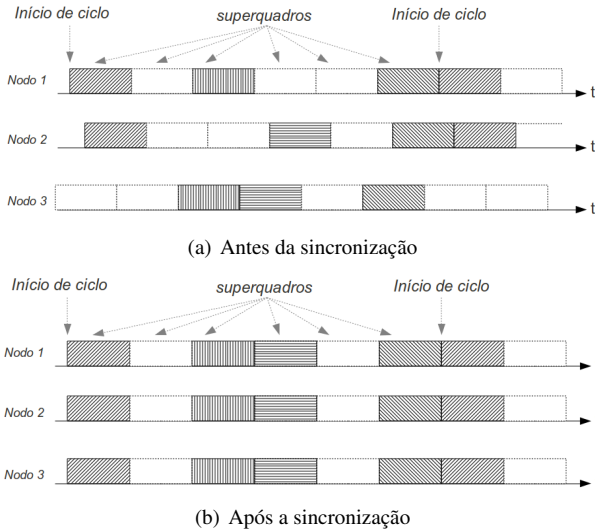


Figura 19 – Sincronização de superquadros: ajuste de início de ciclo e convergência na escala de superquadros

tabela de alocação de superquadros que o superquadro atual pertence ao cluster do transmissor, o que está descrito entre as linhas 16 e 26. Em caso de empate nas votações dos clusters do transmissor e do dono do superquadro atual, vence aquele que tiver o maior identificador de cluster. Esse procedimento sincroniza os superquadros de forma iterativa, escorando-se nas fontes de sincronismo para ajustar inícios de superquadros e ciclos de transmissão, e também aprender que superquadros estão alocados por clusters até 2 saltos. Já o aprendizado de que superquadros estão alocados por clusters vizinhos é feito diretamente a partir de suas mensagens recebidas.

O sincronismo de superquadro nos cluster-heads tem um acréscimo importante em relação àquele realizado em nodos comuns. Caso um cluster-head detecte um conflito de alocação com seu superquadro, a sincronização de superquadro descrita no algoritmo 3.4 pode resultar em sua manutenção ou liberação. Assim, após a sincronização um cluster-head deve conferir o estado de alocação de seu superquadro, o que está descrito no algoritmo 3.5. Nesse algoritmo, as linhas 5 a 10 são executadas se o cluster-head mantiver o superquadro, quando deve ainda testar se a quantidade mínima de superquadros livres continua respeitada. Como se pode observar, se essa condição tiver sido violada, o superquadro deve ser liberado. As linhas 12 a 20 são executadas se o cluster-head perder seu superquadro, quando então deve tentar



---

**Algorithm 3.4** Algoritmo para a sincronização de superquadro em um nodo
 

---

**Constantes:***SLOTS\_SUPERFRAME*: número de time-slots por superquadro*SLOTS\_PER\_CYCLE*: número de time-slots por ciclo de transmissão**Variáveis globais:** $t_s$ : contador de time-slots em relação ao início de um ciclo*cluster*[ $j$ ]: número do cluster que alocou superquadro  $j$ *votes*[ $j$ ]: quantidade de votos do cluster que alocou superquadro  $j$ 

```

1: procedure SYNCNODE(frame)                                ▷ sincroniza superquadro
2:   betterSync  $\leftarrow$  getSync(frame)                    ▷ faz a sincronização de time-slot
3:   if betterSync then                                     ▷ se transmissor tem melhor fonte de sincronismo
4:     oldSF  $\leftarrow t_s \text{ div } SLOTS\_SUPERFRAME$           ▷ superquadro antes do ajuste
5:     delta  $\leftarrow (t_s \text{ mod } SLOTS\_SUPERFRAME) - \text{getSlot}(\text{frame})$ 
6:     if  $|\text{delta}| > SLOTS\_SUPERFRAME/2$  then
7:       delta  $\leftarrow \text{delta} - \text{signal}(\text{delta}) \cdot SLOTS\_SUPERFRAME$ 
8:     end if
9:     if delta  $\neq 0$  then
10:       $t_s \leftarrow (t_s - \text{delta}) \text{ mod } SLOTS\_PER\_CYCLE$ 
11:    end if
12:    importSuperframes(frame)                             ▷ importa lista de superquadros
13:    currSF  $\leftarrow t_s \text{ div } SLOTS\_SUPERFRAME$            ▷ superquadro após ajuste
14:    syncCycle(currSF - oldSF)                             ▷ sincroniza início de ciclo
15:  end if
16:  frmCluster  $\leftarrow \text{frmGetCluster}(\text{frame})$ 
17:  if frmCluster  $> 0$  then                                  ▷ transmissor membro de cluster
18:    frmSF  $\leftarrow \text{frmGetSuperframe}(\text{frame})$ 
19:    sameCluster  $\leftarrow \text{cluster}[\text{currSF}] = \text{frmCluster}$ 
20:    betterVotes  $\leftarrow \text{votes}[\text{currSF}] < \text{frmGetVotes}(\text{frame}, \text{frmSF})$ 
21:    sameVotes  $\leftarrow \text{votes}[\text{currSF}] = \text{frmGetVotes}(\text{frame}, \text{frmSF})$ 
22:    if betterVotes OR sameVotes AND myCluster  $< \text{frmCluster}$  then
23:      cluster[currSF]  $\leftarrow \text{frmCluster}$ 
24:      votes[currSF]  $\leftarrow \text{frmGetVotes}(\text{frame}, \text{frmSF})$ 
25:    end if
26:  end if
27: end procedure

```

---

alocar um novo superquadro. Se não for possível, o nodo deve deixar de ser cluster-head, voltando a ser um nodo comum.

---

**Algorithm 3.5** Algoritmo para a sincronização de superquadro em um cluster-head

---

```

1: procedure SYNCCH(frame)                                ▷ sincroniza superquadro E resolve conflito
2:   syncNode(frame)
3:   mySF ← getSuperframe(myID)
4:   if mySF >= 0 then                                     ▷ se tem superquadro alocado
5:     if getFreeSuperframes() < MIN_FREE_SUPERFRAMES then
6:       if getLowestVotedCluster() = myID then
7:         releaseSuperframe(mySF)
8:         mySF ← -1
9:       end if
10:    end if
11:  end if
12:  if mySF = -1 then                                     ▷ não tem superquadro alocado
13:    mySF ← getFreeSuperframe()
14:    if mySF = -1 OR myVotes < MIN_VOTES then
15:      switchToNode()
16:    else
17:      cluster[mySF] ← myID
18:      votes[mySF] ← myVotes
19:    end if
20:  end if
21: end procedure

```

---

O desempenho do algoritmo de sincronização de superquadros foi investigado durante os experimentos de simulação realizados neste trabalho, detalhados no próximo capítulo. Antecipam-se aqui os resultados relativos à sincronização dos nodos.

### 3.3.3 Análise de desempenho

Para a análise de desempenho da sincronização de superquadros foram simuladas redes com 60 nodos móveis dispostos em áreas de tamanho variável segundo dois modelos de mobilidade (corrida e randômico). No primeiro caso nodos se moveram segundo um modelo de corrida, seguindo todos uma mesma direção e em trajetória circular com um determinado raio. No segundo caso, nodos se movimentaram de acordo com um modelo randômico, em direções aleatórias dentro de uma área quadrada. O simulador foi criado usando o framework de simulação Omnet++ (VARGA, 2001). Foram adotados os modelos para rádio e canal de comunicação sem-fio providos no projeto Castalia (PHAM; PEDIADITAKIS; BOULIS, 2007), que implementam um modelo de rádio compatível com IEEE 802.15.4 (IEEE, 2006) e um modelo de sinal conforme apresentado por (ZUNIGA; KRISHNAMACHARI, 2004). Esse modelo de sinal faz com que a taxa de recepção de pacotes (PRR)

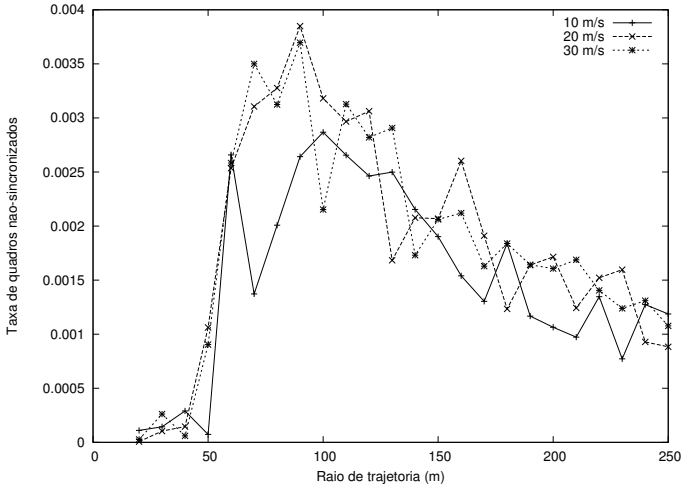
dependa da relação entre potência de sinal transmitido e a distância entre nodos transmissor e receptor, estando sujeita ainda a variações devido a ruído branco e interferências por transmissões de outros nodos (i.e. modelo de colisão aditiva). Sobre essa camada física criou-se um modelo de simulação para o protocolo HCT-MAC. Por fim, o simulador incorporou uma aplicação que gerou tráfego composto por mensagens periódicas. Essa aplicação transmitiu mensagens usando diretamente o protocolo MAC simulado.

Para realizar as simulações os seguintes parâmetros foram definidos. Os ciclos de transmissão foram compostos de 6 superquadros, cada um com 8 time-slots. Os experimentos tiveram tempo de simulação de 120 segundos, e como cada nodo transmitiu uma mensagem por ciclo, foram geradas 2500 mensagens por nodo. O modelo de sinal foi ajustado para um cenário externo, com expoente de decaimento 2.4 e distância de referência  $d_0$  de 10m. Usaram-se potências de transmissão de  $-10$  dBm, com alcance típico de 90 m (antes de iniciar a região de transição de sinal), e  $-15$  dBm, com alcance de 50 m. Em ambos modelos de mobilidade, randômico e de corrida, as velocidades dos nodos foram sorteadas no intervalo dado por  $[v_{max}/2, v_{max}]$ , sendo  $v_{max}$  a velocidade máxima usada em um experimento. As velocidades máximas usadas no modelo de corrida foram 10, 20 e 30 m/s, e no modelo randômico foram 10 e 20 m/s. O raio de trajetória no modelo de corrida variou entre 20 e 250 m, com incrementos de 10 m a cada nova simulação. No caso do modelo de mobilidade randômico, o comprimento de lado do espaço de movimentação variou entre 50 e 400 m, com incrementos de 10 m a cada simulação.

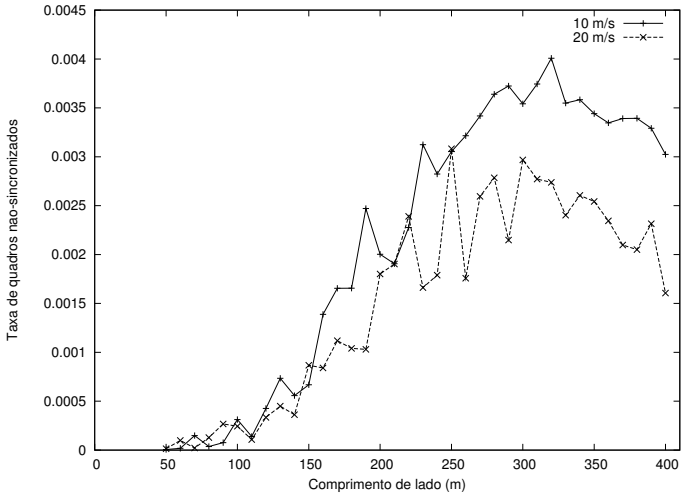
Os experimentos tiveram por objetivo contabilizar os quadros recebidos fora de sincronismo de superquadros (i.e. fora dos superquadros de seus clusters). Após cada simulação, as quantidades de quadros recebidos fora de sincronismo foram divididas pelo número total de quadros recebidos, resultando na taxa de quadros não-sincronizados mostrado nos gráficos contidos na figura 20.

A sincronização de superquadros variou tanto com o espaço disponível para movimentação dos nodos quanto a mudança na potência de transmissão dos rádios. A combinação de ambas características influenciou no tamanho médio de vizinhança dos nodos, dado pelo número médio de nodos adjacentes de cada nodo. Espaços maiores ou potências de transmissão menores diminuíram o tamanho médio de vizinhança, enquanto o contrário aconteceu com espaços menores ou maiores potências de transmissão. O tamanho médio de vizinhança pode ser entendido como uma densidade de nodos na rede.

Em todos os casos simulados, as taxas de quadros não sincronizados apresentaram seus menores valores em redes com densidades altas, dados pelos menores valores de raios de trajetória ou comprimentos de lado. Nesse



(a) Modelo de corrida (potência -15 dBm)



(b) Modelo randômico (potência -15 dBm)

Figura 20 – Taxas de quadros fora de sincronismo

caso, como cada nodo possuía enlaces com todos os demais nodos da rede, não existiram casos de nodos escondidos e a sincronização rapidamente convergiu. Acima de um certo valor de raio de trajetória ou comprimento de lado, a taxa de quadros não sincronizados cresceu acentuadamente até atingir um patamar máximo, a partir de que diminuiu gradativamente. Isso pode ser explicado considerando-se que à medida que a densidade diminuiu os tamanhos de vizinhança dos nodos também se reduziu, passando a existirem nodos escondidos. Com isso, a sincronização de superquadros demora um pouco mais a convergir, visto que inícios de ciclos e escalas de uso de superquadros podem vir a divergir em diferentes partes da rede. O ajuste da sincronização de superquadros pode demorar alguns ciclos pois depende justamente da recepção de quadros fora de sincronismo para ser desencadeada. Assim, pode ser identificado um intervalo de valores de densidade da rede que maximizou a ocorrência de superquadros sobrepostos ou fora de sincronismo. No entanto, mesmo nesses piores casos a taxa de quadros não sincronizados não ultrapassou o valor de 0.004 (0.4 %), o que pode ser considerado excelente.

### 3.4 ESTIMADOR DE QUALIDADE DE ENLACE

O protocolo HCT-MAC depende de um estimador de qualidade de enlace (LQE) para a formação de clusters. Como apresentado na seção 4, as abordagens de formação de clusters usam medições de qualidade de enlace para decidir que agrupamentos de nodos devem ser formados. Assim, estimativas mais precisas de qualidade de enlace favorecem escolhas de bons cluster-heads e nodos membros.

Um estimador de qualidade de enlace (LQE) deve atender certos requisitos para melhor atender as necessidades do HCT-MAC. Além das propriedades de estimadores de qualidade de enlace discutidas na seção 2.4, outras características são necessárias devido ao uso em MANET. Como a topologia da rede pode mudar frequentemente, devido à mobilidade dos nodos, a medição de qualidade de enlace deve ser feita continuamente. O LQE deve assim se adaptar rapidamente às mudanças de topologia que impliquem alteração nas qualidades dos enlaces. Porém o LQE deve evitar que flutuações momentâneas nas qualidades de enlace produzam variações significativas em suas estimativas, o que poderia causar instabilidades na formação de clusters. Assim, optou-se pelo estimador F-LQE, apresentado na seção 2.4, com algumas modificações para uso com o HCT-MAC.

O estimador F-LQE combina quatro propriedades de enlaces, calculadas a partir de medições baseadas em quadros recebidos: entrega de quadros, assimetria, estabilidade e qualidade de canal. Todas são medidas continua-

mente, e armazenadas em um histórico com os valores recentes. Elas devem ser calculadas para cada enlace, o que significa que um nodo calcula seus valores para cada um de seus nodos vizinhos. No entanto, para que o F-LQE possa ser usado com o HCT-MAC algumas adaptações precisam ser realizadas.

- **Entrega de quadros:** depende da métrica SPRR (*Smoothed PRR*), que contabiliza os quadros de fato recebidos comparados com os que foram transmitidos. Para implementá-lo no HCT-MAC, devem-se incluir números de sequência nos quadros transmitidos. Com isso, os nodos receptores podem comparar as quantidades de quadros de fato recebidos e os intervalos nos números de sequência desses quadros. A relação entre esses dois valores fornece o PRR, que após uma suavização com aproximação exponencial é transformado no SPRR. A comparação entre quadros recebidos e transmitidos se faz aplicando-se aos números de sequência uma janela de tamanho configurável, de forma a considerar somente os números de sequência mais recentes.
- **Assimetria:** mais difícil de se obter, pois depende da medição de *PRRup* e *PRRdown*. *PRRdown* pode ser conseguido como subproduto do cálculo de *Packet delivery*. No entanto, *PRRup* corresponde a *PRRdown* calculado pelo nodo vizinho. Como um nodo transmite tipicamente um quadro por ciclo, para se obter *PRRup* cada nodo deve incluir em seus quadros os valores calculados de *PRRdown* para cada um de seus nodos vizinhos, com respeito ao ciclo de transmissão anterior. Isso claramente não se mostra viável, pois a quantidade de nodos vizinhos pode apresentar grande variabilidade, chegando a atingir dezenas, o que demandaria muito espaço no cabeçalho do HCT-MAC. Assim, a propriedade *Assimetria* não é calculada na implementação do F-LQE no HCT-MAC.

Três problemas podem ser identificados na utilização do F-LQE pelo HCT-MAC. O primeiro diz respeito à *assimetria* que não pode ser calculada pois não há como se obter o valor de *PRRup* no HCT-MAC. Porém é essa métrica embutida no F-LQE que lhe confere a capacidade de capturar a bidirecionalidade de um enlace, um requisito identificado para o estimador a ser usado pelo HCT-MAC. No entanto, a abordagem por votação em parte compensa essa deficiência, visto que um nodo deve ser votado pelos seus vizinhos para que se torne cluster-head, e apenas votos de vizinhos com boas qualidades de enlace são aceitos. O segundo problema trata da responsividade do estimador às variações de qualidade dos enlaces devido às variações de distância entre nodos. Dentre as métricas do F-LQE, a principal afetada pela variação

na distância é ASNR, que expressa a *qualidade de canal*. Porém a suavização feita no cálculo de ASNR com uma média das últimas  $w$  medições, apesar de estabilizarem seus valores e evitarem oscilações súbitas, reduzem sua resposta a variações na intensidade de sinal devido a variações de distâncias entre nodos. No HCT-MAC isso foi atenuado reduzindo-se o valor de  $w$  e assim aumentando-se a responsividade de ASNR. Por fim, o F-LQE efetua as atualizações em suas métricas a partir da recepção de mensagens, porém o HCT-MAC precisa que sejam feitas com base nos ciclos de transmissão transcorridos. Essa modificação foi necessária porque a auto-organização em clusters implica a avaliação contínua das qualidades de enlaces entre nodos, uma vez que esses valores são usados tanto no processo de votação quanto de auto-eleição. Assim, ausências de mensagens de um determinado nodo devem ser contabilizadas como mensagens perdidas.





## 4 AUTO-ORGANIZAÇÃO EM CLUSTERS

### 4.1 INTRODUÇÃO

No HCT-MAC a auto-organização se realiza pelo agrupamento de nodos para fins de alocação de *time-slots* de superquadros, o que os habilita a acessarem o meio em modo livre de disputa. Esses agrupamentos, denominados *clusters*, são formados quando um nodo se torna *cluster-head* e aloca um superquadro. Em seguida, nodos em torno desse *cluster-head* alocam *time-slots* de seu superquadro. A formação de um cluster portanto ocorre em duas etapas: i) a escolha de seu cluster-head e ii) o ingresso de nodos comuns. Como os requisitos fundamentais desse MAC são a transmissão de quadros em tempo limitado e conhecido, assim como a reconfiguração em tempo esperado previsível, a formação de *clusters* precisa ser breve, uma vez que se enquadra como uma reconfiguração na rede.

Um *cluster* pode ser criado por eleição do cluster-head dentre um conjunto de nodos que se veem sozinhos. Uma classificação de esquemas de formação de *clusters* descrita em (YU, First Qtr. 2005) identifica propostas que levam em consideração posição geográfica ou conectividade, balanceamento da quantidade de nodos por *cluster*, menor manutenção, eficiência no uso de energia e mobilidade dos nodos. Existe um *overhead* para formação e manutenção de *clusters*, por causa das mensagens de controle e dos diversos passos de iteração envolvidos em muitos desses esquemas. Como deseja-se aqui uma configuração rápida, o esquema de criação de *cluster* deve envolver uma negociação mínima entre nodos. Assim, as abordagens investigadas para o HCT-MAC prescindem de consenso entre nodos, evitando a manutenção de estados entre conjuntos de nodos.

Um elemento chave na estrutura de um cluster é o *cluster-head*, um nodo especial responsável por iniciar as transmissões no escopo de um cluster, contabilizar *time-slots* utilizados e ociosos, e reportar aos nodos membros que transmissões foram bem sucedidas (i.e. foram por ele detectadas). O início de um cluster ocorre quando um nodo se torna cluster-head, reservando um superquadro dentro do ciclo de transmissão e divulgando sua existência por meio de quadros *beacon*. O cluster completa sua formação quando nodos avulsos no alcance do cluster-head detectam seu superquadro e passam a utilizar seus *time-slots*, tornando-se assim membros de cluster. Idealmente o cluster-head deve ser o nodo com melhores qualidades de enlace para seus nodos adjacentes dentro da região coberta pelo cluster. Com isso se reduz a probabilidade de erros de manutenção do cluster, que poderiam ocorrer se

transmissões do cluster-head não fossem recebidas por alguns nodos e vice-versa.

## 4.2 ESCOLHA DE *CLUSTER-HEADS*

Neste trabalho a formação de clusters se divide em um mecanismo para escolha de cluster-heads e num procedimento para nodos avulsos se tornarem membros de cluster. Quanto à escolha de cluster-heads, duas abordagens foram estudadas:

- i) *Auto-eleição*: nodos se auto-elegem para serem cluster-heads. A decisão sobre tornar-se cluster-head se baseia em uma métrica para medir a qualidade dos enlaces para com seus nodos vizinhos avulsos. Esta abordagem está descrita na seção 4.2.1.
- ii) *Votação*: nodos são eleitos pelos seus vizinhos para se tornar cluster-heads. Isso acontece se o nodo receber uma quantidade mínima de votos de seus nodos vizinhos. Esses votos são incluídos nas mensagens enviadas por cada nodo, o que acontece usualmente uma vez por ciclo de transmissão. Esta abordagem está descrita na seção 4.2.2.

Em ambas abordagens, um nodo pode se tornar *cluster-head* se não for membro de um *cluster*, conforme condição mostrada na linha 2 do algoritmo 4.1. Para que isso ocorra, entretanto, deve haver um indicativo de qualidade. Isso é expresso pela função *goodCandidate()* (linha 3 do algoritmo), a qual depende da abordagem de escolha de *cluster-head* considerada. Além disso, deve haver um superquadro disponível para ser alocado pelo novo *cluster* (linhas 4 a 6). Se qualquer uma dessas condições não for verificada, o nodo em questão permanece como nodo comum. O algoritmo 4.1 é executado no início de cada ciclo de transmissão.

---

### Algorithm 4.1 Algoritmo para um nodo se tornar cluster-head

---

```

1: procedure ONCYCLESTART ▷ executado no início de um ciclo de transmissão
2:   if nodeType = SINGLE_NODE AND nodeCluster < 0 then ▷ se nodo comum e sem cluster
3:     if goodCandidate() then ▷ se bom candidato a cluster-head
4:       mySF ← getFreeSuperframe() ▷ tenta alocar um superquadro
5:       if mySF >= 0 then ▷ se conseguiui alocar um superquadro
6:         switchToClusterHead() ▷ torna-se cluster-head
7:       end if
8:     end if
9:   end if
10: end procedure

```

---

### 4.2.1 Abordagem por auto-eleição

Na abordagem por auto-eleição, um nodo pode se eleger automaticamente para se tornar um cluster-head, sem qualquer negociação com nodos vizinhos. A ausência de negociação não significa que não ocorra intercâmbio de informações entre os nodos, mas sim que não há trocas de mensagens que impliquem manutenção de estado global entre os nodos envolvidos. As informações compartilhadas entre nodos são divulgadas de forma assíncrona, e armazenadas localmente por cada nodo, que assim pode utilizá-las para decidir se deve ou não se tornar um cluster-head. Nesse sentido, o HCT-MAC se inspirou no RT-MAC, apresentado na seção 2.3.1.4, que inclui em suas mensagens informações para ajudar os nodos vizinhos a coordenarem seus acessos ao meio.

Para que a auto-eleição ocorra, as seguintes condições precisam ser satisfeitas:

- i) *Ausência de cluster-head na vizinhança*: um nodo avulso pode decidir se tornar ele próprio um cluster-head. Como mais de um nodo na vizinhança pode estar na mesma situação, vários *clusters* podem ser iniciados. Torna-se então necessária uma resolução de conflito para reduzir a possibilidade de uma densidade excessiva de *clusters*.
- ii) *Superquadro disponível*: para que um nodo de fato se torne *cluster-head*, deve existir ao menos um superquadro disponível dentro do ciclo de transmissão (ver figura 14).
- iii) *Métrica de qualidade*: para decidir se tornar um CH, um nodo deve conseguir medir a qualidade dos enlaces com seus nodos adjacentes e compará-la com as desses nodos. Assim, torna-se necessária a definição de uma métrica de qualidade, denominada NQ (*Neighborhood Quality*), e o compartilhamento de seu valor entre nodos vizinhos para fins de comparação.

A formação de clusters com auto-eleição e competição pode ser vista com mais detalhes na MEF (Máquina de Estados Finitos) da figura 21. Os estados em que um nodo pode se localizar são *Nodo Avulso*, em que opera somente em modo baseado em disputa e *Cluster-head*, em que assume o papel de cluster-head. Como se vê na MEF, um nodo inicia como *Nodo Avulso*, podendo se tornar *Cluster head* se sua qualidade de vizinhança NQ for a maior dentre seus nodos adjacentes e se houver superquadro disponível a ser alocado (MIN\_SQ é um parâmetro que define a quantidade mínima de superquadros

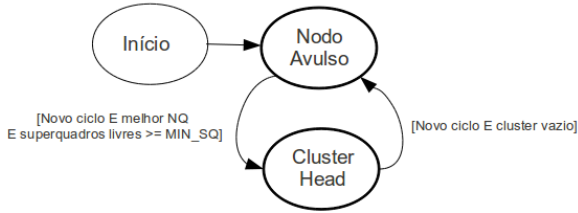


Figura 21 – MEF para a escolha de cluster-head com auto-eleição

que devem ficar disponíveis para acesso com disputa). Uma vez *Cluster head*, um nodo volta a ser *Nodo Avulso* se seu cluster se tornar vazio, ou se houver um conflito de superquadro e não houver mais superquadros disponíveis. Como se pode notar, na auto-eleição em nenhum momento um nodo negocia com seus nodos vizinhos para se tornar cluster-head. A decisão de um nodo sobre eleger-se cluster-head depende somente da coleta de informações sobre sua vizinhança. Essas informações dizem respeito às qualidades dos enlaces dos nodos vizinhos em relação ao candidato a cluster-head.

Na abordagem com auto-eleição, a escolha de cluster-heads se ampara na métrica NQ. Seu valor reflete a quantidade de nodos vizinhos com que um nodo pode se comunicar com boa qualidade de enlace - i.e. com baixa probabilidade de erros de transmissão. Essa métrica pode assumir valores entre 0 (nenhum nodo vizinho com boa qualidade de enlace) e 1 (máxima quantidade de nodos vizinhos, e todos com máxima qualidade de enlace). número de cluster-heads devem ser auto-eleitos dependendo de seus valores de NQ.

Em uma implementação ideal dessa abordagem, cada nodo deve ser capaz de comparar seu valor de NQ com aqueles calculados por seus vizinhos. Desta forma, os nodos cujos valores de NQ sejam os melhores dentro de suas vizinhanças devem tornar-se cluster-heads. No melhor caso, a quantidade de cluster-heads na rede deve ser maximizada, o que favoreceria que mais nodos possam ingressar nos respectivos clusters. Assim, assumindo que o protocolo MAC consiga implementar perfeitamente essa abordagem, a auto-organização resultante na rede pode ser modelada como um problema de programação linear inteira conforme a formulação 4.1. Nessa formulação, as possíveis soluções para as variáveis  $C_j$  representam os cluster-heads a surgirem em uma rede, e a quantidade de cluster-heads  $\sum_{i=1}^N C_i$  deve ser maximizada respeitando-se as restrições dadas pela topologia da rede. A primeira restrição define que os cluster-heads devem ter valores de NQ, representados nas variáveis  $Q_i$ , maiores do que aqueles apresentados por nodos comuns adjacentes. A segunda e terceira restrições definem que há no máximo  $C_{max}$

cluster-heads capazes de se interferirem, i.e. em torno de qualquer cluster-head existem no máximo  $C_{max} - 1$  cluster-heads até dois saltos de distância.

$$\text{Maximize } \sum_{i=1}^N C_i$$

s.a.

$$Q_i + (C_j - 1)m_{ij} \cdot Q_j \geq C_i - 1, \forall i, j \in \mathbb{I}$$

$$\sum_{j=1}^N L_{ij}C_j < C_{max} - C_i, \forall i \in \mathbb{I}$$

$$\sum_{j=1}^N \sum_{k=1}^N L_{ij}L_{jk}C_k < C_{max} - C_i, \forall i \in \mathbb{I}$$

(4.1)

sendo que:

$\mathbb{I} = \{x \in \mathbb{N}/1 \leq x \leq N\}$  é o conjunto de índices dos  $N$  nodos.

$C_j \in \{0, 1\}$ ,  $C_j = 1$  se nodo  $j$  for um cluster-head.

$m_{ij} \in \{0, 1\}$  /  $m_{ij} = \lceil q_{ij} - L_{ref} \rceil$ ,  $m_{ij} = 1$  se o valor LQ do nodo  $j$  medido pelo nodo  $i$  tiver valor aceitável.

$L_{ij} \in \{0, 1\}$  /  $L_{ij} = \lceil q_{ij} - L_{min} \rceil$ ,  $L_{ij} = 1$  se as transmissões do nodo  $j$  podem interferir nas transmissões do nodo  $i$ .

$Q_i \in [0, 1]$  é o valor NQ do nodo  $i$ .

$L_{ref}$  é o menor valor aceitável de LQ.

$L_{min}$  é o menor valor de LQ capaz de causar interferência nas transmissões entre nodos.

$C_{max}$  é a maior quantidade de clusters até dois saltos de distância, sendo que  $C_{max}$  deve ser menor que a quantidade de superquadros por ciclo de transmissão.

Para que nodos possam comparar seus valores de NQ com de seus vizinhos, e assim decidirem se são bons candidatos a cluster-head, os valores de NQ devem ser compartilhados. Cada nodo precisa definir seu valor de NQ a cada ciclo de transmissão, calculando-o a partir das qualidades de enlace de seus nodos vizinhos conforme descrito na subseção 4.2.1.1. Cada mensagem que um nodo enviar deve assim possuir seu valor NQ incluído no campo  $NQ$  do cabeçalho HCT-MAC, mostrado na figura 15. Desta forma, todos os nodos podem calcular continuamente seus valores NQ e divulgá-los para todos os demais nodos em seus alcances. Com isso os nodos podem comparar seus

valores NQ com os valores recebidos de seus vizinhos, tendo assim subsídios para decidirem sobre suas condições para se tornarem cluster-heads.

#### 4.2.1.1 Qualidade de Vizinhança (NQ)

A métrica NQ possui um papel chave na abordagem da auto-eleição, pois a escolha de bons candidatos a cluster-head depende de sua estimativa. Isso evita que muitos nodos tentem se tornar cluster-heads, o que geraria muitos clusters e aumentaria a chance de interferência entre seus superquadros. Caso isso aconteça, a formação de clusters teria convergência mais lenta. Além disso, vizinhanças com boa qualidade também resultam em clusters estáveis, onde nodos permanecem mais tempo como membros de cluster, pois reduz-se a probabilidade de erros de transmissão no escopo de cluster.

A métrica NQ deve expressar tanto a quantidade de nodos adjacentes com qualidades de enlace aceitáveis, quanto essas qualidades de enlace. Na abordagem da auto-eleição, definiu-se a métrica NQ de forma a dar maior peso à quantidade de nodos vizinhos com qualidade de enlace aceitável (LQ). Assim, dados dois nodos avulsos quaisquer, aquele com maior quantidade de vizinhos com bom LQ terá um maior valor de NQ. Se houver empate na quantidade de vizinhos com bom LQ, a média dos valores de LQ fará o desempate. Essa regra pode ser vista na equação 4.2, em que  $Q_i$  corresponde ao valor de NQ para o nodo  $i$ ,  $q_{ij}$  é o valor LQ do nodo  $j$  medido pelo nodo  $i$ , e  $L_{ref}$  é o valor mínimo de LQ aceitável. Como se pode ver, à quantidade de vizinhos com bom LQ soma-se a média dos valores LQ aceitáveis, e para que  $Q_i \in [0, 1]$  divide-se o resultado pela quantidade total de nodos  $N$ .

$$Q_i = \frac{1}{N} \left[ \frac{\sum_{j=1}^N [q_{ij} - L_{ref}] \cdot q_{ij}}{\sum_{j=1}^N [q_{ij} - L_{ref}]} + \sum_{j=1}^N [q_{ij} - L_{ref}] \right] \quad (4.2)$$

O cálculo de NQ depende da estimativa acurada da qualidade de enlaces individuais. Como discutido na subseção 2.4, um estimador para uma rede com nodos móveis deve fornecer estimativas que balanceiem responsividade, para se adaptar rapidamente a mudanças devido a movimentações de nodos, e estabilidade, para evitar oscilações fortuitas devido a interferências momentâneas. Esse estimador deve também ser bidirecional, e isso fica evidente ao se considerar seu uso para a definição de NQ. Para um nodo, um valor de NQ alto indica que todas as mensagens enviadas pelos potenciais nodos membros de seu cluster têm probabilidade alta de serem corretamente recebidas, e que todas as mensagens que transmitir serão recebidas por esses

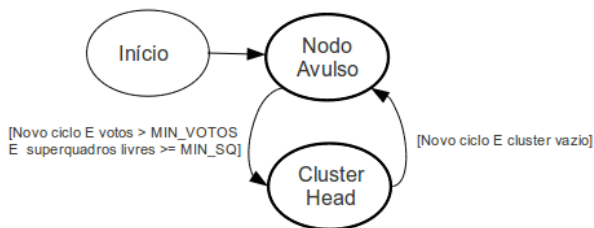


Figura 22 – MEF para a escolha de cluster-head com votação

nodos membros. Assim, o estimador de qualidade de enlace a ser utilizado deve atender esses requisitos para possibilitar que os valores de NQ sejam acurados.

#### 4.2.2 Abordagem por votação

Uma segunda abordagem para a escolha de cluster-heads baseia-se na eleição por nodos vizinhos. Ao invés de um nodo comparar seu valor NQ com os de seus nodos vizinhos, como na abordagem por auto-eleição, um nodo deve receber uma quantidade mínima de votos para poder se tornar cluster-head. Esta abordagem tem como princípio fazer com que a escolha de cluster-heads seja simétrica. Isso significa que a eleição deve se amparar tanto na medição que o candidato a cluster-head faz das qualidades de enlace de seu vizinhos, quanto na percepção que seus vizinhos têm sobre a qualidade de suas transmissões. Desta forma, cluster-heads que forem iniciados podem contar com a entrada dos nodos eleitores em seus cluster.

A MEF exibida na figura 22 descreve o funcionamento da abordagem por votação. A principal diferença em relação à MEF da abordagem por auto-eleição (figura 21) reside na transição entre os estados *Nodo Avulso* e *Cluster Head*. Na nova abordagem, essa transição é disparada quando um novo ciclo de transmissão se inicia e um nodo possui uma quantidade suficiente de votos recebidos.

Os votos recebidos são contabilizados durante o ciclo imediatamente anterior, sendo que apenas votos de eleitores com bom valor LQ são aceitos. Assim, a contagem de votos corresponde à percepção do candidato a cluster-head sobre sua qualidade de vizinhança. Por outro lado, nodos votam em vizinhos que apresentaram melhor valor de LQ no ciclo anterior. Cada nodo inclui o identificador do nodo votado no campo *cluster* do cabeçalho HCT-MAC das mensagens transmitidas (ver figura 15).

De forma semelhante à abordagem por auto-eleição, a auto-organização na rede resultante da abordagem por votação pode ser descrita por um problema de programação linear inteira de acordo com a formulação 4.3. Assim como na abordagem por auto-eleição, deve-se maximizar a quantidade de cluster-heads  $\sum_{i=1}^N C_i$  (a variável  $C_i$  assume valor 1 se o nodo  $i$  for cluster-head, e 0 caso contrário), porém sujeita a algumas restrições. A primeira delas define que nodos cuja soma de votos recebidos  $\sum_{j=1}^N V_{ji}$  for menor que  $V_{min}$  não podem ser cluster-heads. A segunda restrição define que um nodo  $j$  escolhe o seu nodo vizinho  $i$  com melhor LQ  $q_{ji}$  para receber seu voto (i.e.  $V_{ji} = 1$ ). As duas últimas restrições limitam a  $C_{max}$  a quantidade máxima de cluster-heads no alcance de dois saltos.

$$\text{Maximize } \sum_{i=1}^N C_i$$

s.a.

$$\sum_{j=1}^N V_{ji} \geq C_i \cdot V_{min}, \forall i \in \mathbb{I}$$

$$q_{ji} - q_{jk} \geq V_{ji} - 1, \forall i, j, k \in \mathbb{I}$$

$$\sum_{j=1}^N L_{ij} C_j < C_{max} - C_i, \forall i \in \mathbb{I}$$

$$\sum_{j=1}^N \sum_{k=1}^N L_{ij} L_{jk} C_k < C_{max} - C_i, \forall i \in \mathbb{I}$$

(4.3)

sendo que:

$\mathbb{I} = \{x \in \mathbb{N} / 1 \leq x \leq N\}$  é o conjunto de índices dos  $N$  nodos.

$C_i \in \{0, 1\}$ ,  $C_i = 1$  se nodo  $i$  for cluster-head.

$V_{ji} \in \{0, 1\}$ ,  $V_{ji} = 1$  se nodo  $j$  vota no nodo  $i$ .

$q_{ij} \in [0, 1]$  é o valor LQ do nodo  $j$  medido pelo nodo  $i$ .

$L_{ij} \in \{0, 1\}$ ,  $L_{ij} = \lceil q_{ij} - L_{min} \rceil$ ,  $L_{ij} = 1$  se as transmissões do nodo  $j$  podem interferir nas transmissões do nodo  $i$ .

$L_{min}$  é o menor valor de LQ capaz de causar interferência nas transmissões entre nodos.

$C_{max}$  é a maior quantidade de clusters até dois saltos de distância, sendo que  $C_{max}$  deve ser menor que a quantidade de superquadros por ciclo de transmissão.



Parâmetro	Valor
Potência de transmissão	-5 dBm
Distância de referência ( $d_0$ )	10 m
Perda em $d_0$	55 dBm
Expoente de decaimento	2.4
Coefficiente de ruído ( $\sigma$ )	5

Tabela 2 – Parâmetros do modelo de sinal usados na comparação entre votação e auto-eleição

$V_{min} \in \mathbb{N}^+$  é a quantidade mínima de votos necessária para que um nodo possa se tornar cluster-head.

### 4.2.3 Comparação entre votação e auto-eleição

As abordagens de escolha de cluster-head por auto-eleição e por votação podem ser comparadas previamente mediante a obtenção de soluções para os problemas de programação linear inteira descritos pelas formulações 4.1 (auto-eleição) e 4.3 (votação). Essa análise visa estimar a quantidade de cluster-heads escolhidos usando cada abordagem.

Assim, ambas formulações foram aplicadas a cenários compostos por redes com topologias aleatórias, de forma a obter uma possível solução para cada rede. As soluções obtidas não foram ótimas, pois aplicaram-se somente as restrições descritas nas formulações (i.e. ignorou-se a função de maximização). Isso teve por objetivo aproximar as soluções do que se obteria com implementações dessas abordagens em um protocolo. Nesse caso, com um protocolo real cada nodo não teria necessariamente todas as informações sobre as qualidades de enlaces dos demais nodos, uma vez que suas medições se restringem a sua vizinhança. Desta forma, ao contrário das formulações do problema, com tal protocolo as decisões sobre escolha de cluster-heads devem ser tomadas com base nas informações locais de cada nodo (i.e. conjunto de nodos adjacentes).

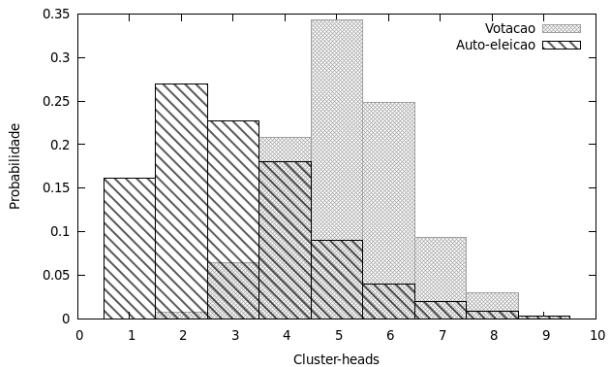
Foram considerados como cenários redes com diferentes quantidades e densidades de nodos, conforme a tabela 3. Um cenário corresponde a uma área quadrada com lados de comprimentos indicados na tabela. Para cada cenário foram geradas redes com diferentes quantidades de nodos dispostos aleatoriamente. As densidades correspondem às quantidades médias de nodos adjacentes para cada rede. Para se calcular a qualidade de enlace foi usado o estimador F-LQE (vide seção 2.4). Já para calcular o alcance de

Cenário	Dimensões	Nodos	Densidade
1	250 m x 250 m	40	7.2
		160	29.4
2	350 m x 350 m	40	3.8
		160	15.2
3	450 m x 450 m	40	2.3
		200	11.9
4	600 m x 600 m	80	2.7
		240	8.3

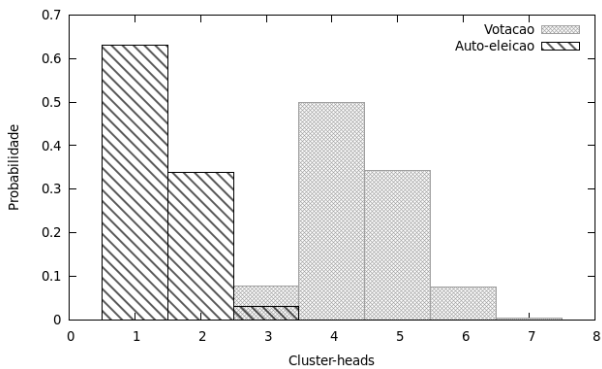
Tabela 3 – Parâmetros das redes usadas como cenários para a comparação entre auto-eleição e votação

transmissão entre nodos e aplicar o F-LQE foi adotado o modelo de sinal definido em (ZUNIGA; KRISHNAMACHARI, 2004). Os parâmetros para o modelo de sinal usados na simulação são descritos na tabela 2. Em todas as simulações, permitiram-se até seis cluster-heads interferentes até dois saltos (parâmetro  $C_{max}$  nas formulações 4.1 e 4.3). Os resultados obtidos foram expressos através de histogramas de frequência para as quantidades de cluster-heads. Para elevar o grau de confiança, as simulações foram repetidas 1000 vezes para cada rede.

Uma maior quantidade de cluster-heads favorece que mais nodos possam se tornar membros de cluster, desde que respeitando a restrição de quantidade máxima de cluster-heads interferentes. Assim, uma das medidas de desempenho escolhida para avaliar as abordagens de escolha de cluster-head se refere ao **número de cluster-heads gerados**. As figuras 23 a 26 mostram os histogramas para as quantidades de cluster-heads geradas, Respectivamente, nos cenários 1 a 4. Observando esses histogramas, nota-se que para densidades baixas a abordagem por auto-eleição gera uma maior quantidade de cluster-heads. Porém, à medida que a densidade da rede aumenta, a abordagem por votação a supera. Os resultados mostraram que a auto-eleição desempenhou melhor para densidades inferiores a 6, sendo que acima desse valor prevaleceu a escolha por votação. Como nessas simulações se restringiram a 6 os cluster-heads interferentes, foram realizadas novas simulações com outras quantidades máximas de cluster-heads interferentes.

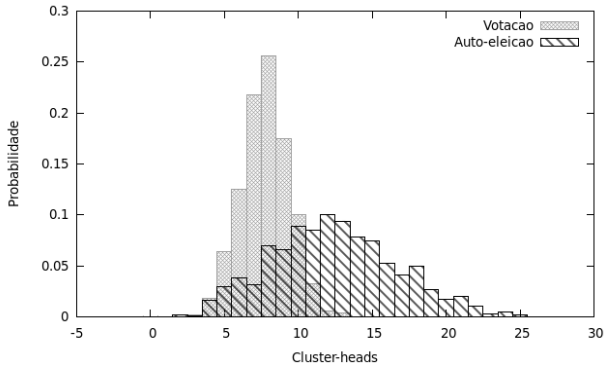


(a) 40 nodos

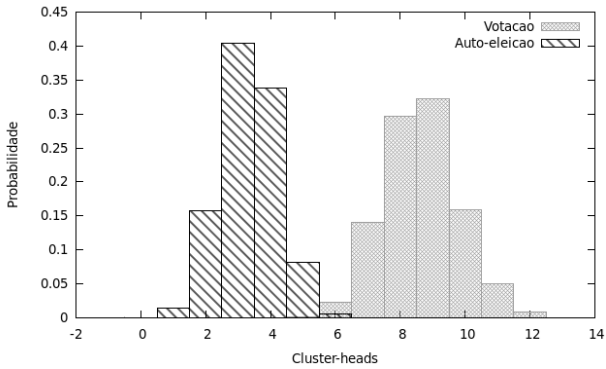


(b) 160 nodos

Figura 23 – Histogramas para o cenário 250 m x 250 m

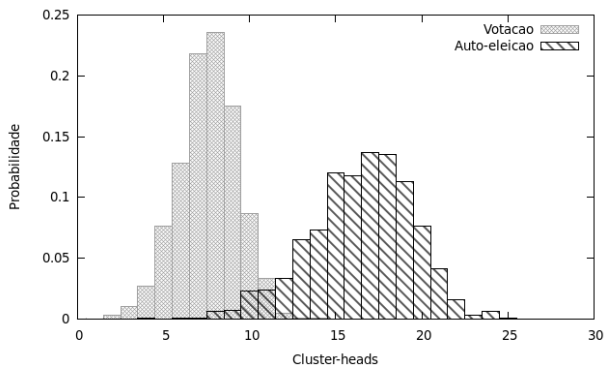


(a) 40 nodos

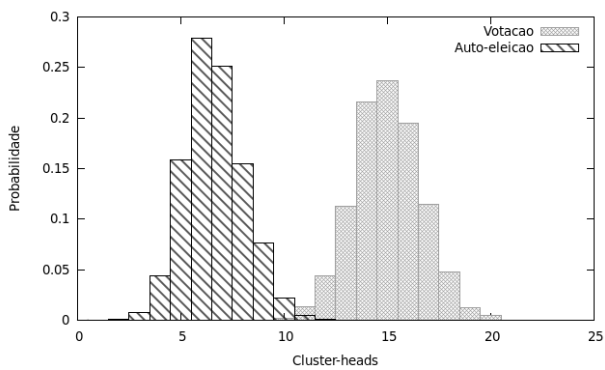


(b) 160 nodos

Figura 24 – Histogramas para o cenário 350 m x 350 m

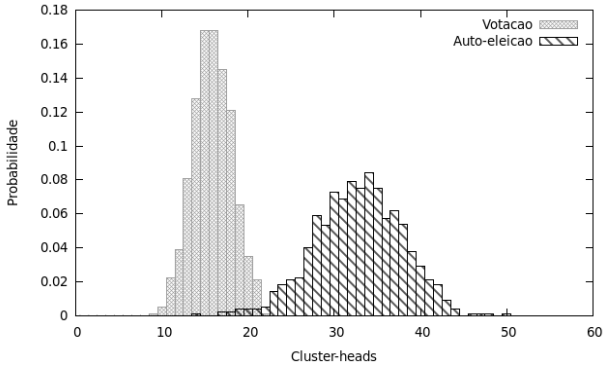


(a) 40 nodos

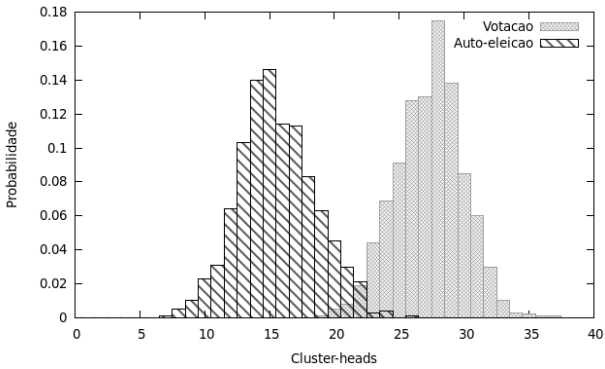


(b) 200 nodos

Figura 25 – Histogramas para o cenário 450 m x 450 m

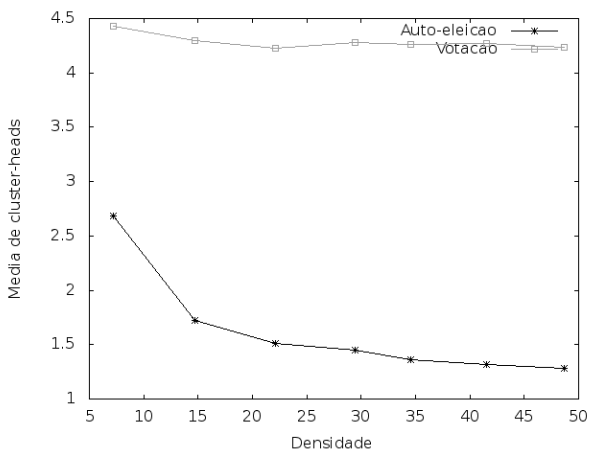


(a) 80 nodos

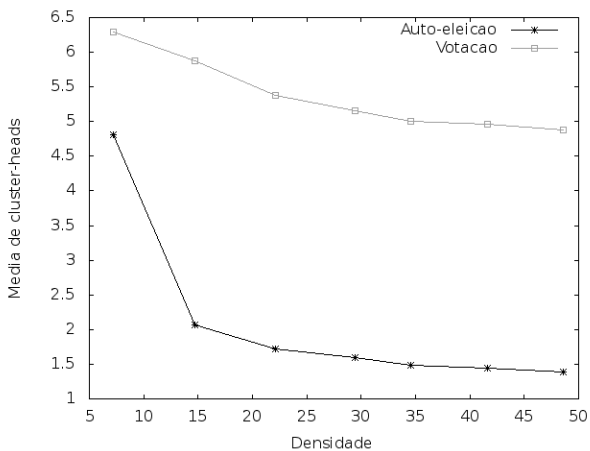


(b) 240 nodos

Figura 26 – Histogramas para o cenário 600 m x 600 m

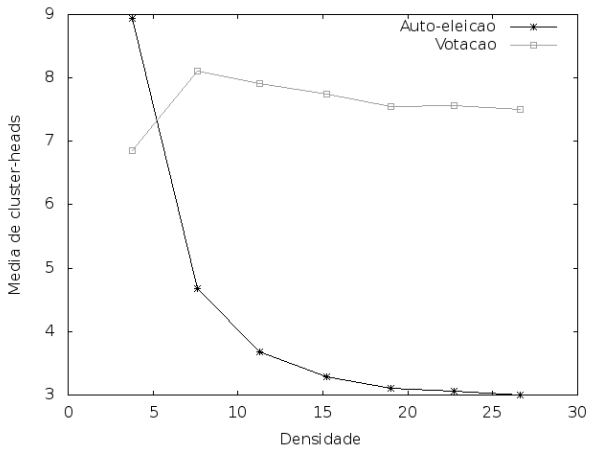


(a) 4 cluster-heads interferentes

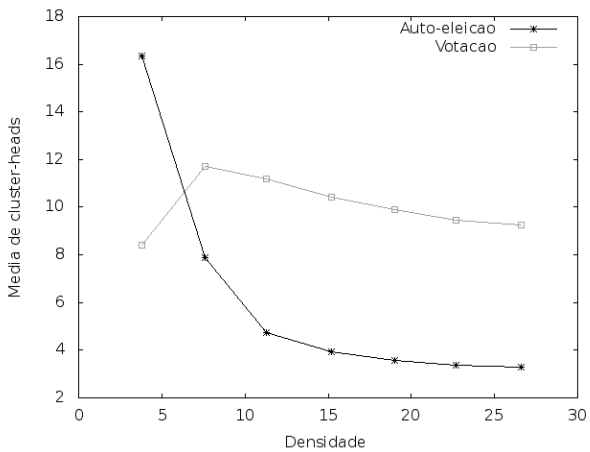


(b) 8 cluster-heads interferentes

Figura 27 – Número de cluster-heads em função das densidades das redes (cenário 250m x 250m)



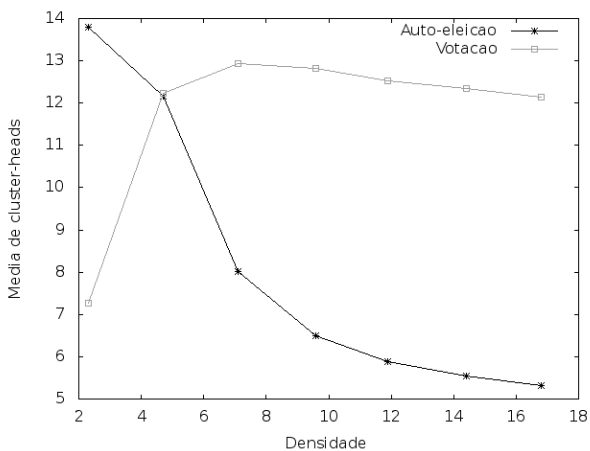
(a) 4 cluster-heads interferentes



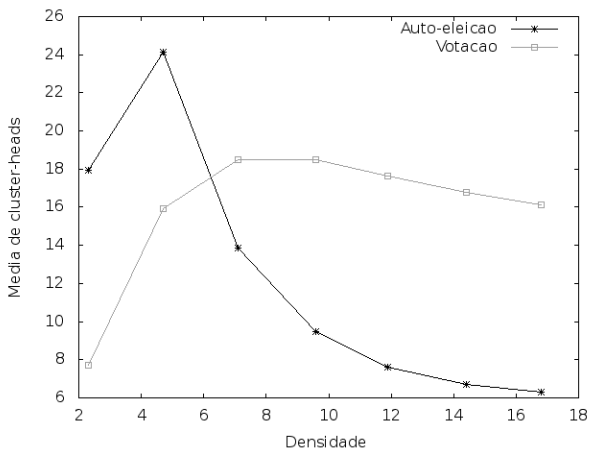
(b) 8 cluster-heads interferentes

Figura 28 – Número de cluster-heads em função das densidades das redes (cenário 350m x 350m)



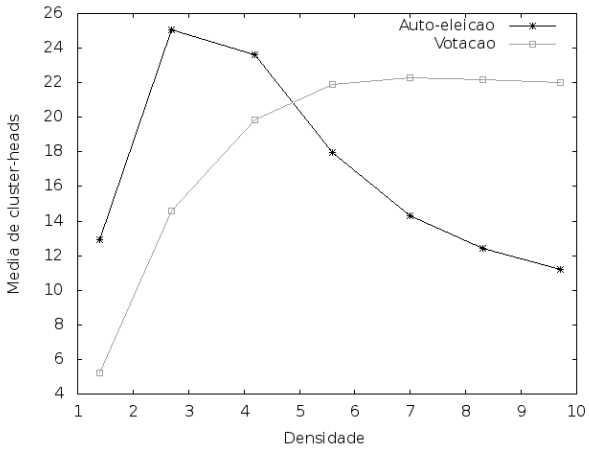


(a) 4 cluster-heads interferentes

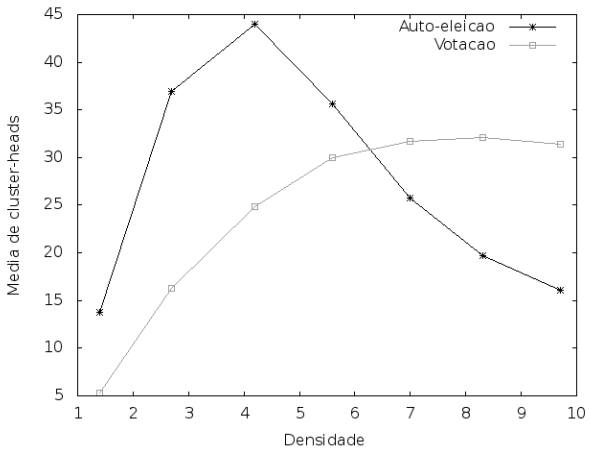


(b) 8 cluster-heads interferentes

Figura 29 – Número de cluster-heads em função das densidades das redes (cenário 450m x 450m)



(a) 4 cluster-heads interferentes



(b) 8 cluster-heads interferentes

Figura 30 – Número de cluster-heads em função das densidades das redes (cenário 600m x 600m)

A limitação na quantidade de cluster-heads interferentes até dois saltos (diretamente relacionado com número de superquadros por ciclo de transmissão) restringe a quantidade total de cluster-heads. Isso deve refletir nos resultados simulados para ambas abordagens de escolha de cluster-heads. As figuras 27 a 30 comparam as quantidades de cluster-heads gerados com restrições de 4 a 8 cluster-heads interferentes para cada um dos cenários. Essas simulações confirmam o melhor desempenho da abordagem por votação para maiores densidades, porém o limiar em que essa abordagem supera a abordagem por auto-eleição se desloca com a limitação de cluster-heads interferentes. À medida que se permitem mais cluster-heads interferentes, aumenta o limiar em que a abordagem por votação se desempenha melhor.

Os resultados das simulações numéricas sugerem que a votação pode propiciar melhores taxas de formação de cluster em redes densas. Em redes com densidade menor, a abordagem por auto-eleição pode apresentar desempenho melhor na formação de clusters. Tendo em vista esses resultados, a escolha de cluster-heads no HCT-MAC combinou ambas abordagens, porém priorizando a votação.

#### **4.2.4 Abordagem mista: votação com auto-eleição**

Após a realização dos experimentos, concluiu-se que a melhor alternativa para a escolha do cluster-head seria a adoção de uma abordagem mista. Neste caso, normalmente nodos tentam se tornar cluster-heads usando abordagem por votação, porém podem usar a abordagem por auto-eleição se um número predefinido de superquadros já foi alocado. Além disso, somente nodos que receberam ao menos um voto podem se auto-elegerem cluster-heads. Essa combinação privilegia a abordagem por votação, porém possibilita que um ou mais clusters se formem partindo da abordagem por auto-eleição. O pseudo-algoritmo 4.2 descreve a escolha de cluster-head, sendo que *minVotos* é a quantidade mínima de votos necessária para um nodo se tornar cluster-head com votação, e *ciclosTolerancia* é a quantidade mínima de ciclos que um nodo deve estar fora de cluster antes de tentar se tornar cluster-head com abordagem por auto-eleição.

---

**Algorithm 4.2** Escolha de cluster-head por abordagem mista: votação com auto-eleição
 

---

```

1: function GOODCANDIDATE
2:   if votos >= minVotos then
3:     tornaSeClusterHead()
4:   else if não membro de cluster há mais que ciclosTolerancia then
5:     if tem melhor NQ E votos > 1 then
6:       tornaSeClusterHead()
7:     end if
8:   end if
9: end function

```

---

### 4.3 ENTRADA DE NODOS EM *CLUSTERS*

Uma vez existindo cluster-heads na rede, os nodos avulsos podem tentar se tornarem membros dos respectivos clusters. Para isso devem alocar time-slots nos superquadros pertencentes aos clusters em que desejam ingressar. Assim, duas abordagens para ingresso em cluster foram estudadas:

- i) *Competição*: nodos avulsos tentam ingressar em clusters competindo pelos seus time-slots disponíveis. Essa competição se dá pelo envio de uma mensagem em um time-slot disponível a ser sorteado, e a posterior verificação do sucesso da transmissão de acordo com o que o cluster-head reportar ao final do superquadro. Um nodo avulso repete esse procedimento até que consiga obter uma confirmação de sucesso de transmissão, quando então se considera membro de cluster. Esta abordagem está descrita na subseção 4.3.1.
- ii) *Prealocação*: cluster-heads prealocam time-slots para seus nodos vizinhos avulsos que apresentem melhores qualidades de enlace. Assim, nodos avulsos ingressam em clusters em que existam time-slots a eles prealocados. Esta abordagem está descrita na subseção 4.3.2.

#### 4.3.1 Abordagem por competição

Um protocolo MAC tipo TDMA segmenta o tempo em unidades denominadas time-slots, sendo responsável por alocar time-slots aos nodos. Um aspecto crítico deste tipo de MAC é justamente como realizar essa alocação, especialmente se não houver um coordenador global para decidir que nodos usam quais time-slots. Neste caso, os nodos precisam obter uma forma de

consenso distribuído com respeito a suas solicitações de time-slots, o que implica a definição de uma estratégia de resolução de conflitos quanto às alocações.

Como topologia variável é uma característica fundamental em MANETs, inicialmente o protocolo HCT-MAC proposto explorou o conceito de acesso ao meio por competição para a alocação dos time-slots.

Na abordagem por competição, um nodo interessado em ingressar em um cluster disputa com outros nodos por um time-slot de seu superquadro. Se tiver sucesso e conseguir usar exclusivamente o time-slot escolhido, o nodo ganha a competição, i.e. passa a compor o cluster correspondente. Se a tentativa falhar, o nodo tenta novamente no próximo superquadro que iniciar, seja do mesmo cluster ou de outro. Com isso, a alocação de time-slots ocorre na forma de disputa, estando sujeita a conflitos entre nodos que estejam tentando ingressar no mesmo cluster

Para implantar esta abordagem, foi desenvolvido um algoritmo para a alocação de time-slots com competição, o qual se baseia na suposição de que um nodo consegue descobrir quais time-slots estão livres. Desta forma, esse nodo pode tentar transmitir em um time-slot escolhido por sorteio, e em seguida verificar se sua transmissão foi livre de erros. Para cada time-slot escolhido, o nodo pode assumir que conseguiu alocá-lo se não houve erro de transmissão. Para os time-slots em que ocorreram erros, o procedimento pode ser repetido até que todos os time-slots necessários tenham sido alocados ou, no pior caso, ser abortado caso não existam mais time-slots livres. Este algoritmo de atribuição de time-slots proposto neste trabalho funciona de forma distribuída, e possui um estágio com componente randômico. Seu objetivo é possibilitar a alocação iterativamente, até que esta estabilize - i.e. os nodos consigam alocar seus time-slots necessários. No entanto, para que possa ser realizado os nodos devem tanto poder descobrir que time-slots estão disponíveis, quanto conferir se suas transmissões foram bem sucedidas. No protocolo HCT-MAC essas são atribuições do cluster-head, que usa os quadros de controle SB e FB para cumpri-las.

Como visto na seção 3.1, o quadro SB usa o campo *Status map* como um mapa com os estados de alocação dos time-slots no superquadro, e portanto anuncia que time-slots estão livres e que nodos são donos dos time-slots ocupados. O quadro FB usa o campo *Status map* como um mapa de reconhecimento, que informa que time-slots contiveram transmissões válidas no superquadro, de acordo com o cluster-head. Entre esses dois quadros de controle os nodos membros do cluster podem transmitir em seus time-slots, e os nodos ingressantes no cluster podem tentar transmitir usando time-slots livres.

Um aspecto importante diz respeito à escolha do cluster em que um

nodo tenta realizar a alocação de *time-slot*. Para reduzir a probabilidade de que os quadros SB e FB eventualmente não sejam recebidos em ciclos de transmissão futuros, um nodo procura alocar um *time-slot* em um cluster com boa qualidade de enlace. Assim, ao receber um quadro SB um nodo verifica a qualidade de enlace do respectivo *cluster-head*, e somente se for aceitável tenta alocar um *time-slot*. Por outro lado, um *cluster-head* somente inclui uma confirmação no quadro FB se o quadro recebido em um dado *time-slot* tiver sido transmitido também por um nodo com boa qualidade de enlace.

O pseudo-código 4.3 mostra os procedimentos para ingressar em um cluster. Na linha 3 do procedimento *onSBreception(SB)*, executado quando um nodo recebe um quadro SB, se identifica com a função *checkSlot(SB, myID)* se há um *time-slot* para ser usado. A função *checkSlot(SB, myID)* verifica em *Status map* se há um *time-slot* alocado ao nodo e, caso contrário, sorteia um *time-slot* dentre os ainda disponíveis. O *time-slot* selecionado é usado para efetuar uma transmissão. Ao final do superquadro o *cluster-head* transmite um quadro FB, que contém em seu campo *Status map* um reconhecimento para cada transmissão identificada. Um reconhecimento é definido pelo identificador do nodo transmissor inserido na posição de *Status map* correspondente ao *time-slot* em que foi recebida a transmissão. Ao receber o quadro FB, conforme o procedimento *onFBreception(FB)*, o nodo confere se sua transmissão foi reconhecida. Se isto for verdade, então significa que nenhum outro nodo tentou usar o mesmo *time-slot*, e assim este pode ser considerado como alocado. Se outro nodo tivesse transmitido no mesmo *time-slot* e uma colisão tivesse ocorrido no *cluster-head*, ele não poderia reconhecer uma transmissão válida. Se a transmissão não for reconhecida, o nodo repete o procedimento no superquadro do próximo ciclo de transmissão. Já a liberação de um *time-slot* pode ser feita explicitamente, em que seu nodo proprietário a usa para enviar um quadro de controle, ou implicitamente, quando o *cluster-head* detecta que o *time-slot* não foi usado por um número consecutivo de ciclos de transmissão. Em ambos os casos, o *cluster-head* anuncia a disponibilidade do *time-slot* no próximo ciclo de transmissão, tão logo essas condições sejam verificadas.

O ingresso de membros de cluster com competição pode ser visto com mais detalhes na MEF contida na figura 31. Os estados em que um nodo pode se localizar são *Nodo Avulso*, em que opera somente em modo baseado em contenção, *Candidato a Membro*, em que tenta ingressar em um cluster e aguarda confirmação do *cluster-head*, e *Membro de Cluster*, em que opera em modo reserva de recursos sendo membro de um cluster. Como se vê na MEF, um nodo no estado *Nodo Avulso* pode se tornar *Membro de Cluster* se receber um anúncio de início de superquadro, contido em um quadro de controle SB enviado por um *cluster-head* nas imediações. O nodo entra no

---

**Algorithm 4.3** Alocação de time-slots com competição
 

---

```

1: procedure ONSBRECEPTION(SB)                                ▷ executado na recepção de um quadro SB
2:   if nodeCluster < 0 OR nodeCluster = getCluster(SB) then
3:     myTimeSlot ← checkSlot(SB, myID)
4:     if myTimeSlot ≥ 0 then                                    ▷ se possui um time-slot no superquadro deste cluster
5:       nodeCluster ← getCluster(SB)
6:       tslot ← 0                                              ▷ contador de time-slot de um superquadro
7:     else
8:       nodeCluster ← -1
9:     end if
10:  end if
11: end procedure

12: procedure ONFBRECEPTION(FB)                                ▷ executado na recepção de um quadro FB
13:  if nodeCluster = getCluster(FB) then                    ▷ ignora se quadro FB for de outro cluster
14:    ok ← checkAck(FB, myID)                                ▷ verifica se cluster-head confirmou a transmissão
15:    if ok < 0 then                                           ▷ cluster-head não reconheceu a transmissão
16:      nodeCluster ← -1
17:    end if
18:    myTimeSlot ← -1
19:  end if
20: end procedure

21: function CHECKSLOT(SB, myId)                                ▷ executado na recepção de um quadro SB
22:  aSlot ← getNodeSlot(SB, myID)                            ▷ obtém time-slot alocado ao nodo, de acordo com Status map
23:  if aSlot < 0 then                                          ▷ se não há time-slot alocado
24:    aSlot ← getFreeSlot(SB) ▷ sorteia um time-slot livre, de acordo com Status map contido em SB
25:  end if
26:  return aSlot
27: end function

```

---

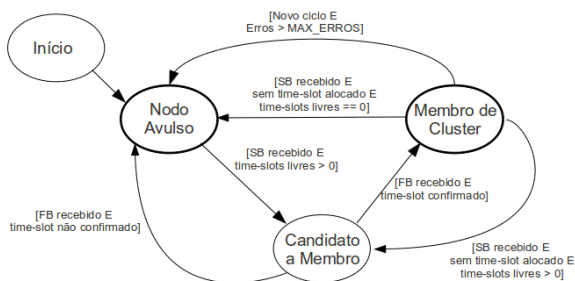


Figura 31 – MEF para o ingresso de membros de cluster com competição

estado *Candidato a Membro*, e sorteia um time-slot disponível, caso exista, usando-o para fazer uma transmissão. Se ao final do superquadro o cluster-head reportar via quadro de controle FB que detectou a transmissão naquele time-slot, então o nodo entra no estado *Membro de Cluster* (caso contrário retorna ao estado *Nodo Avulso*). Por fim, uma vez *Membro de Cluster* um nodo pode voltar ao estado *Nodo Avulso* se detectar um certo número de erros na manutenção do cluster. Esses erros incluem os não recebimentos de quadros de controle SB ou FB, e também transmissões não reconhecidas pelo cluster-head. Outra possibilidade de um nodo sair de *Membro de Cluster* e voltar a *Nodo Avulso* é o cluster-head não informar no quadro SB que o nodo possui um time-slot alocado. Nesse caso, o nodo ainda tenta realocar um time-slot e, se não tiver sucesso, volta a ser *Nodo Avulso*.

### **Análise numérica**

Como as alocações de time-slots e de superquadros efetuam-se por um algoritmo com um estágio aleatório, torna-se necessário investigar a convergência do procedimento de alocação. A perturbação na capacidade da rede para atender requisitos temporais, devido à alocação de time-slots ou superquadros, afeta apenas os nodos e *clusters* envolvidos, i.e. nodos que migram de *cluster* ou um novo *cluster* que se forma. Para os nodos e *clusters*, a perturbação em tese deve ser previsível, significando que o tempo que se leva para reorganizar alocações deve ser limitado. Porém como a alocação de time-slots ou superquadros se baseia em sorteios e contenção, com posterior verificação, não se pode garantir que se conclua dentro de um tempo aceitável e conhecido. Desta forma, foi deduzida uma formulação que possibilita o cálculo da distribuição de probabilidades do número de ciclos de transmissão até que uma alocação se estabilize.

Para calcular esta distribuição, devem-se conhecer as probabilidades para cada número de time-slots a serem alocados em um ciclo. Se  $n$  é o número de time-slots livres, e  $k$  o número de time-slots requeridos, deve-se calcular a probabilidade de  $j$  time-slots serem alocados em um ciclo, dada por  $P_j(n, k), \forall j \in [0, k]$ . A determinação dessas probabilidades  $P_j$  depende primeiro de uma análise combinatória dos  $n$  time-slots livres e  $k$  time-slots requeridos. A equação 4.4 fornece o número  $N_j(n, k)$  de possíveis combinações de  $k$  escolhas independentes dentro do conjunto de  $n$  time-slots livres, com  $j$  escolhas distintas, que correspondem aos  $j$  time-slots que são alocados com sucesso (sem colisões).



$$N_j(n, k) = \frac{P(k, j)}{j!(k-j)!} \cdot P(n, j) \cdot A(n-j, k-j) - \sum_{i=j+1}^k \binom{i}{j} \cdot N_i(n, k) \quad (4.4)$$

$$\text{com: } P(n, k) = \frac{n!}{(n-k)!}$$

$$A(n, k) = n^k$$

A equação 4.4 se aplica a um cenário em que  $k$  nodos tentam alocar um time-slot cada. Uma vez que são possíveis colisões entre quaisquer pares de time-slots escolhidos, esta equação representa o pior caso para a alocação de  $k$  time-slots. No entanto, se um nodo tenta alocar mais que um time-slot ao mesmo tempo, então reduz o número total de colisões possíveis. Mas mesmo numa situação como esta, as iterações tendem a convergir para o cenário em que cada nodo tenta alocar apenas um time-slot. Isto acontece devido às alocações parciais dos time-slots requeridos por cada nodo durante as iterações (ex: um nodo precisa de três time-slots, mas uma colisão ocorre em um deles, o que leva o nodo a tentar alocar somente um time-slot no próximo ciclo).

As probabilidades de alocarem-se  $j$  time-slots em um ciclo podem ser calculadas de acordo com a equação 4.5.

$$P_j(n, k) = \frac{N_j(n, k)}{A(n, k)}, \forall j \in [0, k] \quad (4.5)$$

Para obter as probabilidades dos números de ciclos para alocar todos os  $k$  time-slots, todas possíveis sequências de resultados devem ser enumeradas. Cada sequência representa os resultados de ciclos consecutivos, até que todos  $k$  time-slots sejam alocados. Seja  $S_m(n, k)$  uma sequência de resultados, obtida por ciclos sucessivos em que nodos tentam alocar  $k$  time-slots, definida pela equação 4.6.

$$S_m(n, k) = \{P_{j_i}(n_i, k_i)\} \quad (4.6)$$

$$(i, j_i) \in \mathbb{N}^2 \wedge j_i \in [0, k_i]$$

$$k_i = k_{i-1} - j_{i-1} \wedge k_i > 0$$

$$n_i = n_{i-1} - j_{i-1}$$

$$n_0 = n, k_0 = k$$

O conjunto  $S$  de todas as possíveis sequências  $S_m$  pode ser definido como:

$$S = \{S_m(n, k) / m \in \mathbb{N} \wedge S_r \neq S_s, \forall (r, s) \in \mathbb{N}^2 \wedge r \neq s\} \quad (4.7)$$

Portanto, a probabilidade  $P_{R_j}$  de  $k$  time-slots serem alocados em  $j$  ci-

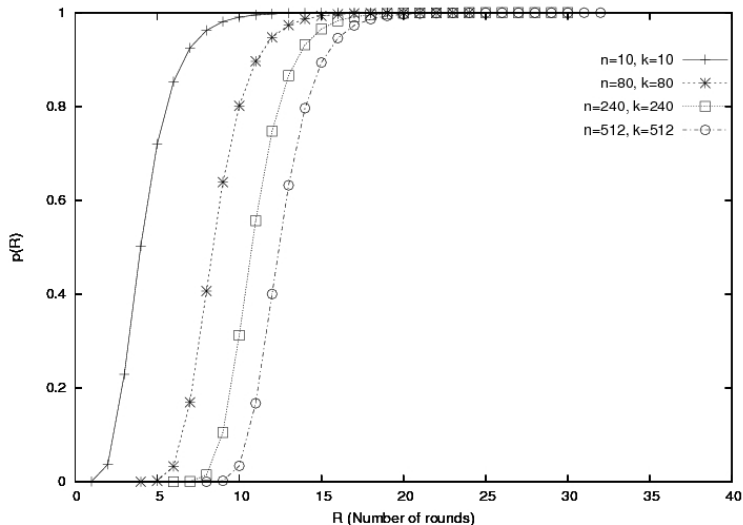


Figura 32 – Probabilidades acumuladas para número de ciclos para estabilizar a alocação

clo é:

$$P_{R_j} = \sum_{S_m \in Q_j} \prod_{p \in S_m} p Q_j = \{S_m \in S / \|S_m\| = j\} \quad (4.8)$$

A figura 32 mostra os resultados obtidos ao se aplicar a equação 4.4 para obter o número de ciclos necessário para alocar todos os time-slots, considerando quatro tamanhos de superquadros entre 10 e 512 time-slots. Uma propriedade importante mostrada no gráfico é a relação entre o progresso do tempo que se leva para alocar os time-slots e o tamanho do superquadro. Os espaçamentos entre as curvas mostra claramente que esse tempo progride mais lentamente que o tamanho do superquadro, e fica mais evidente na figura 33, que mostra o número de ciclos para se alocarem todos os time-slots de um superquadro, com grau de confiança de 99 %.

Usando os resultado previstos para o número de ciclos para alocar um determinado número de time-slots ou de superquadros, torna-se possível prever também quão responsivo pode ser o protocolo frente a mudanças de topologia. Uma nova topologia surge quando muda o conjunto de membros de um *cluster*, ou quando a vizinhança de um *cluster* varia. Em ambos os casos, uma modificação na alocação de time-slots ou superquadros é necessária. O tempo requerido para modificar a alocação (i.e. para se adaptar à nova topologia) pode ser calculado como o número de ciclos previsto, de acordo

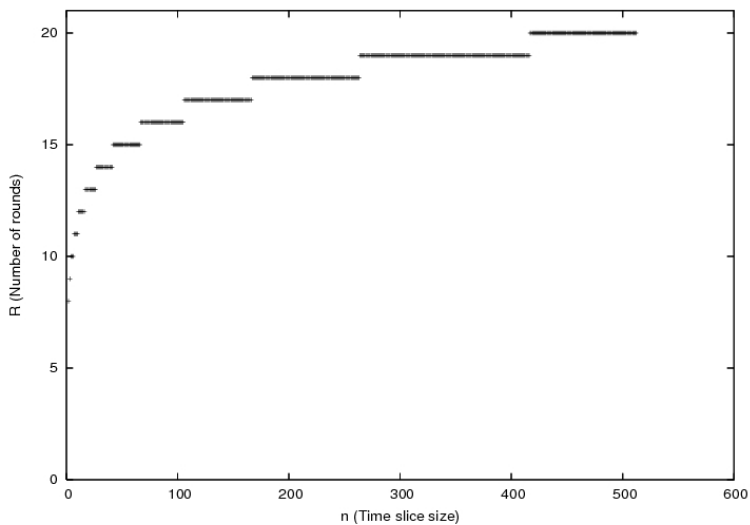


Figura 33 – Número de ciclos para estabilizar a alocação, com grau de confiança de 99%

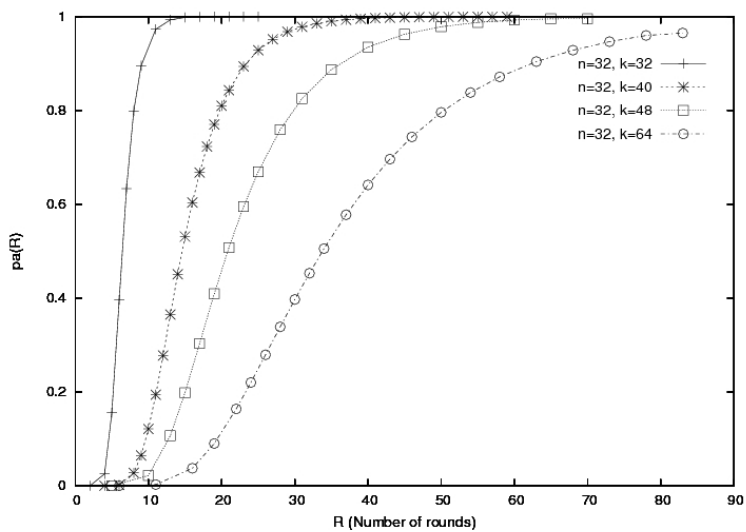


Figura 34 – Probabilidades acumuladas para número de ciclos para alocar  $k - 1$  time-slots em sobrecarga

com o número de  $k$  time-slots ou superquadros que precisam ser alocados, e  $n$  time-slots ou superquadros ainda disponíveis. A integração da equação 4.8 pode fornecer esse tempo máximo previsto para a adaptação, observando-se uma determinada confiança.

As equações 4.6 a 4.8 podem também ser usadas durante situações de sobrecarga, quando o número requerido de time-slots é maior que o disponível (i.e.  $k > n$ ). Com isto, pode-se determinar quanto tempo se leva para alocar parte dos time-slots requeridos, dado um grau de confiança. Na figura 34, quatro curvas ilustram a mudança da probabilidade acumulada à medida que a sobrecarga se intensifica, para  $n = 32$  e  $k \in \{32, 40, 48, 64\}$ . As curvas mostram que a alocação leva mais tempo para atingir o número máximo de time-slots alocados (no caso, 31 time-slots), ficando pior quando a sobrecarga aumenta. Um resultado importante é o fato que, na mesma situação, um número menor de time-slots  $k' < k$  é alocado mais rapidamente, o que pode ser calculado se  $k_0 = k'$  na equação 4.6. Isto significa que mesmo em sobrecarga significativa, um número razoável de time-slots pode ser alocada em um prazo aceitável.

### 4.3.2 Abordagem por prealocação

Na abordagem por competição, descrita na subseção 4.3.1, as transmissões de nodos que desejam se tornarem membros de cluster estão sujeitas a colisões em suas tentativas de alocação de time-slots. Não é incomum que existam mais nodos candidatos a membros de um determinado cluster do que *time-slots* disponíveis nesse cluster, configurando-se assim uma situação de sobrecarga (exemplificada na figura 34). Nesse caso, nem todos *time-slots* podem ser aproveitados, devido aos conflitos entre nodos que os disputam. Isso ocorre porque nodos escolhem o cluster onde tentam ingressar de acordo com a qualidade de enlace (LQ) do respectivo cluster-head, e assim um determinado cluster-head pode parecer melhor para um grande número de nodos. Esses problemas potencialmente reduzem a taxa de clusterização da rede e aumentam o atraso de formação de cluster. Assim, para melhorar o desempenho da clusterização foi criada uma nova abordagem para o ingresso de membros de cluster que se baseia na prealocação de time-slots pelo cluster-head.

Na abordagem por prealocação, nodos não precisam disputar *time-slots* para se tornarem membros de cluster. A alocação de time-slot a um nodo é desempenhada pelo cluster-head, que seleciona seus nodos adjacentes avulsos com melhores valores de LQ para usarem os *time-slots* disponíveis (i.e. cluster-heads não prealocam *time-slots* para nodos que já são membros de outro cluster). Essa mudança no procedimento de ingresso em clusters

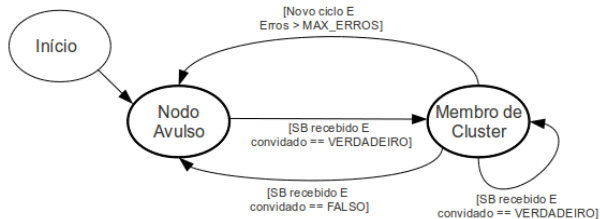


Figura 35 – MEF para o ingresso de membros de cluster com prealocação

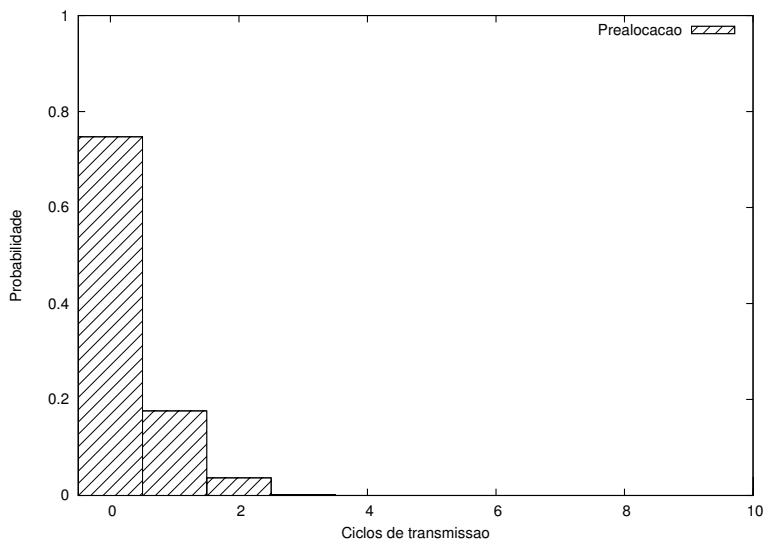
está evidenciada na MEF contida na figura 35, na transição entre os estados *Nodo Avulso* e *Membro de Cluster*. Como se pode notar, um nodo avulso verifica em cada quadro SB recebido se existe um *time-slot* a ele prealocado, tornando-se membro de cluster em caso afirmativo. Além disso, mesmo sendo membro de cluster um nodo confere em cada quadro SB recebido de seu cluster-head se ainda há um *time-slot* a ele alocado. Se o quadro SB de seu cluster não indicar um *time-slot* alocado, o nodo deixa de ser membro de cluster e volta a ser nodo avulso.

Essa abordagem confere maior poder ao cluster-head, a quem cabe decidir quem deve ser membro de seu cluster. Conseqüentemente, como os nodos não precisam disputar *time-slots*, não ocorrem colisões durante ingressos em clusters. O atraso para entrada em cluster fica limitado a um ciclo de transmissão, diferente da abordagem por competição, cujos atrasos variáveis foram descritos na subseção 4.3.1. Com isso obtém-se também um maior aproveitamento dos *time-slots* disponíveis, pois situações de sobrecarga são evitadas.

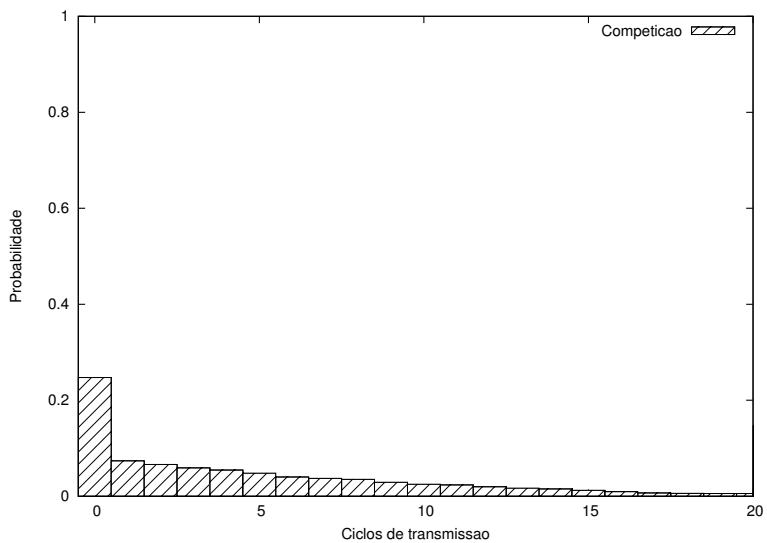
### Comparação das abordagens por competição e prealocação

As duas abordagens de entrada em cluster foram avaliadas por meio de uma análise numérica. A alocação de *time-slots* em uma rede com 30 nodos foi simulada com um ciclo de transmissão em que havia exatamente um *time-slot* por nodo. Nessa rede, 5 cluster-heads foram escolhidos dentre os nodos, de forma que tivessem suas vizinhanças compostas por nodos com as melhores qualidades de enlace. Por sua vez, as qualidades de enlace foram sorteadas dentro do intervalo  $[0, 1]$ , com assimetria dada por uma variação de até 0.1 entre as direções de um enlace entre um par de nodos. Essa rede foi simulada 1000 vezes, sorteando-se uma nova topologia a cada execução. Como resultados, foram obtidas as quantidades de ciclos que cada nodo precisou para se tornar membro de cluster (i.e. alocar um *time-slot*) e a quantidade de nodos que conseguiram entrar em um cluster.

Os histogramas exibidos na figura 36 mostram que com prealocação os nodos têm probabilidades maiores de alocarem *time-slots* com uma menor quantidade de ciclos. A figura 36(a) mostra que, uma vez estando em contato com um cluster-head, a grande maioria dos nodos obtém um *time-slot* ainda no primeiro ciclo de transmissão. Como cluster-heads prealocam *time-slots* para nodos vizinhos avulsos que apresentam melhores qualidades de enlace, pode acontecer de alguns receberem *time-slots* de mais de um cluster-head, enquanto outros nodos ficam sem *time-slots*. Como cada nodo aceita apenas um *time-slot*, tornando-se membro de um único cluster, *time-slots* que não forem usados podem ser prealocados no ciclo seguinte para outros nodos que continuem avulsos. Com isso, pode-se explicar porque alguns nodos levaram um ou dois ciclos adicionais para obter seus *time-slots*. Além disso, os histogramas contidos na figura 37 evidenciam que utilizando prealocação mais nodos conseguem alocar um *time-slot* e se tornarem membros de cluster. Simulações com redes com 60 nodos mostraram que essa diferença se acentua se a quantidade de nodos aumentar. Isso confirma a expectativa de que a prealocação deva apresentar um melhor desempenho na alocação de *time-slot*, uma vez que colisões são evitadas. Assim, a abordagem de prealocação foi escolhida uso no protocolo HCT-MAC.

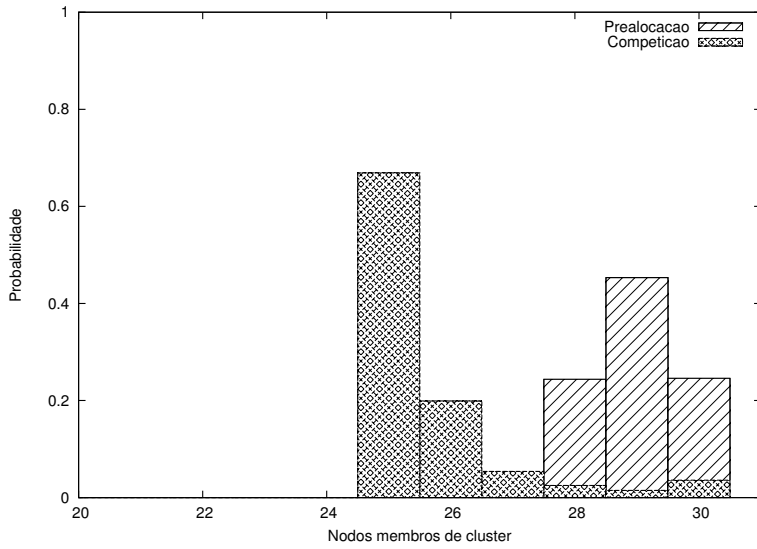


(a) Prealocação

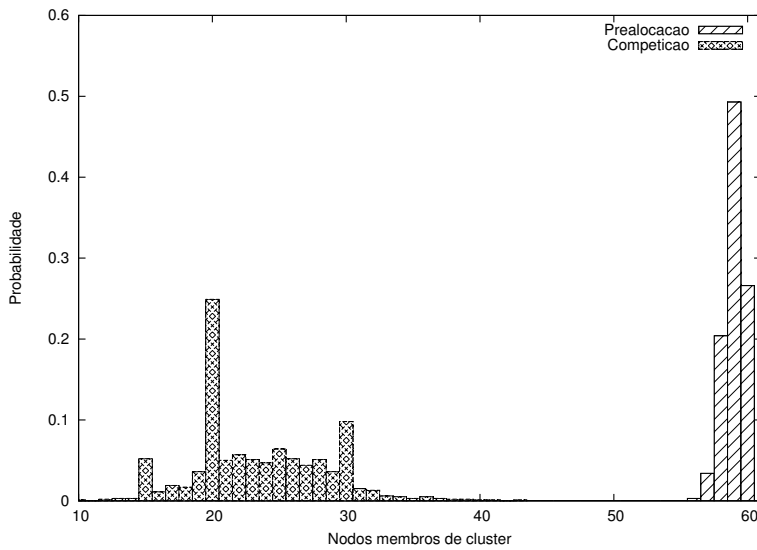


(b) Competição

Figura 36 – Distribuição da quantidade de ciclos necessários para alocação de *time-slot*



(a) Rede com 30 nodos



(b) Rede com 60 nodos

Figura 37 – Distribuição da quantidade de nodos membros de cluster



#### 4.4 FORMAÇÃO DE *CLUSTERS* NO PROTOCOLO HCT-MAC

A formação de clusters deve combinar um procedimento para escolha de *cluster-head* com outro para ingresso de nodos membros. Após avaliar as abordagens de escolha de cluster-head com auto-eleição e votação, concluiu-se na subseção 4.2.2 que a combinação de ambas apresenta um melhor desempenho. Quanto ao ingresso de nodos em clusters, concluiu-se na subseção 4.3.2 que a abordagem de prealocação pode formar cluster mais rapidamente, além de evitar a subutilização de superquadros que pode se manifestar quando existem mais nodos disputando *time-slots* do que *time-slots* disponíveis. Com isso, no HCT-MAC a formação de clusters foi definida combinando-se essas abordagens selecionadas, como descrito na MEF contida na figura 38 (*allocated*  $\geq$  *minAllocated* se refere à quantidade de superquadros alocados no ciclo de transmissão).

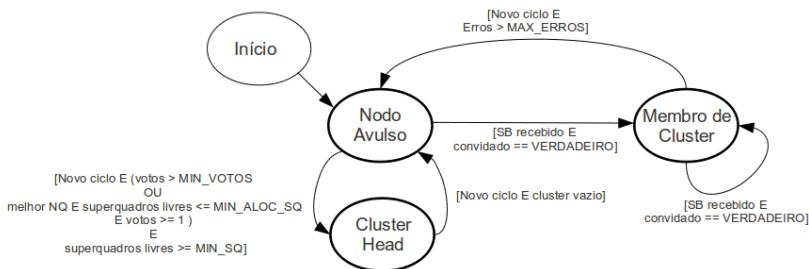


Figura 38 – Formação de clusters com votação e prealocação



## 5 SIMULACÕES E EXPERIMENTOS

Este capítulo tem por objetivo avaliar o protocolo HCT-MAC proposto com respeito a seu funcionamento e também benefícios que um protocolo de acesso ao meio coordenado pode proporcionar para aplicações móveis que se comunicam por meio de redes ad hoc. O desempenho de tal protocolo de acesso ao meio foi investigado com respeito à *utilização do meio e cumprimento de requisitos temporais*, e relacionado com seu mecanismo de coordenação de transmissões entre nodos. Como esse mecanismo depende da capacidade de auto-organização em *clusters*, foi investigado também em que medida o protocolo consegue auto-organizar nodos em *clusters* e qual o custo de tal mecanismo.

O estudo sobre o desempenho do HCT-MAC se baseou em simulações e experimentações práticas com um protótipo construído sobre uma plataforma composta por motes micaZ (CROSSBOW... , 2003). Esses dispositivos foram concebidos para serem nodos em redes de sensores, possuindo recursos computacionais limitados e um módulo de rádio. No entanto, a baixa resolução do relógio disponível nesses motes, combinada ao mecanismo de envio e recepção de mensagens pelo seu módulo de rádio, não possibilitou realizar experimentos com *time-slots* estreitos. Com isso, parte significativa dos *time-slots* foi desperdiçada, tornando os resultados sobre desempenho pouco significativos. Além disso, a quantidade limitada de motes disponíveis impediu a experimentação com cenários em que a auto-organização no HCT-MAC pudesse ser exigida, i.e. em que se pudessem observar as formações de *clusters* em topologias variadas. Devido a essas limitações, a avaliação de desempenho de fato foi realizada por meio de simulações.

Com respeito à utilização do meio, o desempenho esperado do HCT-MAC se situa entre aquele resultante de um MAC baseado puramente em disputa, tal como CSMA, e um MAC que use somente reserva de recursos, como TDMA. No caso de uma MAC TDMA, e assumindo que um quadro ocupe completamente um *time-slot*, se um ciclo de transmissão  $T$  possui  $N$  *time-slots*, um nodo pode receber no máximo  $N - 1$  quadros por ciclo. Usando um MAC baseado em disputa como CSMA, transmissões estão sujeitas a colisões à medida que nodos disputam o acesso ao meio. Se nodos transmitem mensagens periodicamente usando CSMA, com período  $T$ , o número esperado de mensagens que cada nodo recebe deve ser menor que  $N - 1$  devido às colisões. Uma vez que o HCT-MAC combina ambos modos de acesso ao meio, o número esperado de mensagens recebidas pelos nodos deve ser limitado superiormente por aquele apresentado por um MAC TDMA, e limitado inferiormente pelo valor resultante do uso de um MAC CSMA.

A formação de clusters no HCT-MAC tem papel fundamental para o acesso ao meio em modo reserva de recursos, em que se provê a transmissão de quadros em tempo limitado. Desta forma, uma segunda parte dos experimentos teve por objetivo medir tanto a taxa de clusterização em redes, quanto a duração do modo clusterizado nos nodos. Assim, ambas abordagens de formação de clusters, auto-eleição e votação, foram simuladas e comparadas nos cenários estudados.

## 5.1 PLATAFORMAS DE EXPERIMENTAÇÃO

Duas plataformas para experimentação foram desenvolvidas neste trabalho, sendo uma baseada em motes e outra em simuladores. A primeira delas foi composta de um protótipo construído com motes micaZ e sistema operacional tinyOS (LEVIS et al., 2005). A segunda foi criada com simuladores desenvolvidos usando o framework de simulação de rede Omnet++ (VARGA, 2001). Devido às limitações citadas no início deste capítulo, a avaliação de desempenho foi feita com experimentos de simulação.

A duração mínima de *time-slot* foi a principal limitação identificada na implementação do HCT-MAC na plataforma composta por motes e o sistema operacional tinyOS. Observou-se que mesmo utilizando valores considerados altos, quanto menor a duração do *time-slot*, pior tornou-se sua sincronização, como mostrado na tabela 4. Isso creditou-se à existência de atrasos entre a recepção ou envio de um quadro e a notificação para a aplicação, um efeito já identificado em outro trabalho (PEREIRA; ANDERSSON; TOVAR, 2007). Tal fato ocorreu devido à implementação dos componentes do TinyOS, os quais limitam o uso do rádio e provocam uma sobreutilização do mesmo para *time-slots* reduzidos (LEVIS et al., 2005). Como consequência, não foi possível usar *time-slots* inferiores a 20ms nos experimentos com motes.

Os simuladores usaram como camada física os modelos para rádio e canal de comunicação sem-fio providos no projeto Castalia (PHAM; PEDI-

Duração de <i>time-slot</i>	Porcentagem de quadros fora de sincronismo
20 ms	6 %
15 ms	20 %
10 ms	58 %
5 ms	92 %

Tabela 4 – Sincronização de *time-slots* na implementação com tinyOS e motes micaZ

ADITAKIS; BOULIS, 2007), que implementam um modelo de rádio compatível com IEEE 802.15.4 (IEEE, 2006) e um modelo de sinal conforme apresentado por (ZUNIGA; KRISHNAMACHARI, 2004). Esse modelo de sinal faz com que a taxa de recepção de pacotes (PRR) dependa da relação entre potência de sinal transmitido e a distância entre nodos transmissor e receptor, estando sujeita ainda a variações devido a ruído branco e interferências por transmissões de outros nodos (i.e. modelo de colisão aditiva). Sobre essa camada física criaram-se modelos de simulação para os protocolos de controle de acesso ao meio HCT-MAC e CSMA, dependendo do simulador. Nos modelos de simulação, o problema da limitação na duração mínima de *time-slot* foi resolvido. Por fim, os simuladores incorporaram uma aplicação que gerou tráfego composto por mensagens periódicas e de forma balanceada, para que em média os nodos recebessem as mesmas quantidades de mensagens. Essa aplicação transmitiu mensagens usando diretamente o protocolo MAC simulado. O suporte à mobilidade foi criado com um modelo específico para este estudo, em que nodos se movimentaram em uma trajetória circular e com velocidades aleatórias porém limitadas por um valor predefinido para cada simulação. Usando essa plataforma, dois simuladores foram criados para reproduzir os experimentos sobre utilização do meio e desempenho do protocolo HCT-MAC.

Um dos simuladores implementa o protocolo HCT-MAC com a opção de escolha da abordagem de formação de *clusters*. As duas abordagens apresentadas para escolha de cluster-heads na seção 4 foram simuladas, ambas combinadas com a abordagem de prealocação para a entrada de membros de cluster. Assim, o simulador para o HCT-MAC dispõe tanto da abordagem de auto-eleição, em que nodos tornam-se cluster-heads com base na métrica NQ, que mede suas qualidades de vizinhanças, quanto a abordagem de votação, em que nodos são votados por seus vizinhos para que se tornem cluster-heads. O outro simulador implementa um MAC CSMA não-segmentado que transmite quadros apenas em broadcast, dispensando assim a necessidade de reconhecimentos e retransmissões. O procedimento de *backoff* exponencial binário adotado seguiu a definição existente na norma IEEE 802.15.4 para CSMA não-segmentado. O recuo entra em ação quando um nodo detecta que o meio está ocupado ao tentar iniciar a transmissão de um quadro. Usando esses três simuladores, uma série de experimentos foi realizada para averiguação de seus desempenhos em cenários que exploram características das redes.

Os cenários para as simulações do HCT-MAC com as duas abordagens de clusterização e do CSMA exploram o tamanho e densidade espacial da rede e seu grau de mobilidade. Em cada cenário simulado, o simulador constrói uma rede composta por uma quantidade definida de nodos dispo-

<b>Parâmetro de Simulação</b>	<b>Valor</b>
Duração da simulação	120 s
Quantidade de nodos	40, 60, 80
Modelo de mobilidade	Círculo
Raio do círculo	10 a 300 m
Largura de pista	10 m
Velocidades	0 a 40 m/s
Sensibilidade do rádio	-95 dBm
Potência de transmissão	-5, -10 e -15 dBm
Ruído branco	-100 dBm
Expoente de decaimento (modelo de sinal)	2.4
Decaimento em $d0$ (modelo de sinal)	55 dBm
Distância de referência $d0$ (modelo de sinal)	10 m

Tabela 5 – Parâmetros Gerais de Simulação

tos aleatoriamente ao longo de um círculo, conforme mostrado na figura 39. Esse modelo procura representar redes em que nodos se movimentam em uma mesma direção e com velocidades similares, tais como veículos em estradas. A distância de cada nodo ao centro desse círculo é determinada por um raio definido como parâmetro de simulação, mais um valor aleatório que representa a largura de pista por onde transitam os nodos. Os nodos se movimentam todos na mesma direção e com velocidades uniformemente distribuídas dentro de um intervalo  $[V_{max}/2, V_{max}]$ , sendo  $V_{max}$  a velocidade máxima definida para uma dada simulação. Essas velocidades não variam ao longo de uma simulação. Os parâmetros gerais de simulação podem ser vistos na tabela 5, e os parâmetros específicos da aplicação para esses cenários está na tabela 6. Assim, nesses cenários que combinam valores para quantidade de nodos, raio de trajetória e velocidades máximas, a aplicação demonstrativa foi simulada para gerar uma carga de tráfego para investigar o desempenho do HCT-MAC.

As simulações foram realizadas utilizando conjuntos com diferentes quantidades de nodos, densidades espaciais e graus de mobilidade. As redes simuladas tiveram 40 ou 60 nodos. No primeiro caso, mesmo em redes com densidades altas existia ao menos um *time-slot* por nodo. No segundo caso, em densidades altas, parte dos nodos não teria um *time-slot* disponível, configurando-se situações de sobrecarga. Deve-se notar que em cada cenário simulado o período e tamanho das mensagens possibilitavam no máximo 48 mensagens por ciclo de transmissão, como pode ser conferido na tabela 6. Os

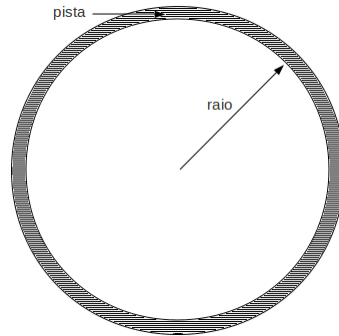


Figura 39 – Modelo de movimentação de nodos em círculo

<b>Parâmetro de Simulação</b>	<b>Valor</b>
Período de mensagens	48, 72, e 120 ms
Deadline	96, 144 e 240 ms
Tamanho de mensagem	16, 32 e 64 bytes

Tabela 6 – Parâmetros de Simulação de Aplicação

parâmetros do HCT-MAC, mostrados na tabela 7, foram ajustados de acordo com esse limite, sendo usados portanto ciclos compostos por 6 superquadros contendo 8 *time-slots* cada. O MAC CSMA usou um valor de *slot* (entendido como um intervalo usado como unidade de tempo no atraso de recuo) de  $9 \mu s$ , e limite de 10 retransmissões. Para variar a densidade espacial usaram-se três potências de transmissão do rádio, que resultaram em diferentes alcances de sinal, combinadas a valores de raio de trajetória do modelo de mobilidade entre 10 e 300 m, como pode ser visto na tabela 5. Por fim, as velocidades máximas dos nodos variaram entre 0 e 40 m/s, o que no modelo de mobilidade adotado resultou em velocidades relativas entre 0 e 20 m/s.

A simulação da aplicação de demonstração foi realizada de forma a se obter uma carga de tráfego balanceada na rede. Cada nodo gera mensagens periodicamente, com período e deadline definidos como parâmetros da simulação, e as envia tão logo possível para algum de seus vizinhos. Uma mensagem possui um prazo de entrega que caso seja ultrapassado causa o descarte da mensagem. Se houver mais de uma mensagem em um nodo aguardando para ser transmitida, elas são escalonadas com EDF (*Earliest Deadline First*).

<b>Parâmetro</b>	<b>Valor</b>
Duração de ciclo	48, 72 e 120 ms
Time-slot	1.0, 1.5 e 2.5 ms
Tamanho de superframe	8 time-slots
Quantidade de superframes	6

Tabela 7 – Parâmetros de Simulação do HCT

## 5.2 EXPERIMENTOS SOBRE COMPORTAMENTO E DESEMPENHO DO HCT-MAC

Os experimentos de simulação sobre o protocolo HCT-MAC investigaram a eficiência da realização oportunística de reserva de recursos entre agrupamentos de nodos sobre a utilização do meio e o cumprimento de requisitos temporais na transmissão de mensagens. Em cada experimento foram criados cenários com diferentes combinações de tamanho e densidade espacial de rede, e grau de mobilidade dos nodos. Cada cenário foi simulado usando as abordagens por auto-eleição e votação do protocolo HCT-MAC (ambas combinadas à abordagem de prealocação para ingresso de membros de cluster), e pela versão do MAC CSMA descrita na seção 5.1. Os experimentos foram realizados usando uma grade com 20 a 30 computadores, uma vez que a execução de cada cenário demandou entre 30 e 60 minutos, e cada experimento foi composto de 1200 a 3600 cenários. Dividiu-se a análise dos resultados quanto à utilização do meio e ao desempenho da auto-organização da rede.

### 5.2.1 Desempenho da utilização do meio

A utilização do meio propiciada por um protocolo MAC diz respeito à relação entre o tempo que o meio foi utilizado pra transmitir dados válidos, e o tempo total considerado. Idealmente a utilização do meio deveria ser 100 %, o que corresponderia à plena utilização da capacidade do canal. No entanto, diversos fatores relacionados com protocolos MAC reais fazem com que a utilização fique abaixo do ideal. No caso de protocolos MAC baseados em disputa, a arbitragem no acesso ao meio por meio de atrasos aleatórios, a ocorrência de colisões e o tempo gasto para recuperá-las, fazem com que parte do tempo disponível do canal de comunicação não seja aproveitado. Nos protocolos baseados em reserva de recursos, parte do tempo é desperdiçada para



realizar a alocação de porções do canal. Assim, para determinar a utilização do meio para um certo protocolo MAC, deve-se medir qual a fração do tempo disponível para transmitir seus quadros.

A utilização do meio pode ser determinada de forma analítica ou empírica. A abordagem analítica pode fornecer um resultado exato e possível de ser previsto para quaisquer combinações dos parâmetros de sistema envolvidos na análise. No entanto, as características de protocolos MAC reais não favorecem o uso de métodos analíticos sem que se façam simplificações que limitem a aplicabilidade da análise ou sem comprometer a precisão dos resultados previstos. Por outro lado, abordagens empíricas implicam a criação de cenários de experimentos em que se variam parâmetros do sistema e se medem variáveis indicadoras da utilização do meio resultante. Nesse caso, torna-se necessária uma análise numérica dos valores medidos para esclarecer a relação entre os parâmetros do sistema e a utilização do meio obtida do conjunto de experimentos executados. Neste estudo foi realizada uma análise empírica do desempenho do HCT-MAC por meio de simulações.

O desempenho do protocolo HCT-MAC com respeito à utilização do meio foi investigado por meio de três métricas:

- i) *Taxa de quadros recebidos*: relação entre as quantidades de quadros totais recebidos e de time-slots transcorridos durante a simulação. O total de time-slots corresponde à quantidade máxima teórica de quadros que poderiam ser recebidos por um nodo (limite teórico se fosse usado um MAC TDMA ótimo), tornando-se um limite superior para o aproveitamento do meio de transmissão pelo HCT.
- ii) *Taxa de mensagens entregues*: essa métrica refina a *taxa de quadros recebidos*, pois contabiliza a quantidade de mensagens recebidas por nodos a que eram destinadas. O endereçamento de mensagens foi realizado pela aplicação, e não pelo protocolo MAC.
- iii) *Taxa de quadros enviados*: relação entre as quantidades de quadros enviados e de ciclos de transmissão do HCT. Como o período das mensagens geradas pela aplicação demonstrativa equivale à duração do ciclo de transmissão do HCT, essa medição informa o aproveitamento do meio do ponto de vista do transmissor.
- iv) *Alcance de quadros enviados*: relação entre a soma das quantidades de quadros recebidos e enviados por cada nodo. Essa medição informa o tamanho médio da vizinhança de cada nodo, composta pelos nodos adjacentes que conseguem receber seus quadros.

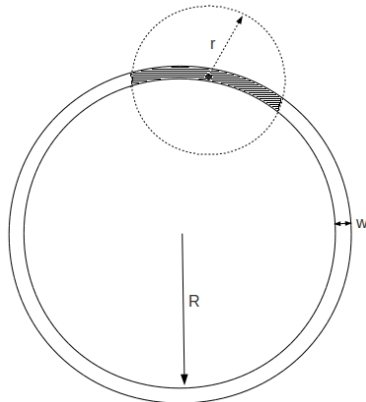


Figura 40 – Área de cobertura  $A_c$  do sinal de um nó (hachurada) no modelo da corrida

As próximas subseções descrevem e analisam os resultados obtidos para cada uma dessas métricas.

#### 5.2.1.1 Taxa de quadros recebidos

Em uma rede que usa o protocolo HCT-MAC, a taxa de quadros recebidos está limitada pela taxa que poderia ser obtida com um MAC TDMA ótimo, onde todo *time-slot* seria plenamente utilizado para transmitir um quadro (i.e. o tempo de transmissão de um quadro equivale à duração de *time-slot*), e os nós estariam perfeitamente sincronizados. Se um ciclo de duração  $T$  contém  $N$  *time-slots*, cada nó pode receber uma quantidade de quadros por ciclo dada pelo número de nós adjacentes porém limitada ao máximo de  $N - 1$  quadros. Para determinar a quantidade de quadros que poderiam ser recebidos com TDMA, deve-se portanto calcular os tamanhos das vizinhanças dos nós (i.e. número de nós adjacentes). No entanto, isso depende da geometria da rede e dos alcances dos rádios dos nós.

No modelo da corrida, em que os nós se movimentam em uma trajetória circular de raio  $R$ , como mostrado na figura 40, a quantidade de nós adjacentes depende da densidade espacial da rede e do alcance do sinal gerado pelos rádios. Assumindo que os nós estejam distribuídos homogeneamente dentro da região formada pela pista de largura  $w$ , a densidade espacial  $\rho_n$  é dada pela área total ocupada pela pista dividida pela quantidade de nós  $n$ ,

Potência de transmissão (dBm)	Alcance (início da região de transição)
-5	150 m
-10	90 m
-15	50 m

Tabela 8 – Alcances de sinal de rádio

como mostrado na equação 5.1. Já o alcance de sinal de rádio implica haver uma área de cobertura do sinal transmitido por cada nodo dentro da pista, na figura 40. Essa área de cobertura pode ser calculada como mostrado na equação 5.2. Por fim, o tamanho da vizinhança de cada nodo  $N_s$  pode ser determinado pela razão entre a área de cobertura de sinal e a densidade espacial, como mostrado na equação 5.3. Como o tamanho da vizinhança limita superiormente a quantidade de quadros recebidos por ciclo, pode-se usar a equação 5.3 para prever a utilização máxima do meio nos experimentos com o modelo da corrida.

$$\rho_n = \frac{\Pi}{n}(2wR + w^2) \quad (5.1)$$

$$A_c = 2(2wR + w^2)\arcsin\left(\frac{r}{2R}\right) \quad (5.2)$$

$$N_s = \frac{A_c}{\rho_n} = \frac{2n}{\Pi}\arcsin\left(\frac{r}{2R}\right) \quad (5.3)$$

## RESULTADOS

As taxas de quadros recebidos obtidas com o HCT-MAC se situou acima daquela resultante de um MAC CSMA e abaixo da que seria possível com um MAC TDMA ótimo, como mostram as figuras 41 a 43. Nos experimentos o ciclo de transmissão do HCT-MAC possibilitou que 5 clusters distantes até 2 hops entre si pudessem ser formados, pois o ciclo de transmissão foi composto de 6 superquadros e um superquadro foi reservado para acesso por disputa. Com isso a quantidade máxima de nodos membros de cluster em redes densas foi limitada a 35 nodos (os nodos restantes devem disputar o acesso ao meio durante o superframe que foi mantido livre para esse tipo de acesso). Nesses casos a rede pode ser considerada em saturação, pois não há como mais nodos se tornarem membros de cluster. Em redes em

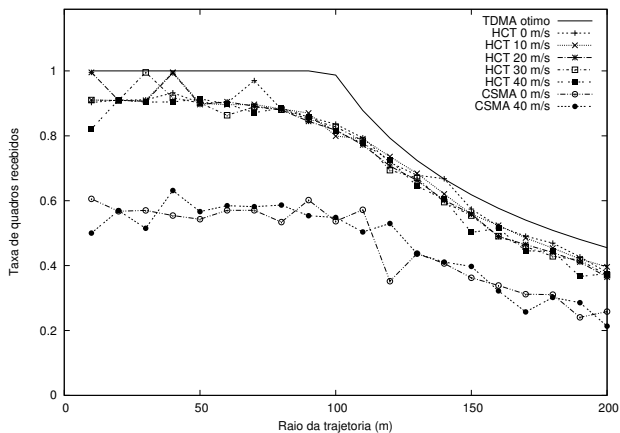


Figura 41 – Taxa de quadros recebidos em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

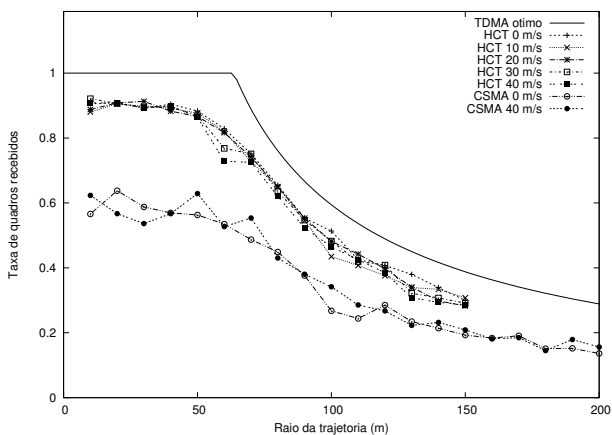


Figura 42 – Taxa de quadros recebidos em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

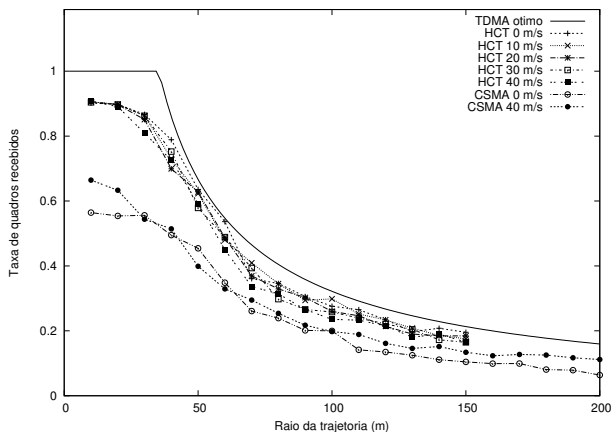


Figura 43 – Taxa de quadros recebidos em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm)

que nodos se espalham em distâncias maiores que 2 hops um número maior de nodos podem se tornar membros de cluster. Assim, em redes com 40 nodos quase todos os nodos podem se tornar membros de cluster. Nessas redes se espera uma taxa de quadros recebidos próxima do limite imposto por um MAC TDMA ótimo, visto que quase a totalidade dos nodos pode transmitir quadros em modo reserva de recursos. As figuras 41 a 43 confirma que a taxa de quadros recebidos proporcionada pelo HCT-MAC em redes com 40 nodos se aproximou daquela que seria possível com um TDMA ótimo. Em comparação, um MAC CSMA nas mesmas condições apresentou uma taxa de quadros recebidos significativamente menor. Os valores de saturação para a taxa de quadros recebidos, quando a densidade da rede é alta o suficiente para que a quantidade máxima de nodos clusterizados seja alcançada, se situam em torno de 90 %. As velocidades com que os nodos se movimentaram pouco influenciaram nesses resultados. Curiosamente, nesse primeiro conjunto de experimentos não se notou diferença significativa entre os resultados obtidos com HCT-MAC com abordagem de formação de clusters por votação ou auto-eleição. Esses primeiros resultados se referem a redes em que nodos transmitiram com potência de -5 dBm, o que conferiu um alcance de sinal de rádio de até 150 m. Um segundo conjunto de experimentos se concentrou em simular redes com potências de transmissão menores.

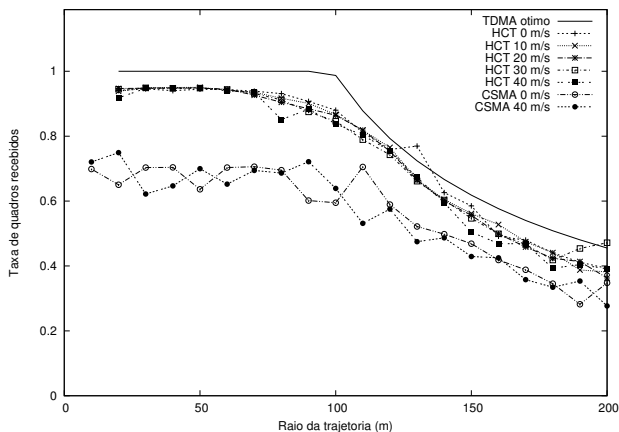


Figura 44 – Taxa de quadros recebidos em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

A redução da potência de transmissão dos rádios dos nodos não alterou a taxa de quadros recebidos. As redes simuladas usaram potências de transmissão de -10 dBm e -15 dBm, que proporcionaram alcances de sinal respectivamente de 90 m e 50 m. A taxa de quadros recebidos continuou insensível às mudanças de velocidades dos nodos, além de apresentar valores de saturação equivalente ao cenário com potência de transmissão de -5 dBm, como mostrado nas figuras 41 a 43. No entanto, os casos de saturação ocorreram de forma mais restrita, em redes espacialmente mais densas. Isso se explica pelo fato de que os alcances de sinal, por serem menores, fazem com que em uma mesma densidade espacial um nodo potencialmente possua uma quantidade menor de nodos adjacentes, comparado ao cenário com maior potência de transmissão.

Um segundo conjunto de experimentos explorou cenários formados por redes com 60 nodos. Nessas redes a quantidade de nodos superou significativamente o número de *time-slots* disponíveis em um ciclo de transmissão. Com isso, em redes mais densas muitos nodos não puderam se tornar membros de cluster. Apesar dessa condição de sobrecarga, a taxa de quadros recebidos se manteve próxima daquela que seria possível com um TDMA ótimo, como se pode ver nas figuras 44 a 46. Além disso, não há diferença significativa em relação ao caso de redes com 40 nodos. Esses resultados

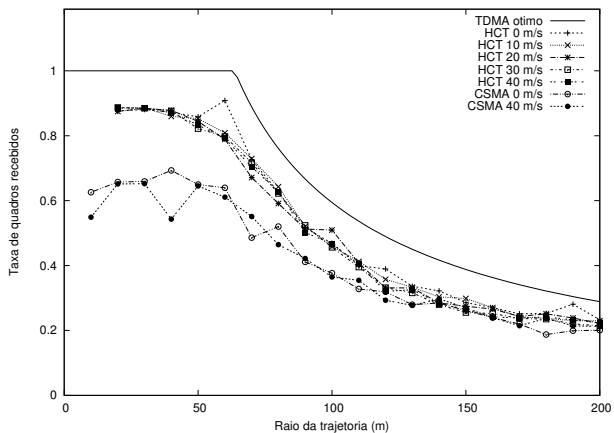


Figura 45 – Taxa de quadros recebidos em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

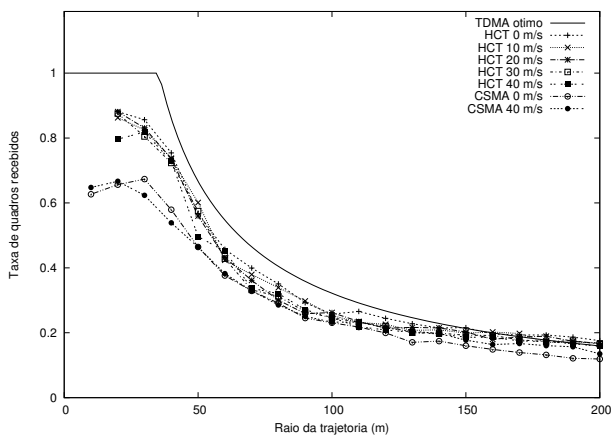


Figura 46 – Taxa de quadros recebidos em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -15 dBm)

indicam que mesmo havendo uma quantidade de nodos maior que *time-slots* disponíveis, o protocolo HCT-MAC propiciou que esses *time-slots* pudessem ser usados exclusivamente. Em outras palavras, nodos que se tornaram membros de cluster puderam transmitir em seus *time-slots* e seus quadros transmitidos não sofreram colisões. Isso resultou em taxas de quadros recebidos altas e próximas do limite teórico. Assim como no caso de redes com 40 nodos, esse desempenho também pode ser verificado em experimentos com potências de transmissão de rádio menores.

Nos experimentos com redes com 40 e 60 nodos o aproveitamento do meio proporcionado pelo HCT-MAC, representado pela taxa de quadros recebidos, foi claramente superior em cenários com maior densidade espacial. Nesses casos os nodos estão distribuídos em áreas menores, fazendo com que suas vizinhanças sejam maiores ou mesmo tenham tamanho máximo. O HCT-MAC conseguiu portanto que nessas redes os nodos transmitissem de forma coordenada, usando os *time-slots* de forma exclusiva e reduzindo a ocorrência de colisões. No entanto, ressalta-se que nem todos os nodos foram capazes de operar dessa forma, visto que a quantidade de *time-slots* disponíveis por ciclo de transmissão foi inferior ao número de nodos (particularmente em redes com 60 nodos). Apesar disso, a quantidade de nodos que conseguiram se tornar membros de cluster e usar *time-slots* de forma exclusiva correspondeu à disponibilidade de recursos nas redes simuladas. De qualquer forma, os resultados para diferentes potências de transmissão mostraram que nos cenários simulados o HCT-MAC proporcionou um aproveitamento do meio superior ao provido por um MAC CSMA, e próximo ao que seria possível com um TDMA ótimo.

### 5.2.1.2 Taxa de mensagens entregues

As taxas de quadros recebidos fornecem uma medida de aproveitamento do meio, mas não diferenciam quadros destinados a nodos específicos. Nas simulações realizadas foi criada uma aplicação que gera em cada nodo mensagens periódicas endereçadas a algum nodo vizinho com boa qualidade de enlace. Assim a carga de mensagens na rede deve estar balanceada, de forma que todos os nodos recebam aproximadamente as mesmas quantidades de mensagens. Estando os nodos distribuídos homogeneamente no espaço e a carga de mensagens balanceada, cada nodo deve receber uma mensagem por ciclo de transmissão. A taxa de mensagens entregues informa portanto quantas mensagens os nodos receberam em média, comparado à quantidade que seria esperada (no caso, o número de ciclos de transmissão simulados).

Em redes com 40 nodos, em que a maioria dos nodos opera em modo



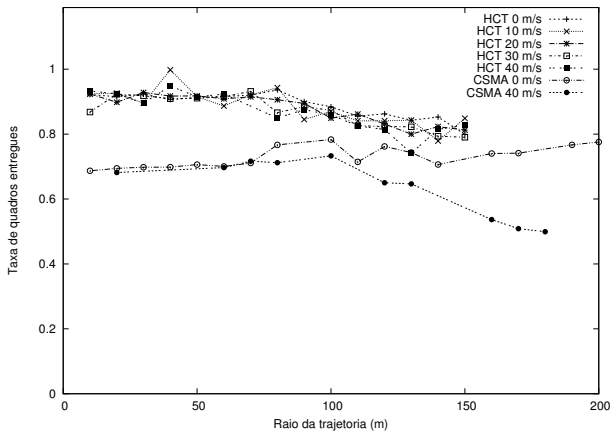


Figura 47 – Taxa de mensagens entregues em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

reserva de recursos mesmo em cenários de maior densidade espacial, a taxa de mensagens entregues obtida com HCT-MAC permaneceu superior àquela obtida com CSMA, como mostrado nas figuras 47, 48 e 49. No caso do HCT-MAC, essa taxa ficou consistentemente em torno de 0.9 em redes com maior densidade espacial, e diminuiu suavemente à medida que a densidade espacial foi reduzida, sendo também pouco influenciada pelas velocidades dos nodos. A perda de 10 % de mensagens pode ter sido causado por erros de transmissão ou pelo fato de que nodos podem não ter transmitido sempre uma mensagem por ciclo de transmissão, o que é discutido na seção 5.2.1.3. No caso do CSMA, a taxa de mensagens entregues se manteve em torno de 70 %, e quando as velocidades de nodos foram baixas esse valor se mostrou pouco sensível à densidade espacial. Porém com velocidades maiores, a taxa de entrega de mensagens com CSMA decaiu significativamente para densidades espaciais menores.

Resultados semelhantes foram obtidos com redes com 60 nodos, porém o fato de menos nodos operarem em modo reserva de recursos reduziu a taxa de mensagens entregues no caso do HCT-MAC. Os gráficos exibidos nas figuras 50, 51 e 52 mostram pouca diferença entre a taxa de mensagens entregues apresentada pelo HCT-MAC e pelo CSMA em redes mais densas. Nos experimentos com potência de transmissão de -5 dBm, os valores obtidos com

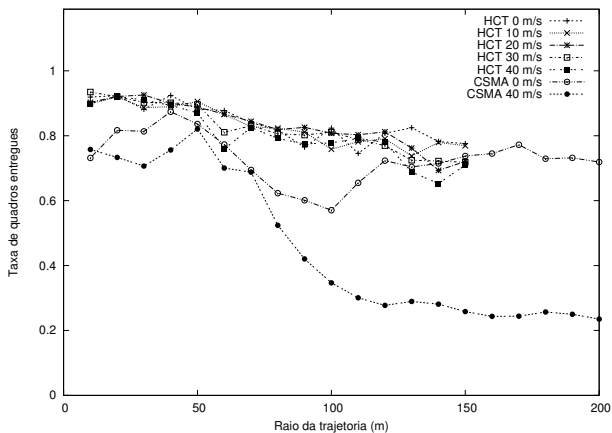


Figura 48 – Taxa de mensagens entregues em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

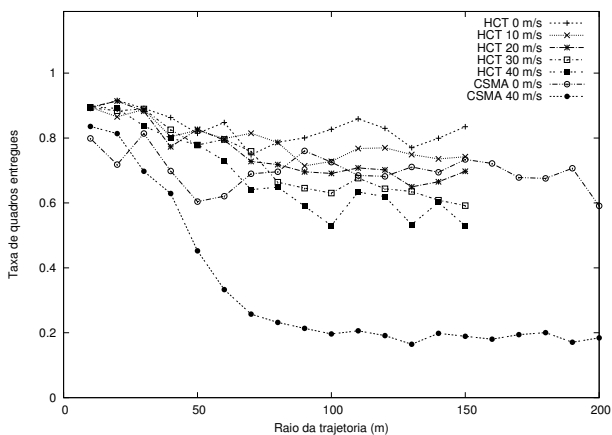


Figura 49 – Taxa de mensagens entregues em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm)

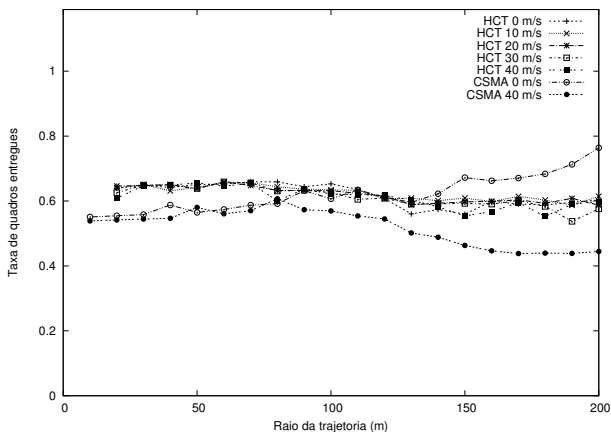


Figura 50 – Taxa de mensagens entregues em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

HCT-MAC se mantiveram estáveis ao longo das densidades espaciais e velocidades de nodos simulados. Porém nos dois outros conjuntos de experimentos, com potências de transmissão de -10 dBm e -15 dBm, à medida que a densidade espacial foi reduzida as taxas de entrega de mensagens se diferenciaram pronunciadamente com as velocidades dos nodos. Nesses experimentos, velocidades maiores proporcionaram taxas de mensagens entregues menores, porém velocidades menores proporcionaram um aumento na taxa de entrega de mensagens nos cenários com menores densidades espaciais. Essa dependência entre taxas de entregas de mensagens, densidade espacial e velocidades dos nodos também se manifestou nos experimentos com CSMA.

Os experimentos sobre taxas de mensagens entregues revelaram um desempenho superior do HCT-MAC em redes densas ou graus de mobilidade mais baixos. No entanto, há que se considerar que nesses experimentos simulou-se uma aplicação demonstrativa que gerou mensagens periodicamente e endereçou-as para um nodo vizinho que apresentasse maior valor de qualidade de enlace. Se os nodos se afastassem a ponto de seus enlaces se debilitarem, mas o estimador de qualidade de enlace não atualizasse sua estimativa em tempo hábil, mensagens poderiam ser endereçadas a nodos com probabilidade reduzida de recebê-las. Assim, a variação da taxa de mensagens entregues em boa medida pode ser conferida ao estimador de qualidade de

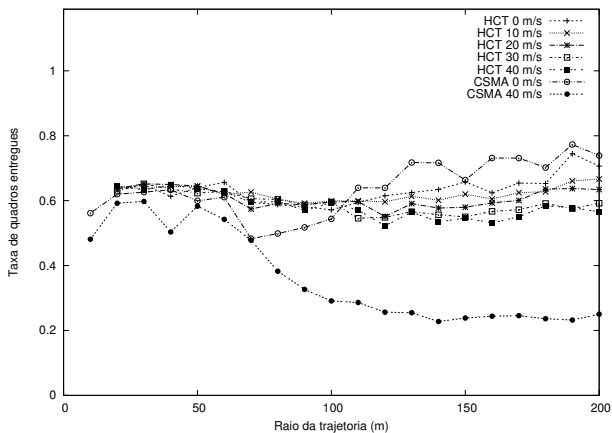


Figura 51 – Taxa de mensagens entregues em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

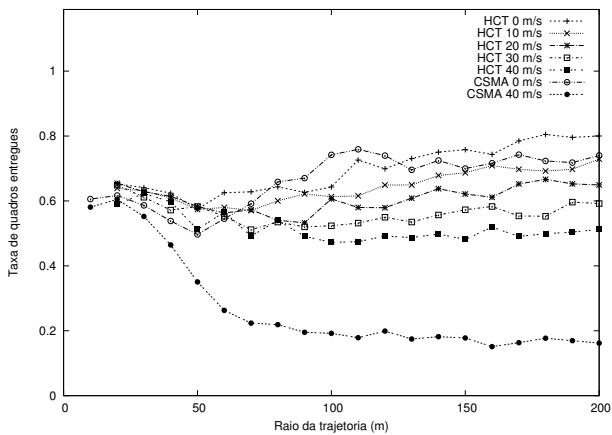


Figura 52 – Taxa de mensagens entregues em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -15 dBm)

enlace.

### 5.2.1.3 Taxa de quadros enviados

A taxa de quadros enviados foi definida como sendo a quantidade de quadros de dados que os nodos conseguiram em média transmitir, comparada com o número de ciclos de transmissão. O protocolo HCT-MAC simulado transmite no máximo um quadro de dados por ciclo de transmissão, seja em modo reserva de recursos ou contenção. Um nodo que opera em modo reserva de recursos, i.e. pertence a um cluster, transmite exatamente um quadro de dados por ciclo usando seu *time-slot*. Já nodos que operam em modo contenção tentam transmitir em algum instante dentro de um superframe que não esteja em uso por clusters, porém abortam a transmissão se detectarem o meio em uso no momento em que forem de fato transmitir um quadro. Nesse caso, uma nova tentativa ocorre somente no ciclo seguinte. Devido a esse comportamento híbrido, a taxa de quadros de dados enviados por nodos com o protocolo HCT-MAC pode ser inferior à quantidade de ciclos de transmissão experimentados. Isso difere do protocolo CSMA, que ao detectar o meio ocupado ao tentar iniciar uma transmissão, impõe um *backoff*<sup>1</sup> antes de fazer uma nova tentativa tentativa. Assim, o CSMA não desiste de transmitir um quadro em um ciclo, a não ser que as tentativas de transmissão excedam um certo valor predefinido. Desta forma, nodos que usam o protocolo HCT-MAC devem apresentar taxas de quadros enviados inferiores a 100 %, dependendo da quantidade de nodos que operaram em modo contenção, porém no caso de nodos que usam CSMA essa taxa pode chegar a praticamente 100 %.

Em redes com 40 nodos, a taxa de quadros enviados obtida com o HCT-MAC se mostrou consistentemente inferior à obtida com CSMA, que como esperado foi de 100 %, como se pode ver nas figuras 53, 54 e 55. Para redes com maior densidade espacial e potência de transmissão de -5 dBm a taxa apresentada com HCT-MAC também se aproximou de 100 %, porém à medida que a densidade espacial diminuiu a taxa de quadros enviados reduziu até oscilar em torno de 90 %. Nas redes com menores potência de transmissão a mesma redução da taxa de quadros enviados pôde ser experimentada mesmo com densidades espaciais maiores. Em todos os casos a taxa obtida com CSMA foi de 100 %. Os resultados obtidos com HCT-MAC podem ser entendidos considerando-se quantos nodos puderam se tornar membros de cluster, uma vez que nessa situação esses nodos podem transmitir em todos

---

<sup>1</sup> usualmente calculado pelo algoritmo de recuo exponencial binário, que multiplica uma constante de tempo (chamada de *slot*) por um número inteiro sorteado no intervalo entre 0 e  $2^k - 1$ , sendo  $k$  incrementado a cada nova tentativa de transmissão de um mesmo quadro

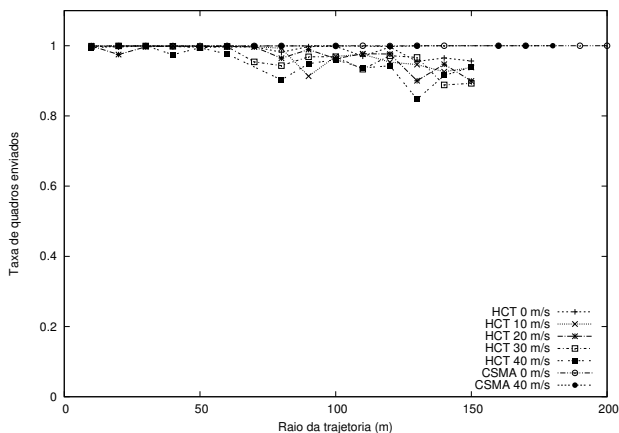


Figura 53 – Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

os ciclos.

No caso do HCT-MAC, em redes densas com 40 nodos até 35 deles se tornaram membros de clusters. Isso ocorreu porque ao menos um dos seis superquadros por ciclo precisa ficar sempre livre para uso em modo de acesso com disputa. Como cada superquadro teve 8 *time-slots*, sendo um deles usado para envio do quadro Finish Beacon, cada cluster comportou até 7 nodos (incluindo o cluster-head, que transmite seus dados junto com o quadro Start Beacon). Assim, em qualquer região da rede podem existir até 5 clusters, cada um limitado a 7 nodos membros. Se essa quantidade máxima de nodos clusterizados for verificada durante todo o experimento, a taxa média de quadros enviados é de ao menos 87.5 %. Somando-se a ela os quadros enviados com disputa, mesmo com menor taxa de sucesso, a taxa de quadros enviados pode superar 90 % e mesmo se aproximar de 100 %.

Nos experimentos com redes com 60 nodos, mostrados nas figuras 56, 57 e 58, a taxa de quadros enviados obtida com HCT-MAC reduziu levemente em redes menos densas, mas se manteve em 100 % com CSMA. O efeito da redução de quadros enviados ocorre à medida que a quantidade de nodos adjacentes diminui, o que pode ser visto ao se compararem os resultados para as potências de transmissão -5 dBm, -10 dBm e -15 dBm. No entanto, no caso de potências de transmissão de -15 dBm e -10 dBm pode-se notar que,

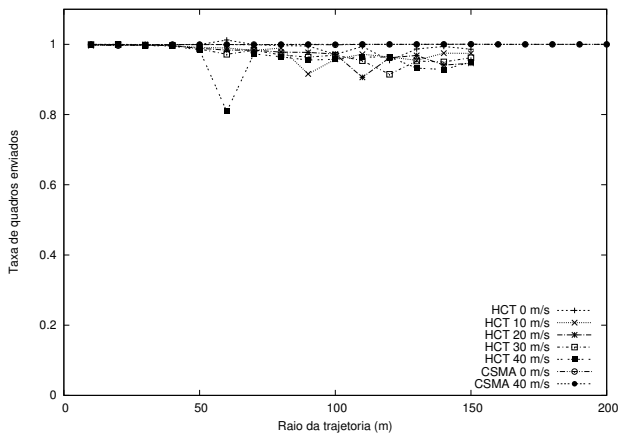


Figura 54 – Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

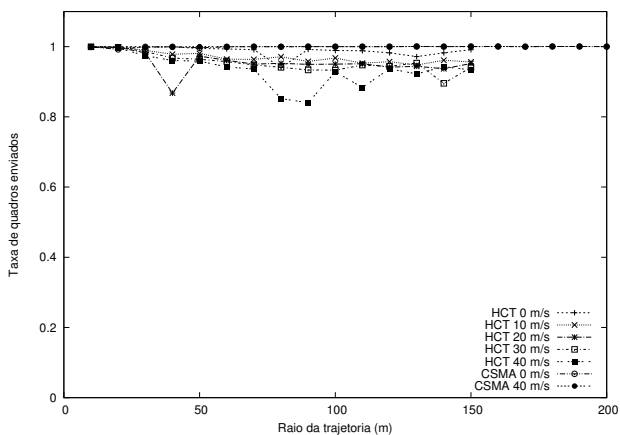


Figura 55 – Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm)

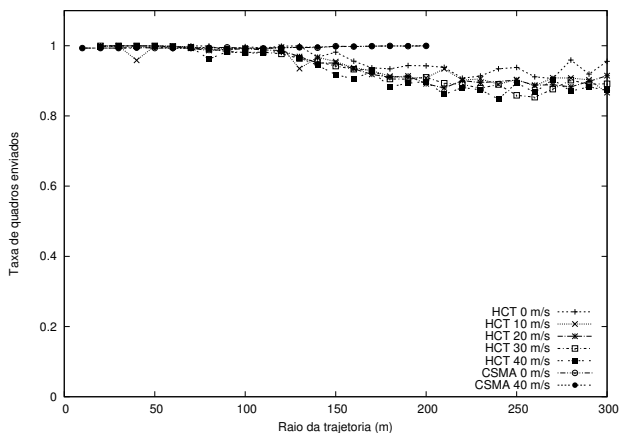


Figura 56 – Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

à medida que o raio de trajetória aumenta (e conseqüentemente a densidade diminui), a taxa de quadros enviados atinge um mínimo e depois volta a se situar entre 90 % e 100 %. Considerando-se com potência de -15 dBm o alcance de sinal para comunicação de boa qualidade (até o limiar da região de transição) é de aproximadamente 50 m, e o alcance para recepção eventual do sinal chega a 100 m (i.e. com baixa probabilidade de recepção), os resultados indicam que densidades que propiciam uma maior quantidade de nodos escondidos causam uma redução na taxa de quadros enviados. De certa forma isso está relacionado com a auto-organização da rede, como está discutido na seção 5.2.2, pois nodos transmitem em todos os ciclos em que estão operando em modo reserva de recursos, o que pode não ocorrer quando em modo contenção.

#### 5.2.1.4 Atraso de acesso ao meio

O atraso de acesso ao meio informa quanto tempo um quadro leva para ser transmitido uma vez tendo sido inserido na fila de saída mantida pelo protocolo MAC. Em um MAC livre de contenção como TDMA, o atraso de acesso ao meio de um quadro fica limitado à duração de um ciclo de trans-



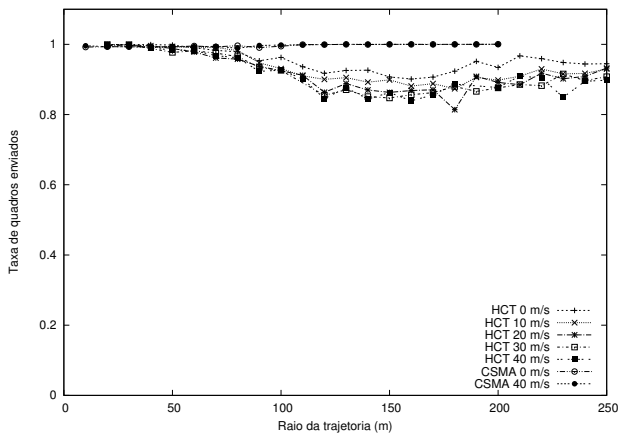


Figura 57 – Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

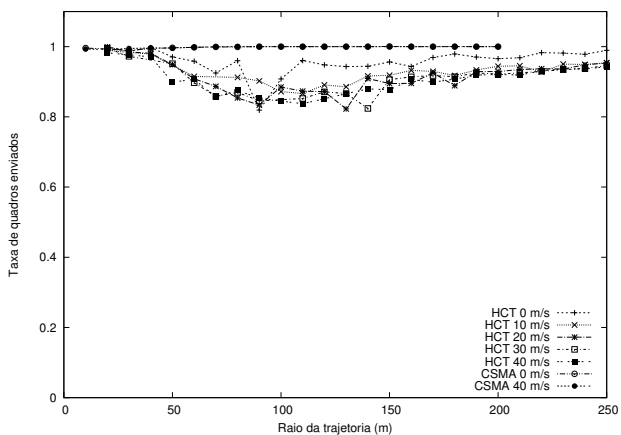


Figura 58 – Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -15 dBm)

missão. Com um MAC baseado em contenção como CSMA esse atraso apresenta maior variabilidade pois depende da composição de atrasos aleatórios, definidos por um algoritmo de *backoff*, necessários para espalhar os instantes de tentativas de acesso ao meio e reduzir a probabilidade de ocorrência de colisões. No caso do protocolo HCT-MAC, os atrasos de acesso ao meio de nodos clusterizados, que operam portanto em modo reserva de recursos, devem apresentar a regularidade esperada de um MAC TDMA. Porém nodos não-clusterizados, que acessam o meio com contenção, devem mostrar atrasos variáveis esperados de um MAC CSMA.

Nos experimentos realizados, a média dos atrasos de acesso ao meio obtidos com HCT-MAC em redes com 40 nodos se situou em torno da duração de ciclo de transmissão, que foi de 48 ms nos experimentos. Como mostrado nas figuras 59, 60 e 61, esses atrasos foram regulares e pouco sensíveis às velocidades dos nodos ou à densidade da rede. Tampouco se notaram variações significativas com diferentes potências de transmissão. Entretanto ao comparar os atrasos obtidos com HCT-MAC com aqueles resultantes de um MAC CSMA, pôde-se observar que CSMA apresenta atrasos muito menores. Com CSMA, o acesso ao meio ocorreu consistentemente abaixo de 2 ms, enquanto com HCT-MAC levou regularmente entre 40 e 50 ms. Esses resultados se mantiveram sem diferenças aparentes em redes com 60 nodos, como pode ser visto nas figuras 62, 63 e 64. Assim, aparentemente um MAC CSMA teve um desempenho quanto ao atraso de acesso ao meio muito superior ao de um MAC híbrido como HCT-MAC.

As amplas diferenças de atraso de acesso ao meio entre HCT-MAC e CSMA podem ser entendidas considerando-se as particularidades de seus usos nas simulações. O CSMA simulado transmitiu quadros em broadcast e portanto não usou quadros de confirmação. O *backoff* em uma tentativa de transmissão de quadro aconteceu somente ao verificar a existência de portadora no meio, quando então foram gerados atrasos aleatórios segundo um recuo exponencial binário (com janela de contenção inicial de tamanho 15 e tamanho máximo de 1023 slots). Assim, o atraso de acesso ao meio foi composto de atrasos para verificação de existência de portadora e possíveis atrasos aleatórios devido ao procedimento de recuo. Já o HCT-MAC, ao efetuar reserva de recurso nos nodos, faz com que a transmissão de um quadro ocorra somente no *time-slot* a ele alocado. Com isso, a transmissão no HCT-MAC se sujeita a esperar um ciclo de transmissão até a chegada do instante correspondente ao *time-slot*. Essas características fizeram com que nos experimentos o CSMA apresentasse atrasos inferiores, mas os resultados já visto na subseção 5.2.1.1 sobre taxas de quadros recebidos mostraram que em contrapartida a utilização do meio com HCT-MAC foi claramente superior.

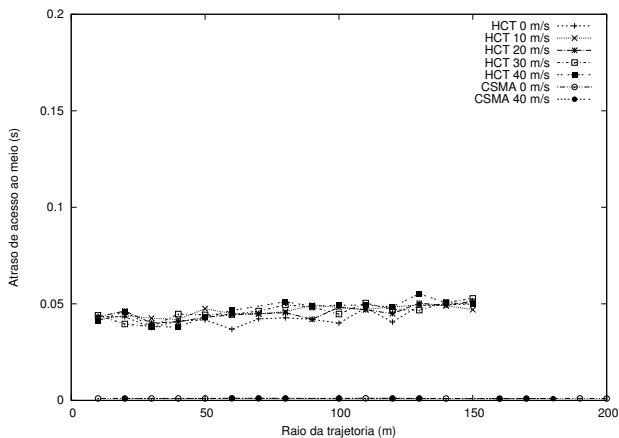


Figura 59 – Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

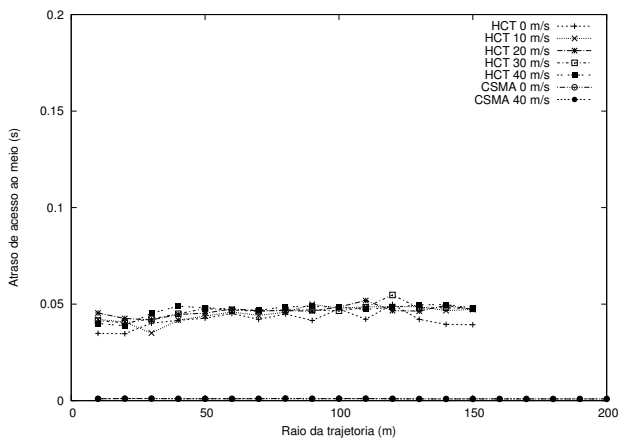


Figura 60 – Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

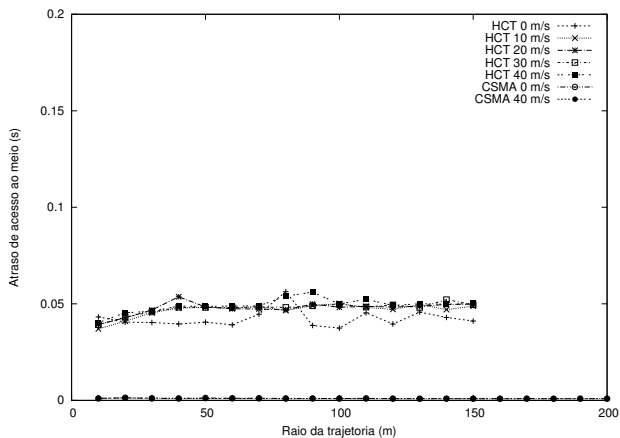


Figura 61 – Taxa de quadros enviados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm)

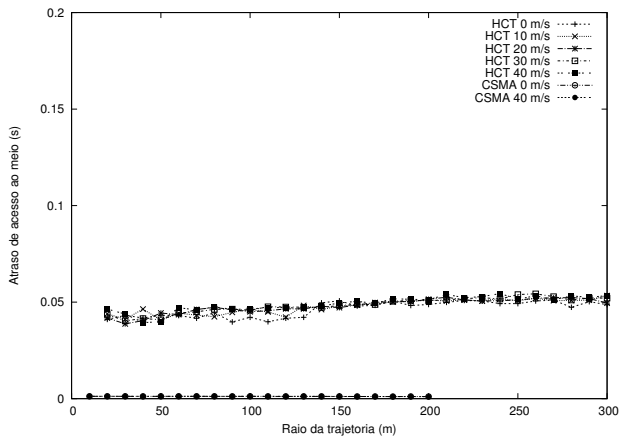


Figura 62 – Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

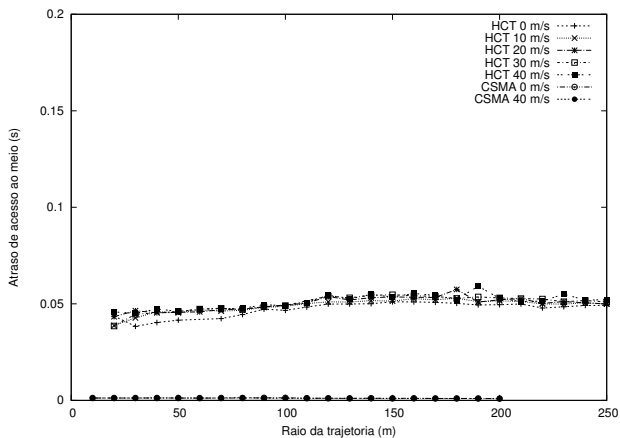


Figura 63 – Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

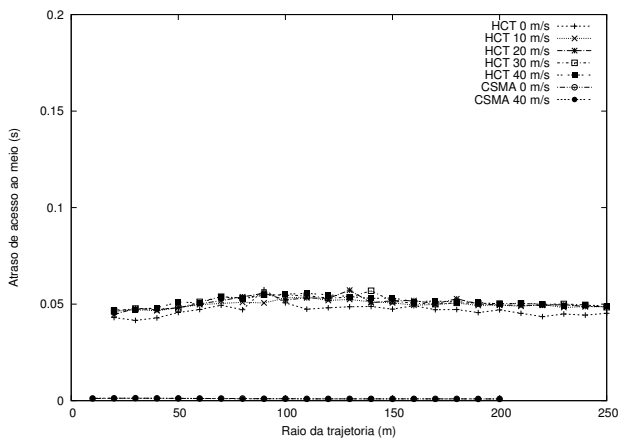


Figura 64 – Taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -15 dBm)

### 5.2.2 Desempenho da auto-organização da rede

O modo reserva de recursos do protocolo HCT-MAC depende da organização dos nodos em clusters. Como discutido na seção 4, clusters são formados de forma autônoma e iniciam quando um nodo se torna *cluster-head* e passa a convidar nodos vizinhos com boa qualidade de enlace para se tornarem membros de seu cluster. Cada membro de cluster recebe um *time-slot* para uso exclusivo, que utiliza para efetuar suas transmissões com acesso ao meio livre de contenção. Desta forma, a proporção de nodos na rede que conseguiram se auto-organizar em clusters deve estar relacionada com os resultados obtidos na análise sobre a utilização do meio apresentada na seção 5.2.1.

Nas redes simuladas os nodos se movimentaram com diferentes velocidades, o que alterou continuamente suas topologias. Conseqüentemente as vizinhanças, que são conjuntos de nodos adjacentes a cada nodo, variaram ao longo do tempo nos experimentos, portanto os clusters devem também ter se modificado para que somente nodos com boas qualidades de enlaces em relação ao *cluster-head* fossem membros de cluster. Do ponto de vista dos nodos, o ingresso e saída de clusters se refletiu em intervalos de tempo em que operaram em modo reserva de recursos ou em modo contenção. Assim, as durações e quantidades desses intervalos podem informar os graus de auto-organização obtidos nas redes simuladas, e suas dependências com as velocidades dos nodos.

O desempenho da auto-organização obtido com o protocolo HCT-MAC foi avaliado por meio de um conjunto de métricas para descrever a proporção de nodos que se mantiveram membros de clusters em diferentes cenários e os tempos envolvidos em permanências em clusters. Com os resultados extraídos dos experimentos de acordo com essas métricas, avaliou-se em que medida nodos foram capazes de se auto-organizar em clusters. Além disso, buscaram-se dependências do desempenho da auto-organização em relação à mobilidade dos nodos e densidade espacial da rede.

- i) *Taxa de ciclos clusterizados*: média da proporção de ciclos clusterizados experimentados por cada nodo. Ciclos clusterizados são os ciclos de transmissão em que um nodo é membro de cluster. Essa proporção foi calculada pela razão entre a quantidade de ciclos clusterizados e quantidade total de ciclos de transmissão ocorridos em uma simulação.
- ii) *Taxa de nodos clusterizados*: proporção de nodos que experimentaram uma dada taxa de ciclos clusterizados. Com essa métrica

puderam-se observar como estavam distribuídas as taxas de ciclos clusterizados entre nodos.

- iii) *Atrasos para entrada em clusters*: duração média das durações de intervalos em que nodos não eram membros de cluster. Essa métrica informa os tempos que nodos experimentaram em diferentes cenários até se tornarem membros de cluster.
- iv) *Duração de permanência em clusters*: média das durações de intervalos de tempo em que nodos foram membros de cluster, o que informa a estabilidade da associação de nodos a clusters.

Nas próximas subseções discutem-se os resultados obtidos para as métricas descritas.

#### 5.2.2.1 Taxa de ciclos clusterizados

Idealmente nodos deveriam ser sempre membros de cluster para poderem operar em modo reserva de recursos. No entanto, a quantidade de membros de um cluster é limitada pelo número de *time-slots* por superframe, e o número de clusters no alcance de até 2 saltos é restringido pela quantidade de superquadros por ciclo de transmissão. Com isso, a não ser que a quantidade de nodos na rede seja inferior ao número de *time-slots* disponíveis, nem todos os nodos poderão ser membros de cluster simultaneamente. Portanto a taxa de ciclos clusterizados deve apresentar uma dependência tanto em relação ao tamanho da rede, expressa pela quantidade de nodos, quanto sua densidade espacial, que corresponde à quantidade de nodos no alcance de 2 hops. Além disso, a mobilidade dos nodos pode encurtar as durações das associações de nodos a clusters, fazendo com que nodos entrem e saiam de clusters à medida que se deslocam.

Em redes com 40 nodos a taxa de ciclos clusterizados se situou entre 80 % e 90 %. Nessas redes pode haver um máximo de 35 nodos clusterizados nos cenários densos, em que todos os nodos estão no alcance de 2 hops, uma vez que até 5 superquadros podem ser usados por clusters, e cada superquadro possui 7 *time-slots* disponíveis para uso pelos membros de cluster. Desta forma, em cenários com raios de trajetória menores a taxa de ciclos clusterizados pode se aproximar do limite de 0.875, que corresponde a 35 nodos clusterizados dentre 40 nodos totais. De fato os gráficos contidos nas figuras 65 a 67 mostram que a taxa de ciclos clusterizados se manteve entre 0.8 e 0.9. Em redes mais densas essa taxa foi pouco sensível às velocidades dos nodos, uma vez que nesses cenários os nodos se mantiveram no alcance

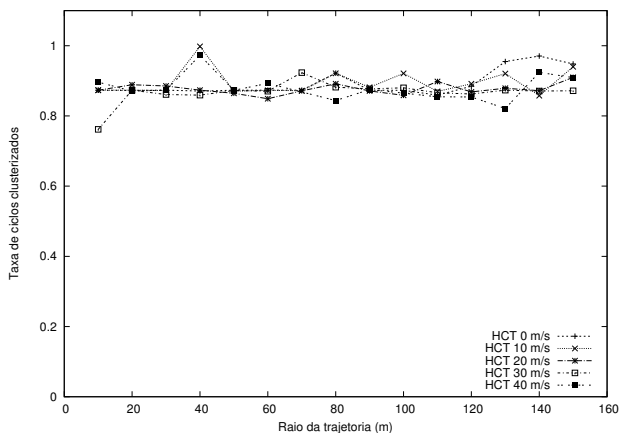


Figura 65 – Taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

de transmissão na maior parte do tempo, e assim permaneceram clusterizados por intervalos maiores. No entanto, quando a densidade da rede diminuiu surgiram variações dependentes das velocidades dos nodos.

A densidade da rede depende da relação entre a distribuição espacial dos nodos e os alcances de suas transmissões. A potência de transmissão dos rádios dos nodos tem papel fundamental no alcance de transmissões, com potências de -5 dBm, -10 dBm e -15 dBm resultando em alcances em torno de 150 m, 90 m e 50 m respectivamente. Como nas simulações os nodos foram distribuídos homoganeamente dentro do espaço disponível para movimentação, a dimensão da área desse espaço determinou o espaçamento médio entre nodos. No modelo de mobilidade adotado, o espaço onde se deslocaram os nodos, composto por uma pista circular de largura  $w$  e raio  $R$ , tem área  $\Pi(2wR + w^2)$  e portanto depende linearmente do raio de trajetória.

Em redes com 60 nodos, a taxa de ciclos clusterizados se manteve em torno de 60 % em cenários densos, mas subiu consistentemente à medida que a densidade da rede diminuiu, como mostrado nas figuras 68 a 70. Em redes densas pode-se obter uma taxa máxima de 0.58, que equivale a 35 nodos clusterizados dentre 60 nodos no total. Em densidades menores, quando se aumentou o raio de trajetória, o possível reaproveitamento de superquadros habilitou o surgimento de mais clusters simultâneos e mais nodos clusteri-



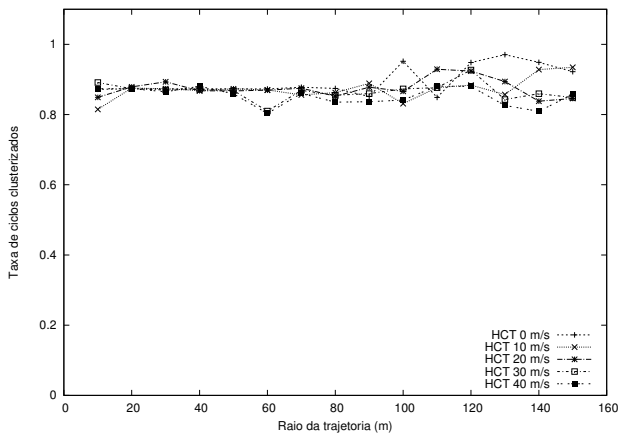


Figura 66 – Taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

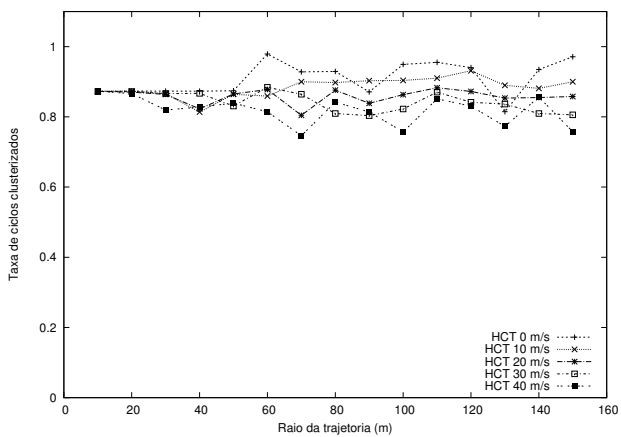


Figura 67 – Taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -15 dBm)

zados. De fato, acima de um certo limiar o aumento do raio de trajetória correspondeu a um crescimento da taxa de ciclos clusterizados. Esse limiar esteve diretamente relacionado com a potência de transmissão, uma vez que potências menores apresentaram limiares também menores. Com isso, a redução do raio de trajetória ou da potência de transmissão, que correspondem à redução da densidade da rede, propiciou o aumento da taxa de ciclos clusterizados dos nodos. A possibilidade de haver mais nodos membros de cluster - operando em modo reserva de recursos - esteve correlacionada ao desempenho da utilização do meio apresentada na seção 5.2.1.

Dentre as métricas usadas para avaliar o desempenho no acesso ao meio, a taxa de mensagens entregues e a taxa de quadros enviados podem ser diretamente relacionadas à taxa de ciclos clusterizados. Uma taxa de ciclos clusterizados elevada significa que mais quadros puderam ser transmitidos em modo reserva de recursos. Nesses casos pode-se esperar que nodos tenham conseguido transmitir mais quadros, pois não precisam disputar o acesso ao meio, aumentando a taxa de quadros enviados. Esses quadros enviados em modo reserva de recursos têm maior probabilidade de serem recebidos pelos destinatários das mensagens neles contidas, elevando também a taxa de mensagens entregues. Observando-se os gráficos contidos nas figuras 56 a 58, nota-se uma correlação entre a diminuição da densidade da rede e o aumento da taxa de quadros enviados em redes com 60 nodos. Esse efeito não foi notado em redes com 40 nodos, como se pode ver nas figuras 53 a 55, pois nessas redes quase todos os nodos puderam ser membros de cluster mesmo em cenários de maior densidade. A mesma correlação pôde ser identificada em redes com 60 nodos quanto a taxa de mensagens entregues mostrada nas figuras 50 a 52. A dependência com as velocidades dos nodos existente nessa última métrica, e que se acentua quando a densidade da rede diminui, também pode ser relacionada a taxa de ciclos clusterizados.

A influência da mobilidade dos nodos, mais marcante em redes com 60 nodos, se manifestou em taxas de ciclos clusterizados menores em redes em que nodos se movimentaram com velocidades maiores. Quando nodos se movem mais rapidamente no modelo de mobilidade adotado, suas velocidades relativas também aumentam. Consequentemente, os intervalos de tempo em que os enlaces entre nodos mantêm boa qualidade de sinal tornam-se menores. Com isso, as durações de associações de nodos a clusters se encurtam, levando nodos a entrarem e saírem de clusters com maior frequência. Esse efeito tem o potencial de reduzir a taxa de ciclos clusterizados à medida que as velocidades relativas entre nodos aumentam. A subseção 5.2.2.4 trata das durações de permanências de nodos em clusters, e discute esse problema com maior profundidade.

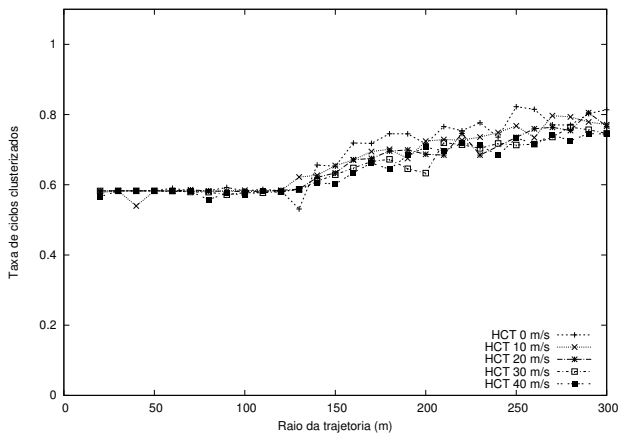


Figura 68 – Taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

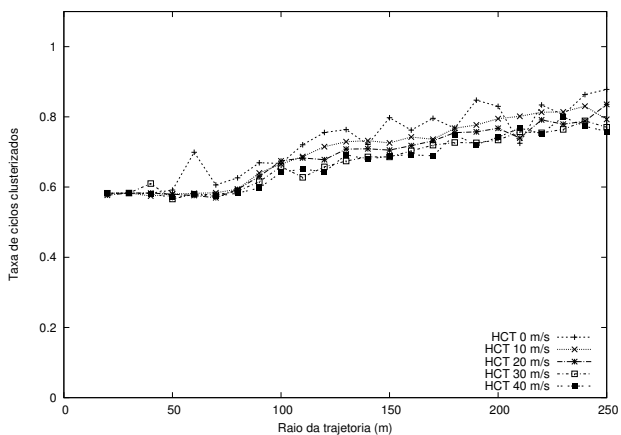


Figura 69 – Taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

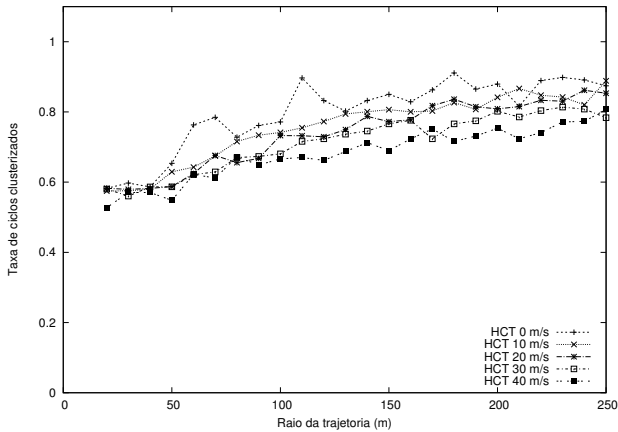


Figura 70 – Taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -15 dBm)

### 5.2.2.2 Taxa de nodos clusterizados

A taxa de ciclos clusterizados não informa como os nodos se distribuíram entre membros e não-membros de cluster. Ela também não revela a proporção dos ciclos de transmissão em que nodos individualmente foram membros de cluster, uma vez que efetua a média de ciclos clusterizados entre todos os nodos. Assim, apenas observando a taxa de ciclos clusterizados não se pode avaliar quanto os nodos foram beneficiados igualmente pela coordenação no acesso ao meio provida pelo HCT-MAC por meio de seu modo reserva de recursos. Para esclarecer essa questão usou-se a métrica taxa de nodos clusterizados, que especifica a quantidade de nodos que apresentaram uma taxa de ciclos clusterizados igual ou acima de um determinado valor.

A taxa de nodos clusterizados foi calculada a partir do histograma da taxa de ciclos clusterizados. Em cada experimento gerou-se um histograma  $h(x)$  das ocorrências de taxas de ciclos clusterizados entre nodos, que em seguida foi acumulado usando a relação  $H(x) = \sum_{k \leq x} h(k)$ . O histograma acumulado  $H(x)$  corresponde à taxa de nodos clusterizados, informando quantos nodos tiveram uma taxa de ciclos clusterizados maior ou igual a um dado valor  $x$ . Com isso investigou-se em que medida os clusters e suas composições estiveram distribuídos nos cenários simulados.

Nas redes com 40 nodos a taxa de nodos clusterizados se manteve elevada até valores altos de taxa de ciclos clusterizados, porém mostrando influência da densidade da rede e da mobilidade dos nodos. Nessas redes até 35 nodos pode estar clusterizados ao mesmo tempo em cenários densos. Como se pode ver nos gráficos da figura 71 a 73, todos os nodos puderam ser membros de cluster durante uma parte dos experimentos. Além disso, densidades de rede menores favoreceram nodos a se manterem membros de cluster durante um número maior de ciclos de transmissão. Isso fica evidente ao se observar que à medida que a potência de transmissão foi reduzida ou o raio de trajetória foi incrementado, o que reduz a densidade da rede, a taxa de nodos clusterizados com valor máximo se prolongou para valores maiores de taxas de ciclos clusterizados. Resultados similares foram obtidos em redes com 60 nodos, como mostrado nas figuras 78 a 80. Adicionalmente, em ambos tamanhos de redes a mobilidade dos nodos propiciou que a taxa de nodos clusterizados atingisse seu valor máximo.

Em todos os cenários mostrados nas figuras 71 a 73 e 78 a 80, a quantidade máxima de nodos clusterizados foi obtida quando havia movimentação dos nodos. Ao se deslocarem ao longo da trajetória, os nodos alteraram as composições dos clusters ao saírem de seus clusters atuais e ingressarem em novos clusters. A permanência de um nodo em um novo cluster esteve limitada pelas velocidades relativas entre nodos e os alcances de transmissão de seus rádios. Assim, nodos avulsos ingressaram em novos clusters, onde permaneceram por um certo tempo, depois de que deixaram de serem membros daqueles clusters. Como nodos estiveram sempre em movimento, a entrada e saída de clusters se tornou cíclica e com tempos de espera para entrada em novo cluster e para permanência em cluster dependentes da densidade da rede e das velocidades relativas entre nodos. Desta forma, a variação frequente nas formações de clusters possibilitou que todos os nodos pudessem ter oportunidades semelhantes de se tornarem membros de cluster.

Além da taxa de nodos clusterizados, calculou-se o valor da taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos nos cenários simulados. No caso de redes com 40 nodos, nos gráficos contidos nas figuras 74, e 75, pode-se observar que para raios de trajetória acima de um certo limiar, que corresponde a um limite superior na densidade de rede, a taxa de ciclos clusterizados obtida por 90 % dos nodos aumenta acentuadamente para se situar entre 0.7 e 0.8. Com redes de 60 nodos, essa taxa se situou em torno de 0.6, como mostrado nas figuras 81 e 82. Em ambos os casos, a potência de transmissão influenciou o valor do limiar de raio de trajetória em que houve esse aumento, com limiares menores sendo verificados em potências mais baixas. Os resultados também sofreram influência das velocidades dos nodos, como mostrado nas figuras 76 e 77 para redes de 40 nodos. Veloci-

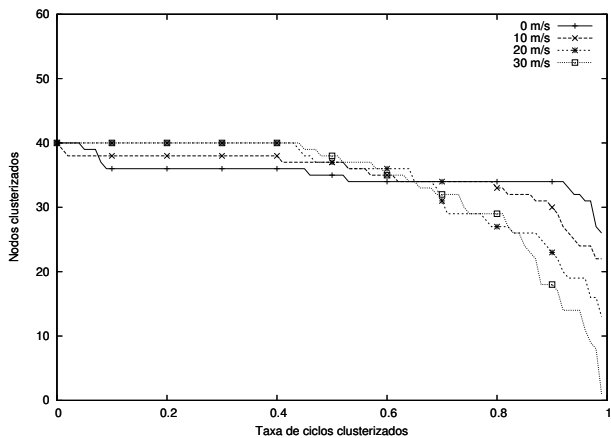


Figura 71 – Nodos clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

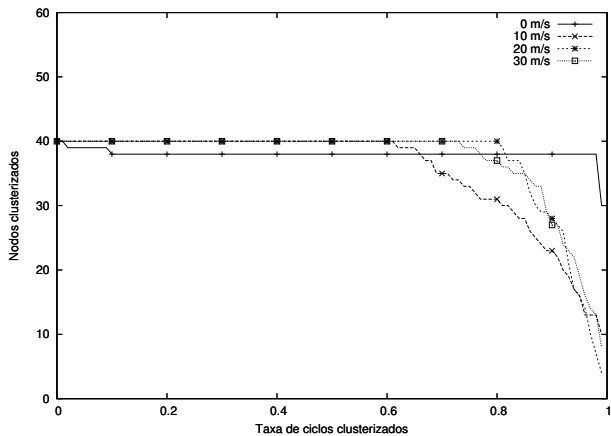


Figura 72 – Nodos clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

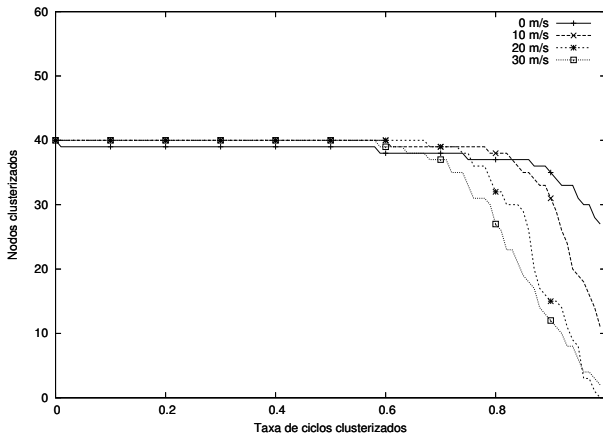


Figura 73 – Nós clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 40 nós (potência de transmissão de -15 dBm)

dades máximas abaixo de 10 m/s resultaram em taxas de ciclos clusterizados instáveis, ora quase nulas e em outros casos quase plenas. De forma parecida, raios de trajetória pequenos resultaram em grande variabilidade nos resultados obtidos para essa métrica. Resultados similares, visíveis nas figuras 83 e 84, foram encontrados em redes com 60 nós. A instabilidade identificada nesses casos limites pode ser relacionada com a distribuição espacial dos nós.

Quando nós se deslocam muito lentamente, ou estão parados, a formação de clusters possível de ser obtida fica fortemente sujeita a sua distribuição espacial. Isso significa que dependendo de como os nós foram inicialmente dispostos a auto-organização pode apresentar desempenhos díspares. Porém se nós deslocam com velocidades apropriadas, os ciclos de entradas e saídas de clusters propiciam que os membros de clusters se distribuam homogeneamente entre todos os nós. De forma parecida, raios de trajetória pequenos geram redes densas, em que um grande número de nós, senão todos, estão no alcance de transmissão.

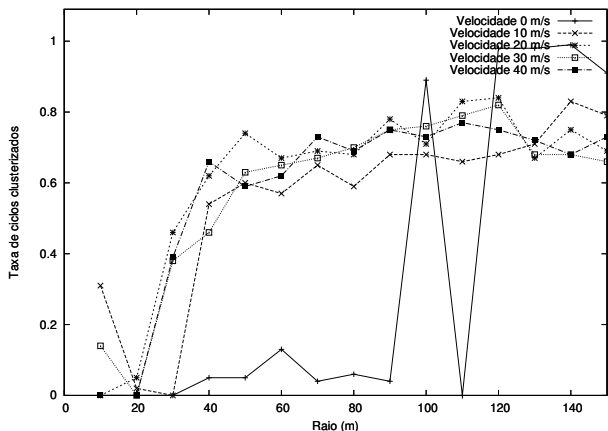


Figura 74 – Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nós em redes com 40 nós (em função do raio e potência de transmissão de -10 dBm)

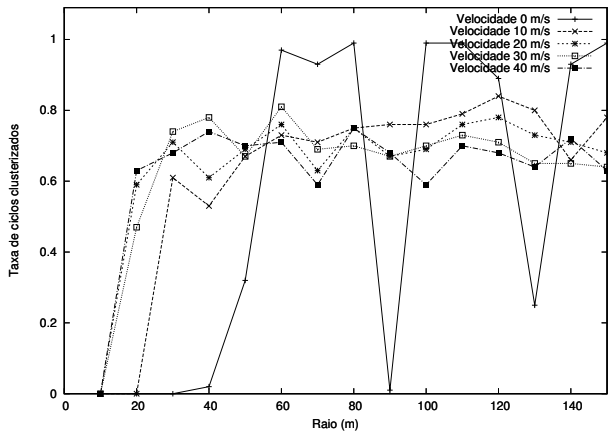


Figura 75 – Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nós em redes com 40 nós (em função do raio e potência de transmissão de -15 dBm)



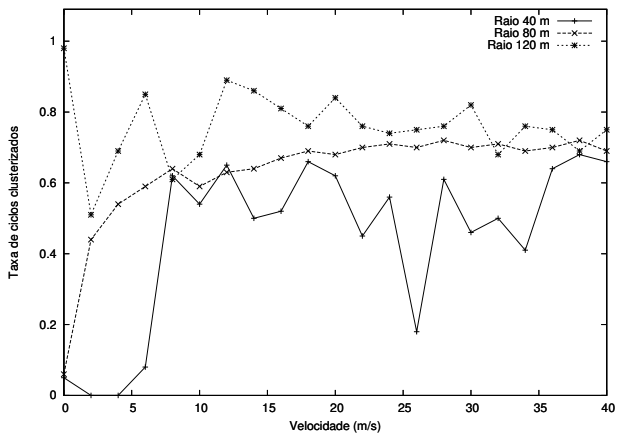


Figura 76 – Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nós em redes com 40 nós (em função da velocidade e potência de transmissão de -10 dBm)

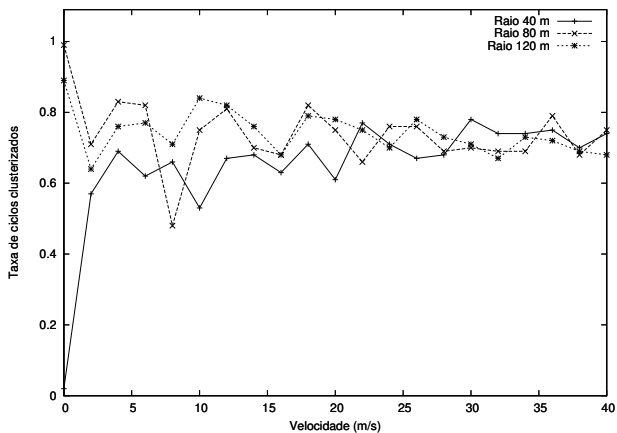


Figura 77 – Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nós em redes com 40 nós (em função da velocidade e potência de transmissão de -15 dBm)

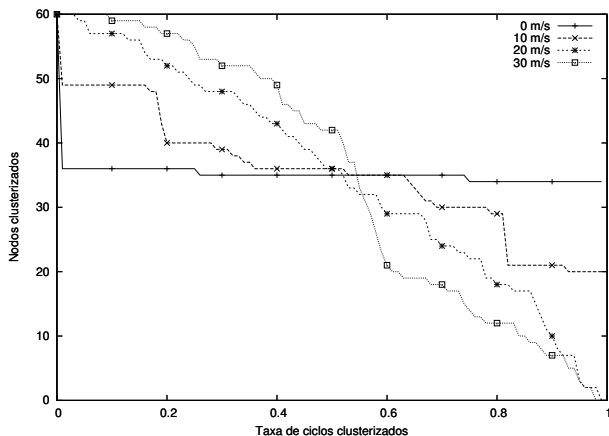


Figura 78 – Nodos clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -5 dBm)

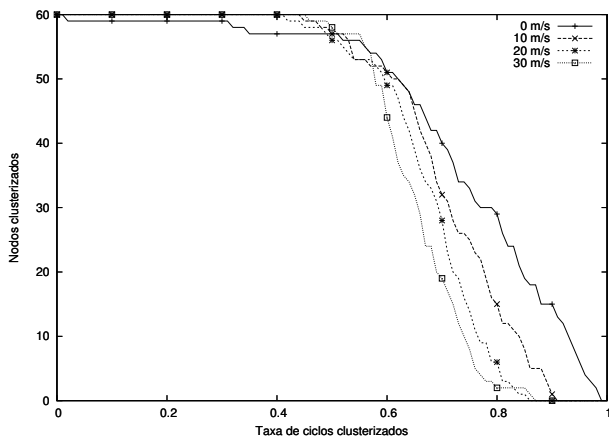


Figura 79 – Nodos clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nodos (potência de transmissão de -10 dBm)

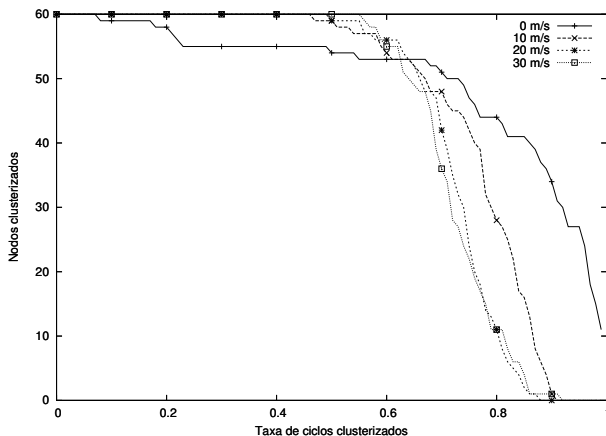


Figura 80 – Nós clusterizados com ao menos uma dada taxa de ciclos clusterizados em redes com 60 nós (potência de transmissão de -15 dBm)

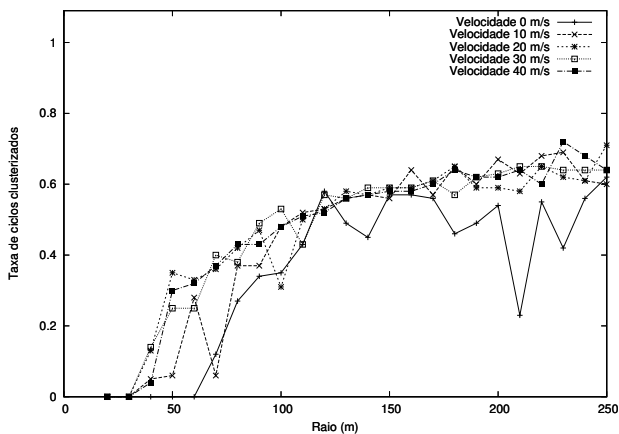


Figura 81 – Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nós em redes com 60 nós (em função do raio e potência de transmissão de -10 dBm)

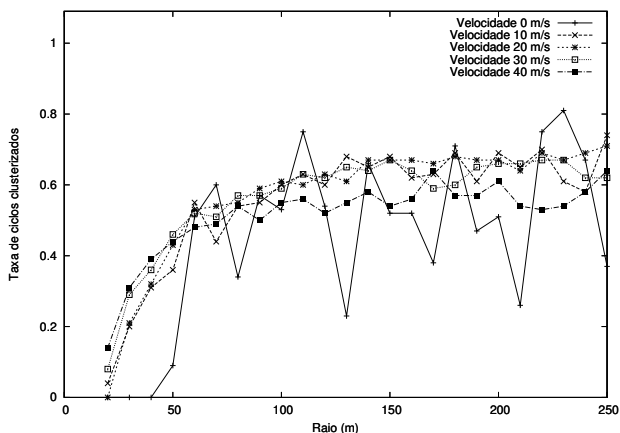


Figura 82 – Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 60 nodos (em função do raio e potência de transmissão de -15 dBm)

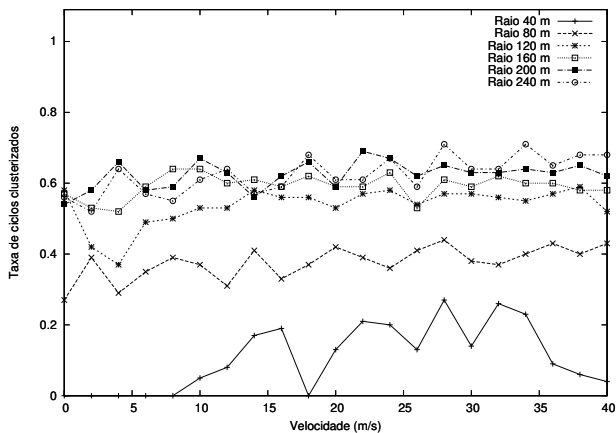


Figura 83 – Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 60 nodos (em função da velocidade e potência de transmissão de -10 dBm)

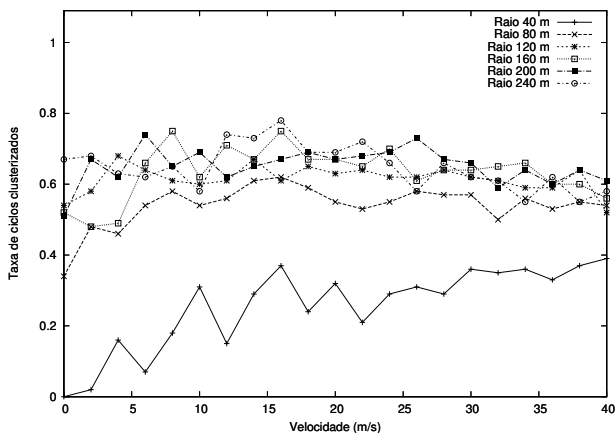


Figura 84 – Taxa de ciclos clusterizados apresentada por ao menos 90 % dos nodos em redes com 60 nodos (em função da velocidade e potência de transmissão de -15 dBm)

### 5.2.2.3 Atrasos para entrada em cluster

Na subseção 5.2.2.2 foi discutido o ciclo de entradas e saídas de clusters por que passa um nodo em movimento. Nos cenários simulados essa alternância entre serem membros ou não-membros de clusters a que nodos estão sujeitos favoreceu uma distribuição homogênea na composição de clusters, o que pode ser verificado pelas taxas de nodos clusterizados. Como o protocolo HCT-MAC busca sempre tornar nodos membros de cluster, os ciclos de entrada e saída de clusters podem ser entendidos como uma sucessão de intervalos compostos por um atraso para entrada em cluster seguido de uma duração de permanência em cluster.

No HCT-MAC, o atraso para entrada em cluster corresponde ao tempo que um nodo deve acessar o meio com contenção até poder começar a operar em modo reserva de recursos. Como discutido na seção 5.2.1 e relacionado com a taxa de ciclos clusterizados na subseção 5.2.2.1, o modo reserva de recursos provê um desempenho da utilização do meio superior ao modo contenção. Assim, quanto mais tempo um nodo puder acessar o meio em modo reserva de recursos, melhor sua utilização do meio. Se um nodo estiver em modo de acesso ao meio com contenção, idealmente deveria conseguir

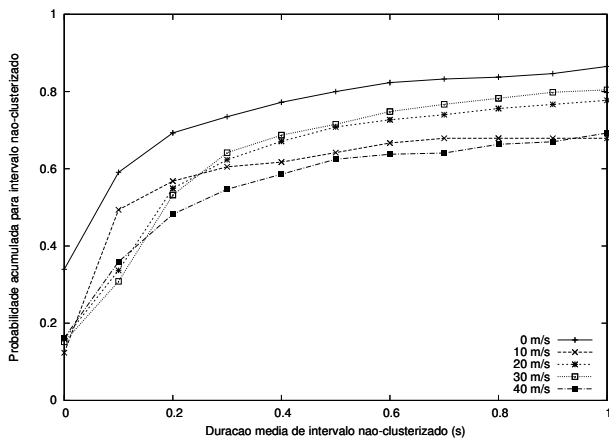


Figura 85 – Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 40 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -5 dBm)

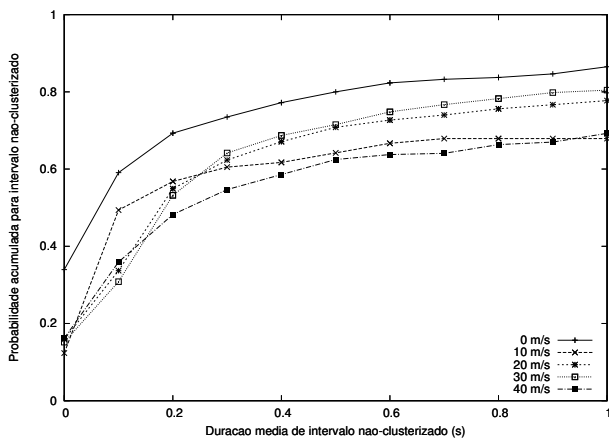


Figura 86 – Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 40 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -10 dBm)

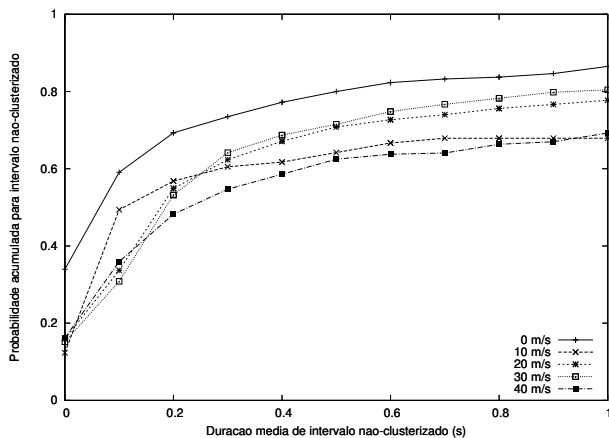


Figura 87 – Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 40 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -15 dBm)

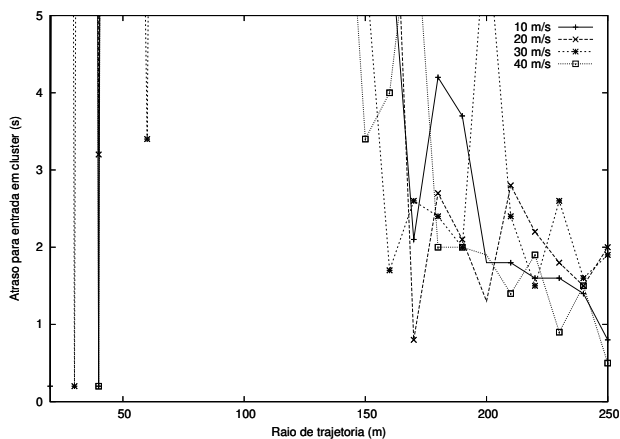


Figura 88 – Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 40 nodos (95 % dos atrasos e potência de -5 dBm)

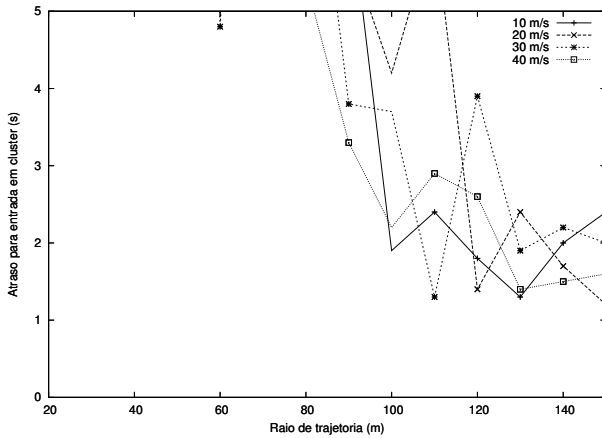


Figura 89 – Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 40 nodos (95 % dos atrasos e potência de -10 dBm)

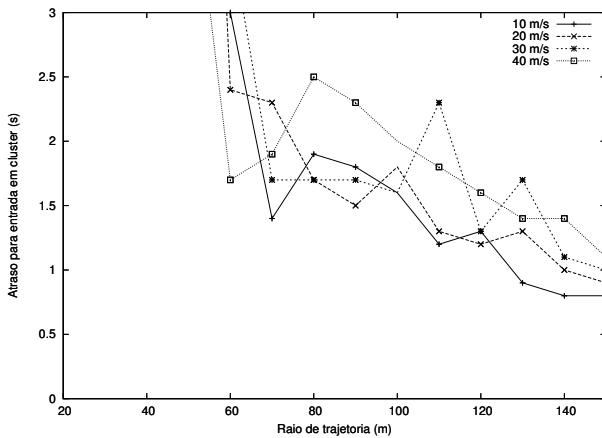


Figura 90 – Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 40 nodos (95 % dos atrasos e potência de -15 dBm)



o quanto antes se tornar membro de um cluster, minimizando o atraso para entrada em cluster. No entanto, isso depende de haver um cluster com *time-slots* disponíveis no alcance e com boa qualidade de enlace. A espera para que essa condição seja satisfeita depende portanto das velocidades relativas entre nodos e da densidade da rede.

Os gráficos contidos nas figuras 85 a 87 mostram as probabilidades acumuladas para os atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em cenários com raio de trajetória de 120 m, e potência de transmissão de -5 dBm, -10 dBm e -15 dBm. Nessas redes, em torno de 80 % dos atrasos para entrada em cluster ficaram abaixo de 1 segundo. Além disso, ao se reduzir a potência de transmissão notou-se um ligeiro incremento na proporção de atrasos abaixo de 1 segundo. Esses resultados sugerem uma relação entre a densidade da rede e os atrasos para entrada em cluster.

Nas figuras 85 a 87 as probabilidades para um limite superior de atrasos para entrada em cluster cresceram rapidamente até um limiar, a partir de que suavizaram sua taxa de crescimento. Com base nesse comportamento identificaram-se os valores de atrasos apresentados em 95 % dos casos, relacionando-os com os raios de trajetória e velocidades dos nodos. As curvas obtidas, mostradas nas figuras 88 a 90, relacionam os atrasos para entrada em cluster com as densidades das redes. Os atrasos máximos para entrada em cluster apresentaram valores elevados em redes densas, mas à medida que os raios de trajetória foram reduzidos, e em consequência também a densidade da rede, esses atrasos diminuíram significativamente até estabilizarem em torno de 1 segundo. Nessas mesmas figuras pode-se notar que a redução da potência de transmissão, o que também contribui para se obterem densidades de rede menores, faz com que a diminuição dos atrasos ocorra com raios de trajetória menores. Esses resultados mostraram que nodos demoraram mais a ingressarem em clusters em redes com densidades elevadas. Assim, densidades de rede menores, ao propiciarem que mais nodos se tornassem membros de cluster e apresentassem maiores taxas de ciclos clusterizados, como discutido na subseção 5.2.2.1, também favoreceram que nodos demorassem menos para ingressarem em um cluster. O mesmo se pôde observar em redes com 60 nodos.

Redes com 60 nodos possuem densidades maiores que redes com 40 nodos com mesmos raios de trajetória e potências de transmissão. Assim pode-se esperar que nodos demorem mais para entrarem em clusters comparados a redes com 40 nodos. Nas figuras 91 a 93 as probabilidades de atrasos máximos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo apresentaram uma ligeira diminuição em relação a redes com 40 nodos. No entanto a diferença nos dois cenários se tornou imperceptível quando a densidade da rede se reduziu, como se pode ver nos casos com potência de transmissão de -15 dBm

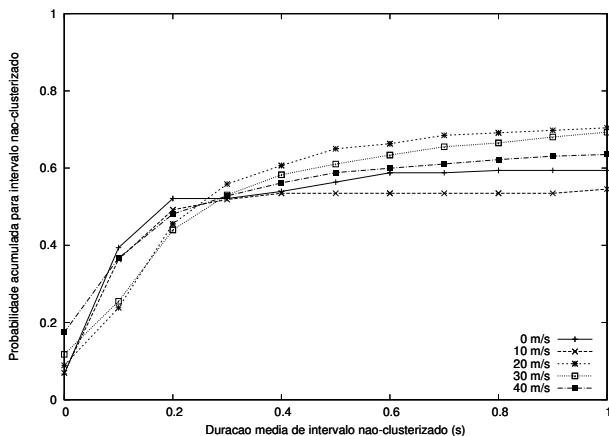


Figura 91 – Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 60 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -5 dBm)

mostrados na figura 93. Finalmente, ao contrário do esperado, a comparação dos atrasos máximos em 95 % dos casos, para diferentes densidades de rede, aparentemente revelou um desempenho melhor em redes com 60 nodos.

Os atrasos máximos identificados em redes com 60 nodos apresentaram comportamento semelhante a redes com 40 nodos. As figuras 94 a 96 mostram que com raios de trajetória menores os atrasos máximos foram elevados, mas diminuirão acentuadamente quando esses raios ultrapassarem um limiar. Da mesma forma que em redes com 40 nodos, o limiar dos raios de trajetória em que ocorreu essa redução nos atrasos esteve relacionado com a potência de transmissão dos rádios. Com potências de -5 dBm o limiar do raio de trajetória se situou perto de 150 m, como se pode ver na figura 88, e com potências de -10 dBm e -15 dBm esses limiares estiveram respectivamente em torno de 100 m e 50 m, como pode ser visto nas figuras 89 e 90. Essas mesmas figuras mostram que em densidades de rede menores os atrasos máximos tenderam a valores entre 1 e 1,5 segundo. Quanto aos aumentos nos valores de atrasos máximos, se uma proporção maior de atrasos for considerada, as figuras 88, 89 e 90 mostram que foram menores que em redes com 40 nodos. Essa aparente incongruência deve ser analisada observando-se os maiores valores de atrasos ocorridos nos experimentos, isto é, aqueles que

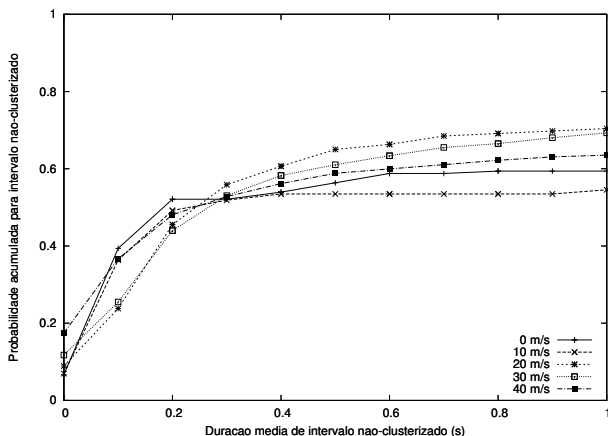


Figura 92 – Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 60 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -10 dBm)

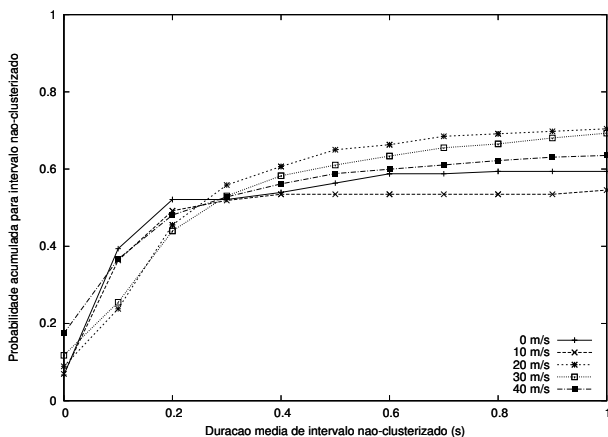


Figura 93 – Probabilidade acumulada para atrasos para entrada em cluster inferiores a 1 segundo em redes com 60 nodos (raio de 120 m e potência de transmissão de -15 dBm)

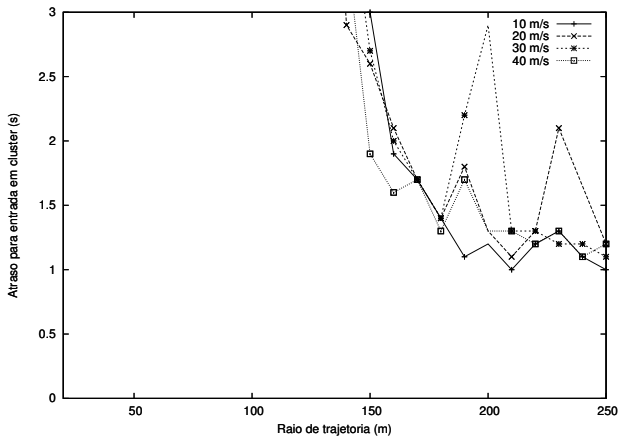


Figura 94 – Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 60 nodos (95 % dos atrasos e potência de -5 dBm)

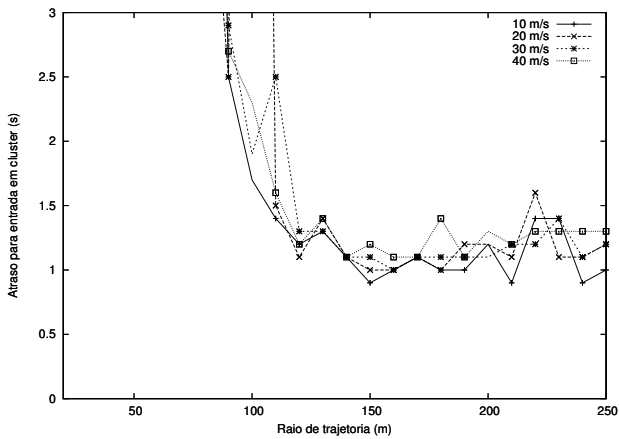


Figura 95 – Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 60 nodos (95 % dos atrasos e potência de -10 dBm)

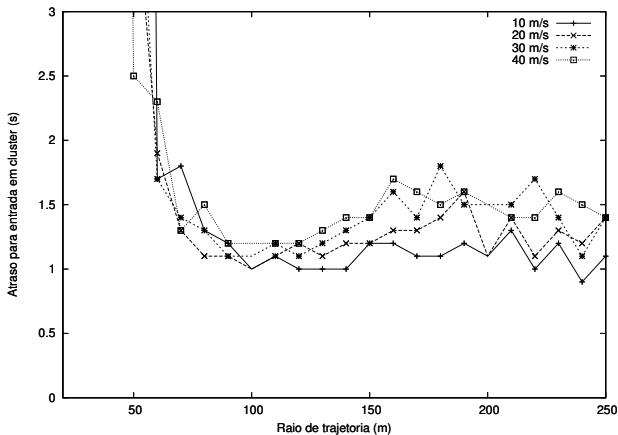


Figura 96 – Atraso máximo de entrada em cluster em redes com 60 nodos (95 % dos atrasos e potência de -15 dBm)

ficaram acima dos observados em 95 % dos casos.

Os maiores atrasos observados nas redes simuladas com 40 e 60 nodos foram comparados considerando-se diferentes potências de transmissão. De acordo com as figuras 97 a 99, em densidades de rede maiores os atrasos em redes com 60 nodos são significativamente superiores aos verificados em redes com 40 nodos. Porém a situação se inverte quando as densidades de rede são menores, seja reduzindo a potência de transmissão ou aumentando o raio de trajetória. Isso indica que para cada quantidade de nodos existe um intervalo de densidades de rede que favorece a formação de clusters. Abaixo do limite inferior desse intervalo a quantidade de nodos no alcance de 2 hops excede o número de *time-slots* disponíveis, impedindo que todos os nodos possam ser membros de cluster. Acima do limite superior a quantidade de nodos no alcance de 2 hops se reduz a um ponto que o número de nodos adjacentes nem sempre possibilita a formação de clusters.

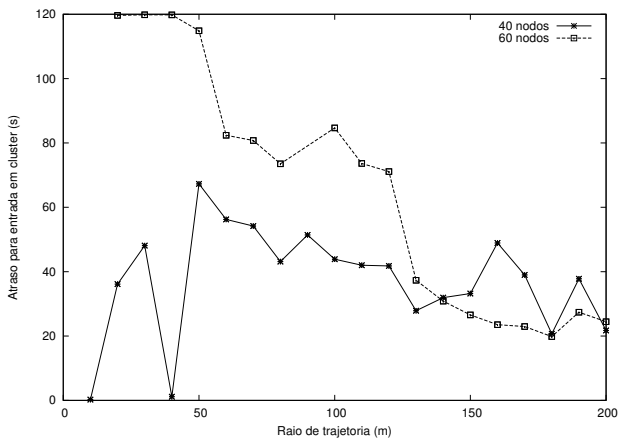


Figura 97 – Médias dos atrasos máximos de entrada em cluster (potência de -5 dBm)

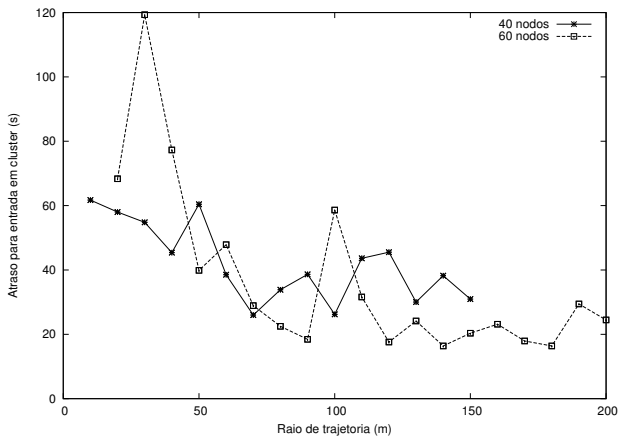


Figura 98 – Médias dos atrasos máximos de entrada em cluster (potência de -10 dBm)

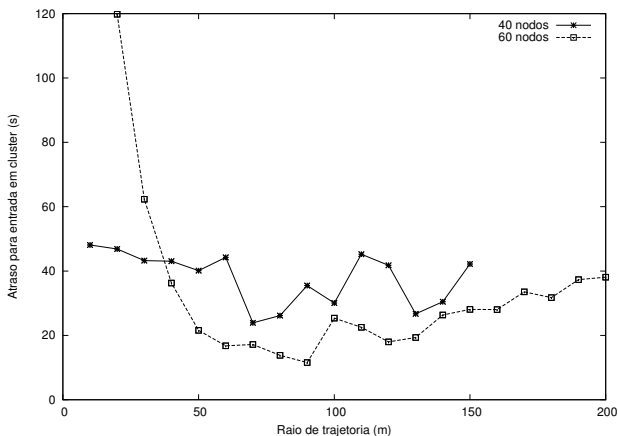


Figura 99 – Médias dos atrasos máximos de entrada em cluster (potência de -15 dBm)

#### 5.2.2.4 Duração de permanência em cluster

Dentro dos ciclos de entrada e saída de cluster por que passam nodos, a duração do intervalo como membro de cluster determina quanto tempo um nodo pode operar continuamente em modo reserva de recursos. Quanto mais longos esses intervalos, menor a frequência de interrupções no modo reserva de recursos, o que favorece uma melhor utilização do meio. Assim, nesta subseção caracterizaram-se esses intervalos, que foram denominados durações de permanência em cluster.

Um nodo pode se tornar membro de cluster se for eleito cluster-head ou se um cluster-head o convidar a ingressar em seu cluster. No primeiro caso, sua permanência em cluster se encerrará quando deixar de ser cluster-head, o que ocorre se seu cluster se tornar vazio ou se houver um conflito de uso de superframe e um novo superframe não puder ser alocado, como explicado na seção 4. Um cluster pode se esvaziar se não houver nodos adjacentes com qualidade de enlace suficiente para serem convidados a usarem os time-slots do cluster. No outro caso, um nodo se manterá membro de um cluster enquanto o cluster-head existir e a qualidade de enlace relativa a esse cluster-head for aceitável. Em ambos os casos, a qualidade de enlace entre nodos tem papel fundamental para a formação de clusters, porém a existência de um

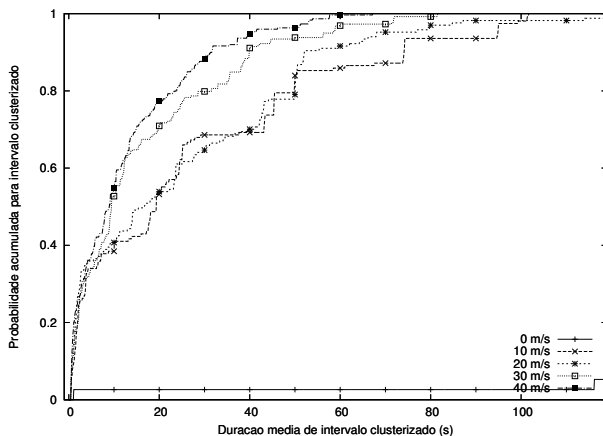


Figura 100 – Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 40 nodos (raio de 150 m e potência de -5 dBm)

enlace entre nodos depende da relação entre os alcances de seus rádios e as distâncias que os separam.

As trajetórias com raios variáveis usadas nas simulações de redes com 40 e 60 nodos móveis, de acordo com o modelo de corrida, resultaram em redes com diferentes densidades espaciais. Nessas redes o espaçamento médio entre nodos esteve diretamente relacionado com o raio de trajetória, uma vez que nodos foram dispostos aleatoriamente ao longo dessas trajetórias. Uma vez a distância entre nodos sendo inferior ao alcance de seus rádios, existe a possibilidade de que se estabeleça um enlace entre eles. Se a distância entre dois nodos for suficientemente pequena, comparada ao alcance de seus rádios, um enlace com boa qualidade pode ser criado. Devido à mobilidade dos nodos, essas distâncias podem variar ao longo do tempo, e com isso enlaces entre nodos podem ser estabelecidos ou rompidos. A duração de enlaces depende de quão rápido variam as distâncias entre nodos, e portanto das velocidades relativas entre nodos. Desta forma, os resultados das simulações foram analisados tendo em vista os raios de trajetória e velocidades máximas dos nodos.

Nos experimentos realizados, os valores para durações de permanência em cluster estiveram distribuídos aproximadamente de acordo com uma distribuição exponencial. Isso pode ser observado nas figuras 100 a 102 e 103



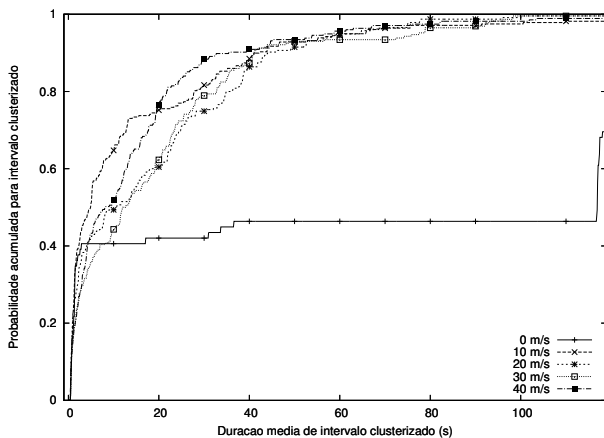


Figura 101 – Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 40 nodos (raio de 120 m e potência de -10 dBm)

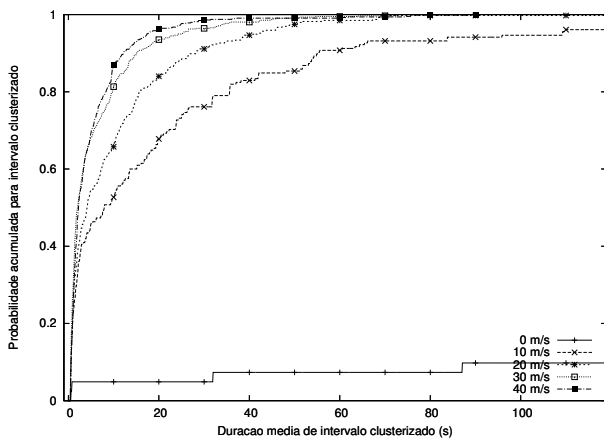


Figura 102 – Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 40 nodos (raio de 100 m e potência de -15 dBm)

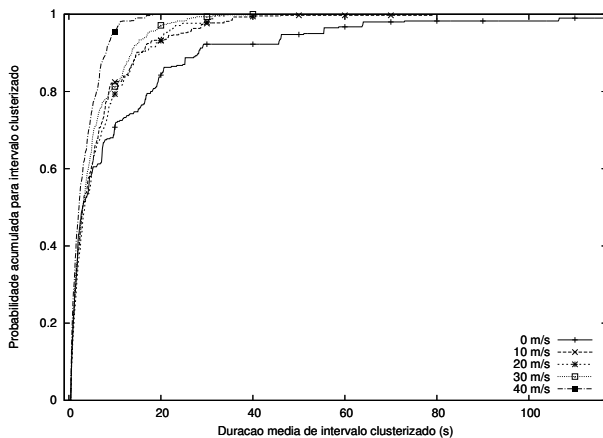


Figura 103 – Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 60 nodos (raio de 150 m e potência de -5 dBm)

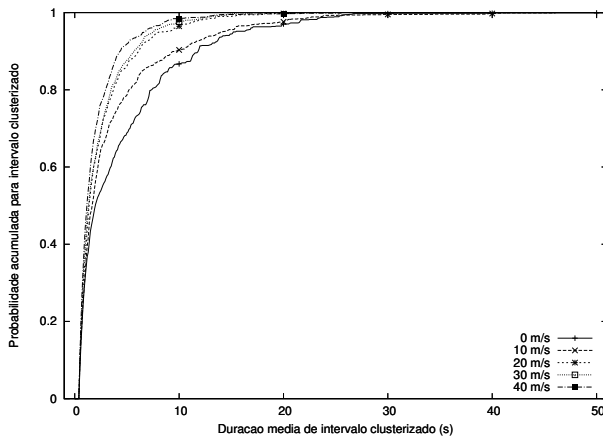


Figura 104 – Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 60 nodos (raio de 120 m e potência de -10 dBm)

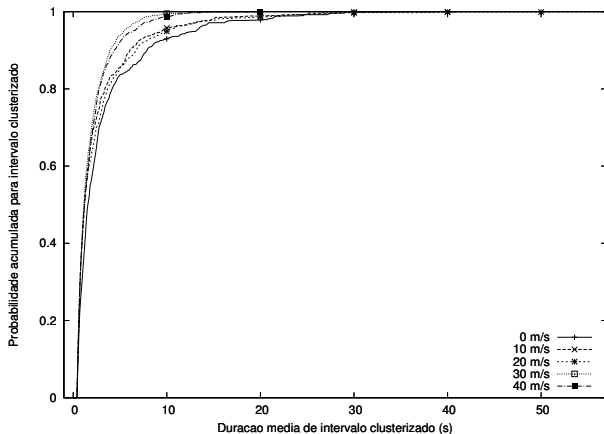


Figura 105 – Probabilidade acumulada para permanências em cluster em redes com 60 nodos (raio de 100 m e potência de -15 dBm)

a 105, que apresentam curvas das probabilidades acumuladas das permanências em cluster em redes com respectivamente 40 e 60 nodos, para diferentes velocidades máximas de nodos. Os cenários apresentados variaram a potência de transmissão de rádios, para investigar a influência da densidade da rede nos resultados. As figuras mostram curvas semelhantes a de uma distribuição exponencial principalmente em densidades de rede mais baixas, obtidas com potências de transmissão menores. As velocidades máximas dos nodos também contribuíram para a distribuição das permanências em cluster, com velocidades maiores (acima de 10 m/s) resultando em curvas mais próximas de uma distribuição exponencial. Essas curvas revelaram uma quantidade significativa de intervalos de permanência em cluster de curta duração, o que se pode verificar observando as durações mínimas de intervalos clusterizados em 90 % dos casos.

Nas figuras 106 a 111 foram traçadas curvas para as durações mínimas de permanência em cluster observadas em 90 % dos casos em redes com 40 e 60 nodos. De acordo com elas, maiores raios de trajetória e menores potências de transmissão resultaram em durações mínimas mais baixas. No entanto, as taxas de ciclos clusterizados em redes com 40 nodos apresentadas na subseção 5.2.2.1 mostraram pouca variação tanto com os raios de trajetória quanto de potência de transmissão. No caso das redes com 60 nodos, a taxa

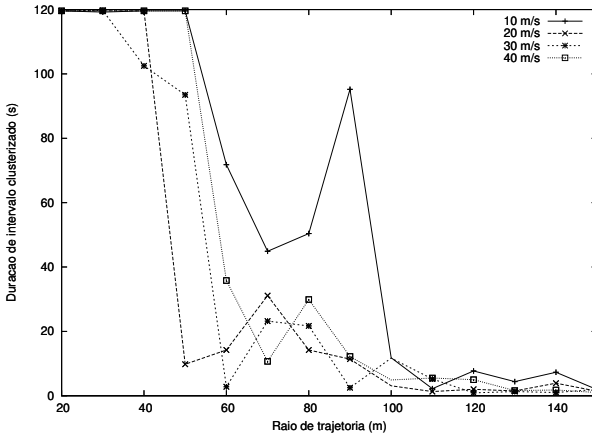


Figura 106 – Durações mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 40 nodos (potência de -5 dBm)

de ciclos clusterizados aumentou com a redução da potência de transmissão ou aumento do raio de trajetória. Isso significa que nesses cenários muitas tentativas de nodos se tornarem membros de cluster não tiveram sucesso ou foram de curta duração. Por outro lado, raios de trajetória menores ou potências de transmissão maiores favoreceram associações mais duradouras de nodos a clusters, o que pode explicar as taxas de ciclos clusterizados que foram observadas.

Os resultados para as durações de permanência em cluster podem ser comparados com uma previsão obtida de forma analítica. Tomando como base as velocidades dos nodos e os alcances dos sinais de seus rádios, pode-se deduzir o valor esperado para as durações de enlaces entre nodos. Um nodo pode permanecer em um cluster enquanto a comunicação com seu cluster-head for possível, o que depende do alcance do sinal de seus rádios e da velocidade relativa entre eles. Assim, a duração máxima  $T_c$  do intervalo clusterizado, conhecendo-se o alcance de sinal de rádio  $r$  e a velocidade relativa  $v$ , pode ser calculada usando a equação 5.4. No entanto as velocidades dos nodos não são constantes, e sim se apresentam como variáveis aleatórias que obedecem alguma distribuição de probabilidade. Desta forma, para calcular as durações de intervalos clusterizados deve-se descobrir a distribuição de probabilidade que rege seu comportamento.

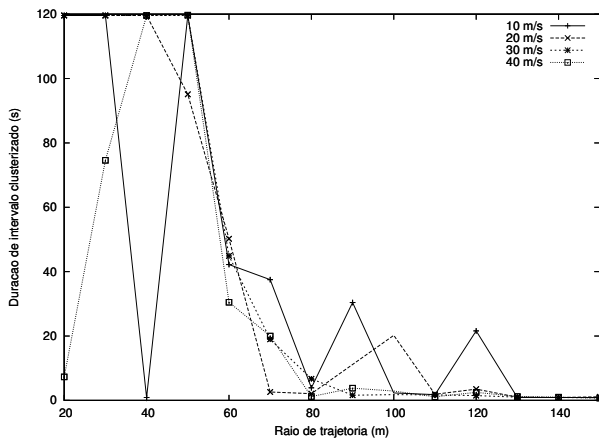


Figura 107 – Durações mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 60 nodos (potência de -5 dBm)

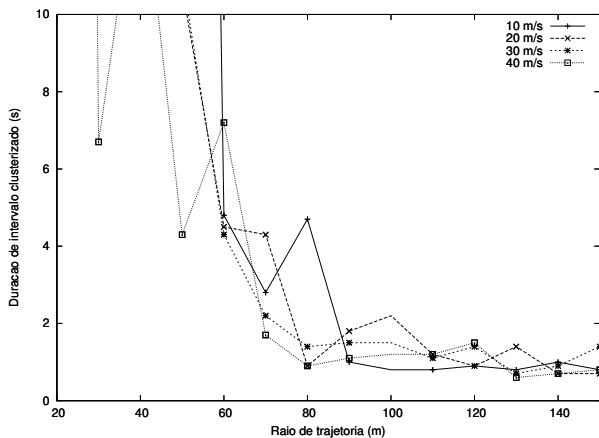


Figura 108 – Durações mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 40 nodos (potência de -10 dBm)

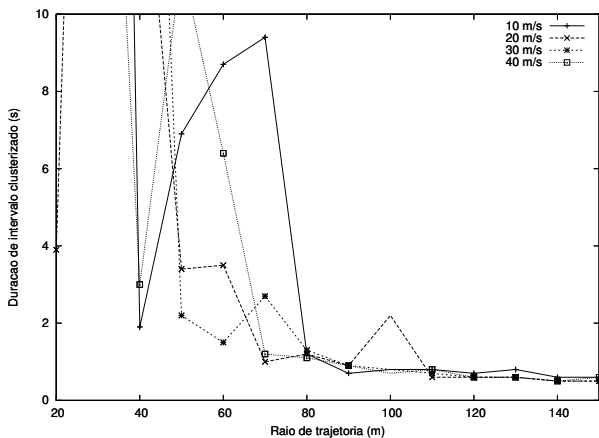


Figura 109 – Durações mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 60 nodos (potência de -10 dBm)

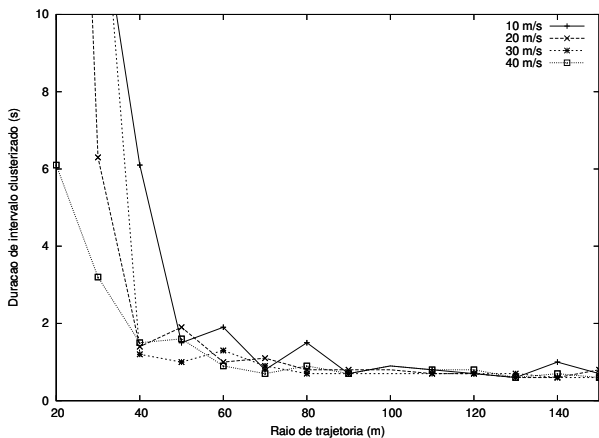


Figura 110 – Durações mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 40 nodos (potência de -15 dBm)

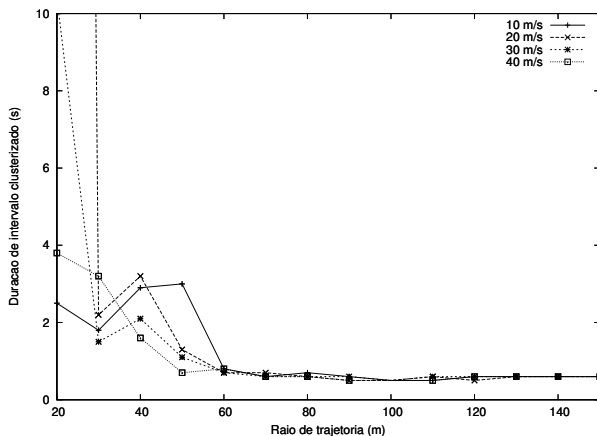


Figura 111 – Durações mínimas de permanência em cluster para 90 % dos casos em redes com 60 nodos (potência de -15 dBm)

$$T_c = \frac{2r}{v} \quad (5.4)$$

Nas simulações as velocidades dos nodos foram distribuídas uniformemente, com limites dados por uma velocidade mínima e o dobro desse valor. A velocidade relativa, calculada como a diferença entre as velocidades de dois nodos, possui f.d.p (função densidade de probabilidade)  $f_V(v)$  dada pela equação 5.5. O parâmetro  $v_{max}$  corresponde à velocidade relativa máxima. De acordo com a equação 5.4, a duração de intervalo  $T_c$  é função da velocidade relativa  $v$ , portanto a f.d.p  $f_{T_c}(t_c)$  pode ser deduzida a partir de  $f_V(v)$  como mostrado na equação 5.6 (o valor  $t_{max}$  equivale à duração máxima de intervalo clusterizado). Finalmente, com a f.d.p  $f_{T_c}(t_c)$  torna-se possível calcular o valor esperado de  $T_c$ , como pode ser visto na equação 5.7.

$$f_V(v) = \frac{2(v_{max} - v)}{v_{max}^2} \quad (5.5)$$

$$f_{T_c}(t_c) = \frac{r}{t_c^2} \cdot f_V(r/t_c) \quad (5.6)$$

$$\begin{aligned}
E[T_c] &= t_{max} P(T_c \geq t_{max}) + \int_{r/v_{max}}^{t_{max}} t_c f_T(t_c) dt \\
&= \frac{2r}{v_{max}^2 t_{max}} [3r + v_{max} t_{max} (-4 + \log(t_{max}))] - \frac{2r}{v_{max}} (1 + \log(r/v_{max}))
\end{aligned} \tag{5.7}$$

O valor esperado para a duração de enlace  $T_c$  pode ser entendido como um limite superior para os valores médios de duração de intervalo clusterizado. Se um enlace entre dois nodos tem duração dada por  $T_c$ , um intervalo clusterizado não pode exceder esse valor. Assim, os valores para duração de intervalo clusterizado para diferentes alcances de sinal obtidos nas simulações podem ser comparados com os valores esperados correspondentes de  $T_c$ . Os gráficos contidos nas figuras 112 a 117 mostram as médias dos 60 maiores valores de duração de intervalo clusterizado em redes com 40 e 60 nodos. Os alcances de sinal de 50m, 90m e 150m foram obtidos respectivamente com potências de transmissão de -15 dBm, -10 dBm e -5 dBm. Em cada gráfico foi incluída uma curva para o valor esperado de  $T_c$ . Nota-se que de fato os valores médios de duração de intervalo clusterizado estão abaixo do valor esperado de  $T_c$ . Além disso, suas dependências com as velocidades dos nodos apresentam um comportamento similar ao valor esperado de  $T_c$ . No entanto, os valores médios de duração de intervalo clusterizado se mostram significativamente abaixo do valor esperado de  $T_c$ , particularmente em cenários com maior alcance de sinal.



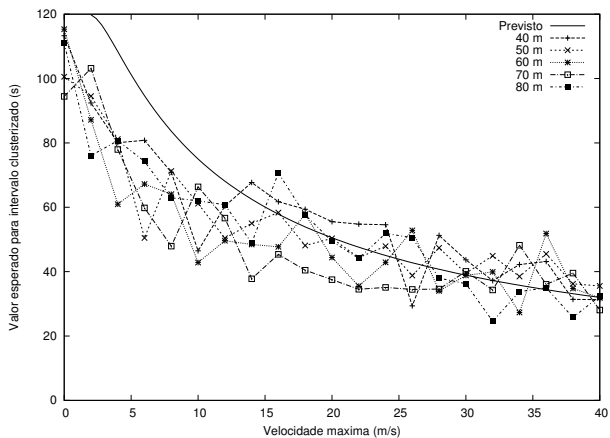


Figura 112 – Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 40 nós (potência de -15 dBm)

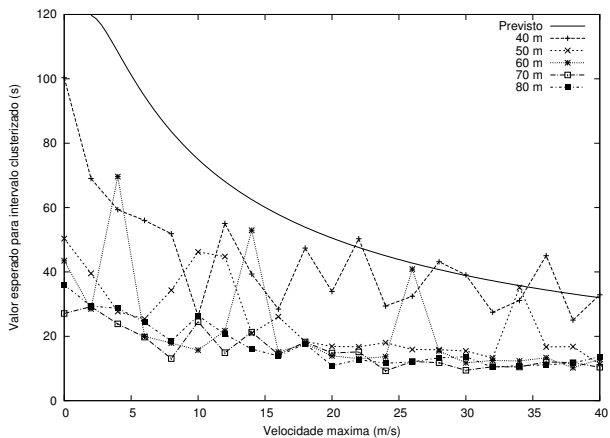


Figura 113 – Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 60 nós (potência de -15 dBm)

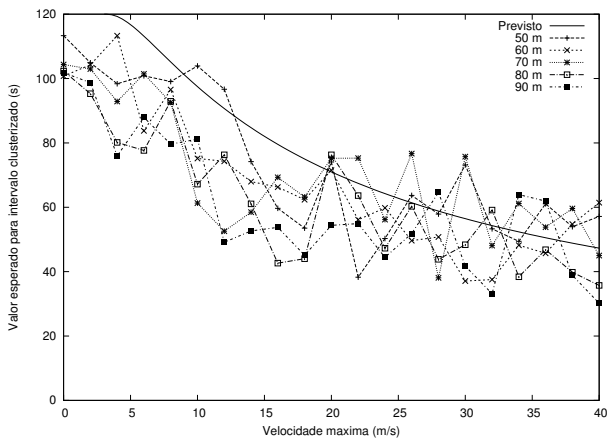


Figura 114 – Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 40 nodos (potência de -10 dBm)

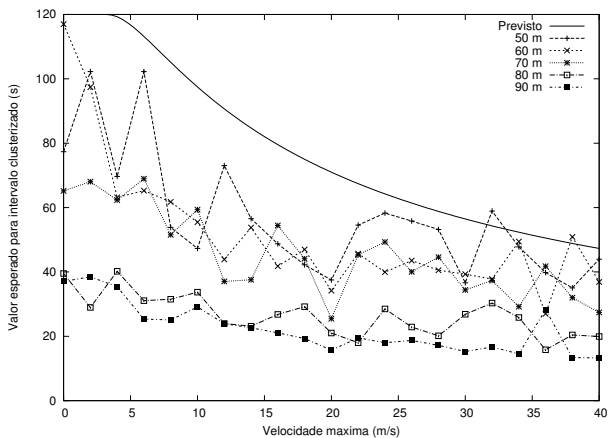


Figura 115 – Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 60 nodos (potência de -10 dBm)

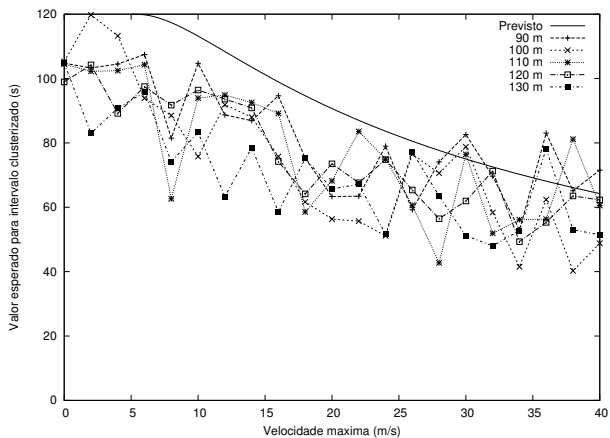


Figura 116 – Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 40 nodos (potência de -5 dBm)

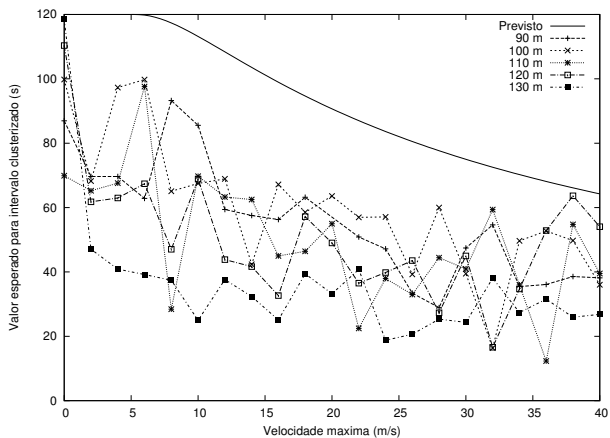


Figura 117 – Valor esperado para duração de permanência em cluster em redes com 60 nodos (potência de -5 dBm)

### 5.3 CONCLUSÃO

Os resultados dos experimentos mostraram que o HCT-MAC proporcionou uma utilização do meio significativamente melhor nos cenários simulados, comparado a um protocolo CSMA. O desempenho do HCT-MAC nesse quesito se aproximou do que seria possível se fosse usado um MAC TDMA ótimo. Esse melhor resultado se deveu ao mecanismo de reserva de recursos implementado pelo HCT-MAC, que possibilita que as transmissões dos nodos sejam coordenadas oportunisticamente usando um acesso ao meio livre de disputa do tipo TDMA. O fato de que uma parcela significativa dos nodos ter conseguido efetuar transmissões com acesso ao meio livre de disputa significa que o HCT-MAC conseguiu realizar reserva de recursos consistentemente, mesmo com as adaptações provocadas por mudanças de topologia causadas pelas movimentações dos nodos.

Do ponto de vista da auto-organização, que é um requisito para que a reserva de recursos seja realizada, *clusters* se formaram e se adaptaram à mobilidade dos nodos. Isso pode ser notado particularmente nos cenários com velocidades maiores, em que se favoreceu um equilíbrio na taxa de ciclos clusterizados experimentados por nodos. Esse resultado pode ser creditado à maior frequência com que nodos entram e saem de *clusters*, devido às velocidades relativas entre nodos mais elevadas nesses cenários.

Além da mobilidade, a densidade dos nodos teve papel fundamental nos resultados obtidos. A densidade foi definida como a quantidade média de nodos adjacentes, e portanto tem relação direta com a demanda por recursos (*time-slots*). Isto porque, para um determinado ciclo de transmissão, constituído por um número definido de superquadros e *time-slots*, há um limite (35 nodos nos cenários simulados) na quantidade de nodos que podem alocar *time-slots* em cada ponto da rede. Assim, melhores taxas de ciclos clusterizados e nodos clusterizados foram obtidas em redes cujas densidades ficaram abaixo desse limite.

## 6 CAPACIDADE TEMPO-REAL PROBABILÍSTICA

A capacidade tempo-real de uma rede, introduzida em (ABDELZHER; PRABH; KIRAN, 2004) e descrita na seção 2.5, é um método para quantificar a habilidade de uma rede entregar mensagens dentro de seus prazos, dada uma certa carga de transmissão. Ela informa um limite inferior na carga de transmissão suportada, de acordo com a capacidade de canal (largura de banda), topologia da rede e padrão de tráfego. A capacidade tempo-real é definida de forma determinística, assumindo a existência de um protocolo MAC capaz de enviar quadros em tempo limitado. No caso de um protocolo MAC em que o atraso de acesso ao meio não é limitado porém pode ser descrito por uma distribuição de probabilidade, a capacidade tempo-real deve expressar seu limite inferior com uma dada probabilidade.

A capacidade tempo-real probabilística apresentada nesta seção representa uma solução analítica para estabelecer um limite inferior na capacidade tempo-real de protocolos MAC híbridos. Nesses protocolos o acesso ao meio alterna entre um modo reserva de recursos, em que o acesso se faz em tempo limitado, e outro baseado em contenção, em que isso não ocorre. Devido a essa alternância no modo de acesso ao meio, o acesso em tempo limitado sofre interrupções cíclicas, em que um nodo em modo contenção espera por condições favoráveis para operar novamente em modo reserva de recursos. Tais ciclos de reconfiguração adicionam atrasos na entrega de mensagens fim-a-fim, devido a esperas por reconfiguração do modo reserva de recursos. Para calcular a probabilidade de um limite inferior da capacidade tempo-real, a distribuição desses atrasos adicionais deve ser considerada.

O limite inferior na capacidade tempo-real de um protocolo MAC híbrido pode ser calculado usando o parâmetro *inversão de urgência*  $\alpha$  contido na equação 6.1 ( $\alpha \in [0, 1]$ ), que descreve a capacidade tempo-real em uma rede com carga balanceada com  $n$  nodos, tamanho de vizinhança  $m$ , largura de banda  $W$  e máximo de  $N$  saltos por mensagem. Esse parâmetro relaciona o atraso fim-a-fim adicional, causado pelo protocolo MAC, roteamento ou aplicação, ao menor prazo de entrega dentre as mensagens transmitidas. Atrasos mais elevados resultam em valores menores para  $\alpha$  e, conseqüentemente, em menores capacidades tempo-real. Se os atrasos adicionais forem resultado de processos estocásticos, e assim serem caracterizados como uma variável aleatória, o parâmetro  $\alpha$  também se torna uma variável aleatória, por ser função do atraso adicional fim-a-fim. Dessa forma, dado um valor  $\alpha_0$  pode-se determinar a probabilidade de que  $\alpha \geq \alpha_0$ . Essa, por sua vez, equivale à probabilidade de que o limite inferior da capacidade tempo-real seja aquele correspondente a  $\alpha_0$ . Para obter esse resultado, deve ser determinada

a distribuição de probabilidade dos atrasos adicionais impostos pelas características da rede e do protocolo MAC, a partir da qual pode se derivar a distribuição de  $\alpha$ .

$$C_{RT} = \alpha \frac{nW}{mN} \quad (6.1)$$

A análise apresentada pode ser aplicada a qualquer protocolo MAC híbrido com as características supra citadas. Esse é o caso do protocolo HCT-MAC, que realiza reserva de recursos adaptativa de curto alcance entre grupos de nodos chamados *clusters*. Enquanto nodos são membros de cluster e assim não operam em modo reserva de recursos, o HCT-MAC efetua transmissões com disputa. Tão logo as condições de agrupamento se tornem adequadas, os nodos envolvidos formam um cluster e assim ativam o modo reserva de recursos. Nodos podem sair de seus clusters se as qualidades de seus enlaces caírem devido aos distanciamentos causados pela mobilidade, interrompendo o modo reserva de recursos. Como o acesso ao meio em tempo limitado ocorre somente no modo reserva de recursos, a capacidade tempo-real do HCT-MAC deve ser calculada considerando somente as transmissões de nodos clusterizados. Portanto, a análise da capacidade tempo-real probabilística pode ser aplicada a redes móveis cujo modo de acesso ao meio sofre reconfigurações cíclicas.

Em uma MANET, as qualidades de enlaces variam consideravelmente à medida que nodos se movem e a topologia da rede se modifica. No caso do protocolo HCT-MAC, clusters se modificam de forma que seus membros sejam nodos com boas qualidades de enlaces relativos ao cluster-head. Características como padrão de mobilidade e densidade da rede influenciam quanto tempo um nodo fica clusterizado e, uma vez em modo contenção, quanto tempo espera para se tornar novamente membro de cluster. Como consequência da mobilidade e topologia da rede, as durações de intervalos clusterizados e não-clusterizados são distribuídos aleatoriamente, podendo assim ser representados por variáveis aleatórias. Isso implica serem também distribuídos aleatoriamente os atrasos devidos a reconfigurações de clusters sofridos por mensagens enquanto atravessam a rede, vistos como atrasos adicionais fim-a-fim. Como o parâmetro  $\alpha$  é função do atraso adicional fim-a-fim, a capacidade tempo-real de um MANET que usa o protocolo HCT-MAC é uma variável aleatória.

A análise da capacidade tempo-real provida com um protocolo MAC híbrido assume algumas simplificações. Em primeiro lugar, ciclos de reconfiguração de diferentes nodos são independentes, apesar de haver uma certa probabilidade de que nodos adjacentes tenham seus ciclos de reconfiguração sincronizados. Com isso a capacidade prevista deve ser inferior à capacidade

Variável	Descrição
$T_a$	Instante de chegada de mensagem em um nodo
$T_r$	Atraso sofrido por uma mensagem em um nodo devido à recepção em intervalo de reconfiguração
$T_c$	Atraso sofrido por uma mensagem em um nodo devido à reconfiguração enquanto sendo escalonada
$T_s$	Atraso sofrido por uma mensagem em um nodo devido a escalonamento
$T$	Atraso adicional total fim-a-fim
$D_R$	Duração de intervalo de reconfiguração
$D_L$	Duração de intervalo em modo reserva de recursos
$M_L$	Latência de mensagem em um nodo

Tabela 9 – Variáveis aleatórias usadas na análise da capacidade tempo-real

real. Em segundo lugar, apenas transmissões efetuadas em modo de reserva de recursos são contabilizadas no cálculo da capacidade tempo-real. Finalmente, as durações dos intervalos nos ciclos de reconfiguração de todos os nodos obedecem às mesmas distribuições de probabilidade.

Em todas as equações apresentadas a seguinte notação foi adotada. Nomes de variáveis aleatórias iniciam com uma letra maiúscula (ex:  $T_a$  para instante de chegada de mensagem), e valores amostrados são escritos em letras minúsculas (ex:  $t_a$  é uma amostra de  $T_a$ ). A FDP (Função Densidade de Probabilidade) de uma variável aleatória é prefixada pela letra  $f$ , como  $f_{T_a}$  como FDP de  $T_a$ ; a FDA (Função Distribuição Acumulada) se prefixa com a letra  $F$ , sendo  $F_{T_a}$  a FDA de  $T_a$ . A FDP conjunta é escrita listando-se as variáveis aleatórias envolvidas, como por exemplo  $f_{T_a, D_R}(t_a, d_R)$  sendo a FDP conjunta de  $T_a$  e  $D_R$ . A tabela 9 lista as variáveis aleatórias usadas na análise, junto com suas descrições.

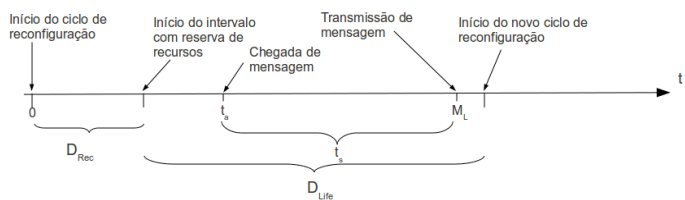
O restante do capítulo se divide em definição do problema na subseção 6.1, onde se descreve o modelo de sistema usado na análise. Na subseção 6.2 se deriva a FDP do atraso adicional em um nodo, e na subseção 6.3 se estende a análise para obter a FDA do atraso adicional fim-a-fim sofrido por mensagens após atravessarem  $N$  saltos na rede. A seção 6.4 aplica a essa análise ao caso em que os intervalos de ciclos de reconfiguração são exponencialmente distribuídos. Finalmente, a seção 6.5 apresenta os resultados de experimentos realizados com redes móveis que usam o HCT-MAC.

## 6.1 DEFINIÇÃO DO PROBLEMA

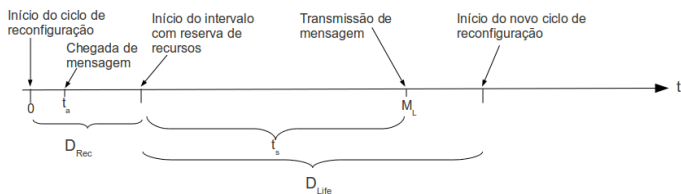
Devido à suposição de que nodos são independentes com respeito a seus ciclos de reconfiguração, uma mensagem pode ser recebida por um nodo em qualquer instante de um de seus ciclos de reconfiguração. Um ciclo de reconfiguração é composto de um intervalo de duração  $D_R$ , em que o nodo opera em modo contenção, seguido por outro intervalo  $D_L$ , em que o nodo opera em modo reserva de recursos. Uma vez recebida, uma mensagem deve aguardar um intervalo de tempo  $T_n$  antes de ser encaminhada. Se for recebida dentro do intervalo em modo reserva de recursos, e puder ser encaminhada ainda dentro desse intervalo, como mostrado na figura 118(a), o atraso adicional se resume à espera na fila de escalonamento. Se a mensagem for recebida dentro do intervalo de contenção, como mostrado na figura 118(b), o atraso até ser encaminhada será composto pela espera  $T_r$  até o início do intervalo em modo reserva de recursos somado à espera  $T_s$  na fila de escalonamento. Se durante a espera na fila terminar o intervalo em modo reserva de recursos, o atraso antes do encaminhamento será acrescido da duração do próximo intervalo de reconfiguração, como pode ser visto na figura 118(c). Como se pode notar, o atraso adicional de encaminhamento em um nodo depende do instante de chegada da mensagem  $T_a$  somando ao atraso de escalonamento  $T_s$ , e das durações dos intervalos de reconfiguração  $D_R$  e de modo reserva de recursos  $D_L$ . Sendo processos estocásticos, são representados na análise como variáveis aleatórias.

Os atrasos sofridos devido a reconfigurações do protocolo MAC representam atrasos adicionais na entrega de mensagens fim-a-fim. Dessa forma, na análise de capacidade tempo-real esses atrasos devem ser incluídos na definição da *inversão de urgência*  $\alpha'$ . Na equação 6.2, o atraso adicional fim-a-fim  $T$  é usado para calcular  $\alpha'$ . Esse atraso é formado pela somatória dos atrasos  $T_n$ , que correspondem aos atrasos de encaminhamento em cada nodo no caminho de uma mensagem. Em cada nodo, o atraso  $T_n$  é composto pela soma do atraso de escalonamento  $T_s$ , do atraso  $T_r$  devido à recepção durante reconfiguração, e do atraso  $T_c$  causado pelo término do intervalo em modo reserva de recursos antes do envio de mensagem. Assim,  $\alpha'$  é uma função das variáveis aleatórias correspondentes a esses atrasos, e sua FDA precisa ser calculada a partir de suas distribuições de probabilidade. A FDA de  $\alpha'$  possibilita obter a probabilidade de que  $\alpha' \geq \alpha_0$ , o que pode ser usado para descobrir a probabilidade de um dado limite inferior na capacidade tempo-real.

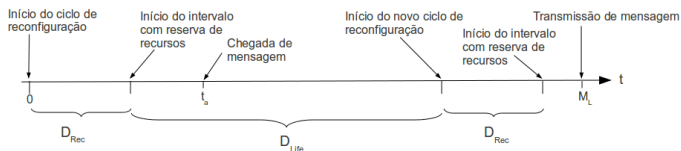




(a) Mensagem encaminhada antes de reconfiguração



(b) Mensagem recebida durante reconfiguração



(c) Mensagem encaminhada após reconfiguração

Figura 118 – Atrasos adicionais de encaminhamento de mensagem

$$\begin{aligned}\alpha' &= \alpha \cdot \left(1 - \frac{T_N}{D_{min}}\right) \\ &= \alpha \cdot \left(1 - \frac{\sum_{j=1}^N T_n}{D_{min}}\right)\end{aligned}\quad (6.2)$$

$$F_{A'}(\alpha') = 1 - F_{T_N}((1 - \alpha')D_{min}) \quad (6.3)$$

A probabilidade de um limite inferior  $c_{rt}$  na capacidade tempo-real pode ser encontrada usando a equação 6.4, em que  $C_{RT}$  é a capacidade tempo-real determinística definida em (ABDELZAHER; PRABH; KIRAN, 2004). Como o principal problema diz respeito ao cálculo da FDA  $F_{A'}(\alpha')$ , mostrada na equação 6.3, as seções 6.2 e 6.3 apresentam um método para determiná-la.

$$\begin{aligned}C_{RT'} &= \alpha' \cdot C_{RT} \\ P(C_{RT'} \geq c_{rt}) &= P(1 \geq \alpha' \geq \frac{c_{rt}}{C_{RT}}) \\ &= 1 - F_{A'}(c_{rt}/C_{RT})\end{aligned}\quad (6.4)$$

## 6.2 ATRASO DE ENCAMINHAMENTO EM UM NODO

O atraso fim-a-fim  $T$  devido a reconfigurações nos modos de acesso ao meio de um protocolo MAC híbrido é a soma dos atrasos de encaminhamento  $T_n$  sofridos em cada nodo ao longo dos caminhos seguidos por mensagens. Três componentes para o atraso de encaminhamento  $T_n$  em um nodo podem ser identificados: i)  $T_r$  que corresponde à espera pela ativação do modo reserva de recursos, quando uma mensagem é recebida em modo contenção, ii)  $T_s$  que diz respeito ao escalonamento de mensagens, e iii)  $T_c$  devido à interrupção do modo reserva de recursos enquanto a mensagem aguarda na fila de escalonamento, com conseqüente espera por reativação do modo reserva de recursos. Assim, para determinar a distribuição do atraso total  $T_n$  em um nodo, devem-se calcular as FDP  $f_{T_r}$ ,  $f_{T_s}$  e  $f_{T_c}$  e por meio de álgebra de variáveis aleatórias calcular a FDP  $f_T$ .

O componente  $T_c$  não é nulo se a latência de uma mensagem  $M_L$  exceder a duração  $D_L$  do intervalo em modo reserva de recursos, como mostrado na figura 118(c). A latência de mensagem  $M_L$  na análise corresponde ao instante em que uma mensagem pode ser encaminhada, contado a partir do início

do intervalo em modo reserva de recursos.  $T_s$ . Como mostrado na equação 6.5,  $M_L$  corresponde à soma do atraso de escalonamento  $T_s$  e do instante de chegada de mensagem relativo ao início do intervalo em modo reserva de recursos (i.e.  $\max(T_a - D_R, 0)$ ). Caso  $M_L > D_L$ , a mensagem precisará aguardar o intervalo de reconfiguração, que tem duração  $D_R$ , até ser encaminhada. Assim, o atraso  $T_c$  ocorre com probabilidade  $P(M_L > D_L)$  e tem a mesma distribuição que o intervalo de reconfiguração  $D_R$ , desta forma podendo ser calculado de acordo com a equação 6.6. Como  $D_R$  é conhecido, o principal problema torna-se calcular  $P(M_L > D_L)$ .

$$M_L = T_s + \max(T_a - D_R, 0) \quad (6.5)$$

$$f_{T_c}(t_c) = P(M_L > D_L) \cdot f_{D_R}(t_c) + P(M_L \leq D_L) \cdot \delta(t_c) \quad (6.6)$$

A latência de mensagem  $M_L$  depende do instante em que uma mensagem chegou em um nodo. Para determiná-la são identificados dois casos: i) recepção da mensagem dentro do intervalo em modo reserva de recursos, o que acontece com probabilidade  $P(T_a > D_R)$ , e ii) recepção no intervalo de reconfiguração com probabilidade  $P(T_a \leq D_R)$ . No caso i), a latência  $M_{L_1}$  é a soma do instante de chegada e o atraso de escalonamento, ou  $M_{L_1} = T'_a + T_s$ , com o instante de chegada  $T'_a = T_a - D_R$  de forma a ser contabilizado do início do intervalo em modo reserva de recursos. No caso ii), a latência  $M_{L_2}$  resume ao atraso de escalonamento, ou  $M_{L_2} = T_s$ . Usando essas definições, a probabilidade de que a latência de mensagem exceda o intervalo em modo reserva de recursos pode ser vista na equação 6.7. Assim, para obter  $P(M_L > D_L)$ , devem-se derivar as FDP das razões  $M_{L_1}/D_L$  e  $M_{L_2}/D_L$ , e por fim a probabilidade de que a chegada de mensagem ocorra no intervalo de reconfiguração  $P(T_a \leq D_R)$ .

$$\begin{aligned} P(M_L > D_L) &= P\left(\frac{M_L}{D_L} > 1\right) \\ &= P(T_a > D_R)P\left(\frac{M_{L_1}}{D_L} > 1\right) + \\ &\quad + P(T_a \leq D_R)P\left(\frac{M_{L_2}}{D_L} > 1\right) \end{aligned} \quad (6.7)$$

A relação entre a duração  $D_R$  do intervalo de reconfiguração e a duração  $D_L$  do intervalo em modo reserva de recursos pode ser usada para obter

$P(T_a \leq D_R)$ , pois assume-se que uma mensagem possa ser recebida por um nodo em qualquer instante dentro de um ciclo de reconfiguração. Assim, em um ciclo qualquer com intervalo de reconfiguração de comprimento  $d_r$  e intervalo em modo reserva de recursos de comprimento  $d_l$ , a probabilidade de uma mensagem ter sido recebida no intervalo de reconfiguração é  $\frac{d_r}{d_r+d_l}$ . Para o caso geral, em que esses intervalos que compõem ciclos de reconfiguração são descritos pelas variáveis aleatórias  $D_R$  e  $D_L$ , essa probabilidade pode ser calculada pelo valor esperado de  $\frac{D_R}{D_R+D_L}$ , como sintetizado na equação 6.8.

$$P(T_a \leq D_R) = E\left[\frac{D_R}{D_R+D_L}\right] \quad (6.8)$$

O componente de atraso  $T_r$  ocorre quando uma mensagem é recebida dentro do intervalo de reconfiguração. Como o instante de chegada é distribuído uniformemente dentro do ciclo de reconfiguração, também está assim distribuído dentro do intervalo de reconfiguração. Assim, a variável aleatória  $T'_a \in [0, D_R]$ , cuja FDP está mostrada na equação 6.9 corresponde à chegadas de mensagens dentro desse intervalo, o que acontece com probabilidade  $P(T_a \leq D_R)$ . O tempo de espera  $T_r$  sofrido pela mensagem até que o intervalo de reconfiguração se encerre (i.e.  $T_r = D_R - T'_a$ ) possui uma FDP idêntica a  $T'_a$ , pois  $P(T_r \leq t) = 1 - P(T'_a \leq t)$ , e assim  $f_{T_r} = f_{T'_a}$ .

$$f_{T'_a}(t) = P(T_a > D_R) \cdot \delta(t) + P(T_a \leq D_R) \int_t^\infty \frac{1}{x} \cdot f_{D_R}(x) dx \quad (6.9)$$

O atraso adicional  $T_n$  em um nodo pode finalmente ser obtido pela soma dos atrasos  $T_c$ ,  $T_r$  e  $T_s$ . Assumindo que o atraso de escalonamento seja pequeno e limitado superiormente por um valor  $d$ , o atraso adicional em um nodo  $T_n$  e sua FDP  $f_{T_n}$  podem ser calculados como mostrado na equação 6.10.

$$T_n = d + T_c + T_r \quad (6.10)$$

$$f_{T_n}(t) = \int_0^{t-d} f_{T_c}(x) f_{T_r}(t-d-x) dx$$

### 6.3 LIMITE INFERIOR NA CAPACIDADE TEMPO-REAL

Quando uma mensagem se propaga pela rede, sendo encaminhada por  $N$  saltos, somam-se os atrasos impostos em nodos individuais devido a reconfigurações no modo de acesso ao meio. Assim, em cada nodo ao longo do caminho seguido pela mensagem ocorre um atraso adicional  $T_n$ , de acordo

com sua FDP  $f_{T_n}$  mostrada na equação 6.10. O atraso adicional total  $T_N$  após  $N$  saltos é a somatória dos atrasos  $T_n$ , e sua FDP  $f_{T_N}$  pode ser obtida pela convolução das FDP  $f_{T_n}$ , como mostrado na equação 6.11.

$$\begin{aligned} f_{T_N}(t) &= \int_0^t f_{T_n}(x) \cdot f_{T_{N-1}}(t-x) dx \\ f_{T_1}(t) &= f_{T_n}(x) \end{aligned} \quad (6.11)$$

Com a FDP do atraso adicional total  $T_N$  após  $N$  saltos, torna-se possível calcular a FDA correspondente e obter a probabilidade de que o atraso adicional total seja menor que um dado valor. Com isso pode-se obter a probabilidade de um determinado limite inferior da capacidade tempo-real. Como definido na equação 6.2, esse atraso está incorporado na inversão de urgência expresso pelo parâmetro  $\alpha'$ . Esse parâmetro funciona como um redutor da capacidade tempo-real devido a atrasos adicionais em encaminhamentos de mensagens. A FDA de  $\alpha'$ , mostrada na equação 6.3,

Se não há atraso adicional na entrega de mensagens fim-a-fim (i.e.  $\alpha' = \alpha$ ), a capacidade tempo-real atinge seu valor máximo para uma certa rede e aplicação. No caso de uma rede com carga balanceada, esse valor  $C_{RT}$  está expresso na equação 6.1. Mas a capacidade tempo-real efetiva  $C_{RT'}$  é função de  $\alpha'$ , de forma que  $C_{RT'} = \alpha' \cdot C_{RT}$ . Sendo uma variável aleatória, existe uma probabilidade  $P(C_{RT'} \geq c_{rt})$  que pode ser calculada usando a equação 6.12.

$$\begin{aligned} C_{RT'} &= \alpha' \cdot C_{RT} \\ P(C_{RT'} \geq c_{rt}) &= P(1 \geq \alpha' \geq \frac{c_{rt}}{C_{RT}}) \\ &= 1 - F_{\alpha'}(c_{rt}/C_{RT}) \end{aligned} \quad (6.12)$$

#### 6.4 CAPACIDADE TEMPO-REAL PARA INTERVALOS EXPONENCIALMENTE DISTRIBUÍDOS

A distribuição de probabilidade da capacidade tempo-real depende basicamente das distribuições das durações dos intervalos de reconfiguração  $D_R$  e modo reserva de recursos  $D_L$ . Dentre as distribuições clássicas e bem conhecidas, a distribuição exponencial costuma ser aplicada para descrever durações de intervalos de tempo independentes, tais como intervalos entre carros em uma estrada, entre pedidos de conexão em um serviço de rede, ou entre

chamadas telefônicas. Como as durações de enlaces entre nodos são regidas pela movimentação relativa entre eles, influenciando as durações dos intervalos de reconfiguração e de acesso ao meio em modo reserva de recursos, parece razoável que as durações desses intervalos possam ser descritas por distribuições exponenciais. Assim, nesta subsecção demonstra-se como determinar a distribuição da capacidade tempo-real assumindo-se que os intervalos de modo de acesso ao meio estejam exponencialmente distribuídos.

Na análise, os parâmetros das distribuições exponenciais para a duração do intervalo de reconfiguração e de modo reserva de recursos são respectivamente  $\lambda_1$  e  $\lambda_2$ . As respectivas FDP  $f_{D_R}(d_r)$  e  $f_{D_L}(d_l)$  estão definidas nas equações 6.13. O instante de chegada de mensagem  $T_a$  é uma variável aleatória uniformemente distribuída no intervalo  $[0, D_R + D_L]$ , e por depender de  $D_R$  e  $D_L$  sua FDP deve ser obtida a partir da FDP conjunta de  $T_a$  e  $D_R + D_L$ . Como um passo intermediário, a FDP  $f_{D_{RL}}$  de  $D_L + D_R$  é determinada na equação 6.14, e em seguida usada para derivar a FDP conjunta  $f_{T_a, D_{RL}}$  mostrada na equação 6.15. O atraso de escalonamento  $T_s$  é uniformemente distribuído e limitado a um ciclo do modo reserva de recursos, porque a rede tem carga balanceada e não opera em sobrecarga, e assim as filas de mensagens nos nodos estão normalmente vazias. Para simplificar a análise, assume-se  $T_s$  constante e igual à média do atraso de escalonamento.

$$\begin{aligned} f_{D_R}(d_r) &= \lambda_1 e^{-\lambda_1 d_r}, d_r \in \mathfrak{R}_+ \\ f_{D_L}(d_l) &= \lambda_2 e^{-\lambda_2 d_l}, d_l \in \mathfrak{R}_+ \end{aligned} \quad (6.13)$$

$$f_{D_{RL}}(d_{rl}) = \begin{cases} \frac{\lambda_1 \lambda_2}{|\lambda_1 - \lambda_2|} |e^{-\lambda_1 d_{rl}} - e^{-\lambda_2 d_{rl}}|, se \lambda_1 \neq \lambda_2 \\ \lambda_1^2 d_{rl} e^{-\lambda_1 d_{rl}}, se \lambda_1 = \lambda_2 \end{cases} \quad (6.14)$$

$$\begin{aligned} f_{T_a, D_{RL}}(t_a, d_{rl}) &= \frac{1}{d_{rl}} f_{D_{RL}}(d_{rl}) \\ &= \begin{cases} \frac{1}{d_{rl}} \frac{\lambda_1 \lambda_2}{|\lambda_1 - \lambda_2|} |e^{-\lambda_1 d_{rl}} - e^{-\lambda_2 d_{rl}}|, se \lambda_1 \neq \lambda_2 \\ \lambda_1^2 e^{-\lambda_1 d_{rl}}, se \lambda_1 = \lambda_2 \end{cases} \end{aligned} \quad (6.15)$$

Como introduzido na seção 6.2, o atraso de reconfiguração em um nodo é representado pela variável aleatória  $T_n$ , com FDP  $f_{T_n}$ . Esse atraso é a soma dos componentes  $T_r$  para recepção de mensagem durante uma reconfiguração,  $T_c$  para reconfiguração após recepção de mensagem, e  $T_s$  para atraso de escalonamento. O atraso  $T_r$  ocorre com probabilidade  $P(T_a \leq D_R)$ , e o atraso  $T_c$  está presente com probabilidade  $P(M_L > D_L)$ . Assim, para calcular esses componentes de atraso devem-se obter essas probabilidades.

A probabilidade de chegada de mensagem dentro do intervalo de reconfiguração pode ser calculada pela relação entre a duração desse intervalo e a duração do ciclo de reconfiguração, como mostrado na equação 6.8. No caso de intervalos exponencialmente distribuídos, se  $\lambda_1 = \lambda_2$  então essa probabilidade  $P(T_a \leq D_R)$  se resume a  $\frac{1}{2}$ . Porém se  $\lambda_1 \neq \lambda_2$  ela deve ser calculada como mostrado na equação 6.16. Assim, a probabilidade  $P(T_a \leq D_R)$  depende somente dos parâmetros  $\lambda_1$  e  $\lambda_2$ .

$$P(T_a \leq D_R) = \frac{\lambda_1 \lambda_2}{(\lambda_1 - \lambda_2)^2} \cdot \ln\left(\frac{\lambda_2}{\lambda_1}\right) - \frac{\lambda_1}{\lambda_2 - \lambda_1} \quad (6.16)$$

Na seção 6.2 mostrou-se que a FDP do componente de atraso  $T_r$  pode ser calculada de acordo com a equação 6.9. Sendo  $D_R$  distribuída exponencialmente, a FDP  $f_{T_r}$  deve ser calculada como mostrado na equação 6.17. Essa equação mostra que a partir da FDP conjunta  $f_{T_r, D_R}(t_r, d_r)$  deve-se obter a FDP marginal  $f_{T_r}$ , visto que  $T_r$  está distribuído uniformemente no intervalo  $[0, D_R]$ .

$$\begin{aligned} f_{T_r}(t_r) &= P(T_a > D_R)\delta(t_r) + P(T_a \leq D_R) \int_{t_r}^{\infty} f_{T_r, D_R}(t_r, x) dx \\ &= P(T_a > D_R)\delta(t_r) + P(T_a \leq D_R) \int_{t_r}^{\infty} \frac{\lambda_1 e^{-\lambda_1 x}}{x} dx \\ &= P(T_a > D_R)\delta(t_r) + P(T_a \leq D_R)\lambda_1 E_i(-\lambda_1 t_r) \end{aligned} \quad (6.17)$$

O atraso  $T_c$  ocorre somente se a latência de mensagem  $M_L$  for maior que a duração do intervalo em modo reserva de recursos, i.e. com probabilidade  $P(M_L/D_L > 1)$ . Considerando intervalos uniformemente distribuídos, a FDP  $f_{T_c}$  definida na equação 6.6 pode ser escrita como na equação 6.18. Como mostrado na equação 6.7, a probabilidade  $P(M_L/D_L > 1)$  deve ser calculada considerando dois casos: i) para latência  $M_{L_1}$  para mensagens recebidas no intervalo de reconfiguração, e ii) latência  $M_{L_2}$  para mensagens recebidas no intervalo em modo reserva de recursos. No primeiro caso  $M_{L_1} = T_s$ , e a FDP da razão  $M_{L_1}/D_L$  mostrada na equação 6.19 pode ser integrada segundo a equação 6.20 para obter a probabilidade  $P(M_{L_1}/D_L > 1)$ . No segundo caso, a probabilidade  $P(M_{L_2}/D_L > 1)$  envolve alguns passos adicionais para ser obtida.

$$\begin{aligned} f_{T_c}(t_c) &= P(M_L > D_L) \cdot \lambda_2 e^{-\lambda_2 t_c} + \\ &\quad + P(M_L \leq D_L) \cdot \delta(t_c) \end{aligned} \quad (6.18)$$

$$\begin{aligned}
 f_{MD_1}(z) &= \int_0^{\infty} |y| f_{T_s}(y \cdot z) f_{D_L}(y) dy \\
 &= \int_0^{1/z} y \lambda_2 e^{-\lambda_2 y/z} dy \\
 &= \frac{1}{\lambda_2} - e^{\lambda_2/z} \left( \frac{1}{\lambda_2} + \frac{1}{z} \right)
 \end{aligned} \tag{6.19}$$

$$\begin{aligned}
 P\left(\frac{M_{L_1}}{D_L} > 1\right) &= 1 - \int_0^1 f_{MD_1}(x) dx \\
 &= 1 - \frac{1 - e^{-\lambda_2}}{\lambda_2}
 \end{aligned} \tag{6.20}$$

Para mensagens recebidas no intervalo em modo reserva de recursos, a latência  $M_{L_2}$  equivale ao instante de chegada somado ao atraso de escalonamento, ou  $T'_a + T_s$ . A probabilidade  $P(M_{L_2}/D_L > 1)$  foi calculada em duas etapas. Primeiro se obteve a FDP  $f_{TD}$  da razão  $T'_a/D_L$ , a qual resulta em uma distribuição uniforme no intervalo  $[0, 1]$ , como demonstrado na equação 6.21. Em seguida calculou-se a FDP  $f_{MD_2}$  da soma  $T'_a/D_L + T_s/D_L$  (sendo que  $T_s/D_L = f_{MD_1}$ ), conforme a equação 6.22. Finalmente, a probabilidade  $P(M_{L_2}/D_L > 1)$  foi calculada integrando-se  $f_{MD_2}$  no intervalo  $[0, 1]$ , com resultado mostrado na equação 6.23 ( $Ei(-x)$  é a integral exponencial de  $-x$ ).

$$\begin{aligned}
 f_{TD}(z) &= \int_{-\infty}^{\infty} |y| f_{T'_a, D_L}(y \cdot z, y) dy \\
 &= \int_0^{\infty} y \frac{1}{y} \lambda_2 e^{-\lambda_2 y} dy, \quad \text{se } z \in [0, 1] \\
 &= \begin{cases} 1, & \text{se } z \in [0, 1] \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases}
 \end{aligned} \tag{6.21}$$

$$\begin{aligned}
 f_{MD_2}(z) &= \int_{-\infty}^{\infty} f_{MD_1}(x) f_{TD}(z-x) dx \\
 &= \int_z^{\max(0, z-1)} \frac{1}{\lambda_2} - e^{-\frac{\lambda_2}{x}} \left( \frac{1}{x} + \frac{1}{\lambda_2} \right) dx \\
 &= \begin{cases} -\frac{1}{\lambda_2} \left[ z e^{-\frac{\lambda_2}{z}} - (z-1) e^{-\frac{\lambda_2}{z-1}} \right], & \text{se } z > 1 \\ \frac{z}{\lambda_2} (1 - e^{-\lambda_2/z}), & \text{caso contrário} \end{cases}
 \end{aligned} \tag{6.22}$$



$$\begin{aligned}
 P\left(\frac{M_{L_2}}{D_L} > 1\right) &= 1 - \int_0^1 f_{MD_2}(x)dx \\
 &= 1 - \frac{\lambda_2}{2} Ei(-\lambda_2) - \frac{e^{-\lambda_2}}{\lambda_2} \left(\frac{1 - \lambda_2}{2}\right) + \frac{1}{2\lambda_2}
 \end{aligned} \tag{6.23}$$

Uma vez determinadas as probabilidades  $P(T_a \leq D_R)$  e  $P(M_L > D_L)$ , pode-se compor a FDP do atraso adicional  $T_n$  em um nodo. Usando a equação 6.10, e por simplificação denotando-se  $P(T_a \leq D_R)$  como  $P_a$  e  $P(M_L \leq D_L)$  como  $P_m$ , a FDP  $f_{T_n}$  pode-ser escrita como mostrado na equação 6.24. Essa FDP pode ser finalmente usada para obter a FDA para o atraso adicional fim-a-fim, definida na equação 6.11, com que se pode calcular a probabilidade de um determinado limite inferior na capacidade tempo-real usando a equação 6.12. No entanto, a expressão final para a FDA do atraso adicional fim-a-fim pode se tornar complexa e mesmo intratável analiticamente, e assim algumas simplificações podem ser necessárias.

$$\begin{aligned}
 f_{T_n}(t) &= \bar{P}_m \bar{P}_a \lambda_1 e^{-\lambda_1 t} + P_m P_a \lambda_1 Ei(-\lambda_1 t) + P_m \bar{P}_a \delta(t) + \\
 &+ \bar{P}_m P_a \int_0^t \lambda_1^2 e^{-\lambda_1(t-x)} Ei(-\lambda_1 x) dx
 \end{aligned} \tag{6.24}$$

A FDP  $f_{T_n}$  mostrada na equação 6.24 foi obtida pela soma das FDP para os quatro tipos de atrasos que uma mensagem pode sofrer em um nodo, com cada FDP ponderada pela sua probabilidade de ocorrência. No modelo adotado para encaminhamento das mensagens, tem probabilidade muito baixa o atraso em que uma mensagem é recebida no intervalo não-configurado e não consegue ser transmitida no intervalo configurado subsequente. Na notação usada na equação 6.24, isso significa que  $\bar{P}_m P_a$  tem valor muito pequeno. Se esse atraso for ignorado, a equação da FDP  $f_{T_n}$  pode ser simplificada sem incorrer em uma diferença significativa em relação à sua solução exata. A FDP  $f_{T_r}$ , que corresponde ao atraso sofrido quando uma mensagem é recebida no intervalo não-configurado e encaminhada no intervalo configurado subsequente, ou quando recebida no intervalo configurado mas enviada somente após o intervalo não-configurado subsequente, pode também ser simplificada aproximando-a para uma distribuição exponencial. Como mostrado na equação 6.17, a FDP  $f_{T_r}$  foi definida por uma função exponencial-integral com parâmetro  $\lambda_1$ . A convolução de uma exponencial-integral é insolúvel analiticamente, porém pode ser calculada com erro aceitável se a exponencial-integral for aproximada para uma FDP exponencial com parâmetro  $\lambda_1/2$ . Após essas simplificações e aproximações, a equação da  $f_{T_n}$  pode ser rees-

crita como mostrado na equação 6.25, sendo que  $f_1$  é a aproximação para a exponencial-integral e  $f_{T_a}(t)$  é a FDP para o comprimento do intervalo não-configurado.

$$\begin{aligned} f_{T_n}(t) &= P_m \bar{P}_a \delta(t) + \bar{P}_m \bar{P}_a f_{T_a}(t) + P_m P_a f_1(t) \\ f_1(t) &= \frac{\lambda_1}{2} e^{-\lambda_1/2t} \\ f_{T_a}(t) &= \lambda_1 e^{-\lambda_1 t} \end{aligned} \quad (6.25)$$

O cálculo da FDP  $f_{T_N}$  com a equação 6.11 implica a convolução das FDP  $f_{T_n}$  correspondentes ao número de saltos a serem percorridos pelas mensagens. Usando o operador  $*$  para representar uma convolução, a equação 6.11 pode ser reescrita como mostrado na equação 6.26, usando-se uma notação baseada na potenciação com convolução para representar as  $N$  convoluções de  $f_{T_n}$ . Porém as convoluções da função  $h_j(t)$ , que corresponde a FDP condicional para o atraso devido a reconfiguração em um nodo, se mostram de difícil solução e resultam em expressões muito extensas. Como a contribuição de  $f_{T_a}$  pode ser pequena se a chance de uma mensagem ser recebida no intervalo configurado mas ser transmitida somente no próximo ciclo de reconfiguração, i.e. se  $\bar{P}_m \bar{P}_a \ll P_m P_a$ , sua contribuição pode ser desprezada. Nesse caso, assume-se que uma mensagem recebida dentro de um intervalo configurado sempre será transmitida nesse mesmo intervalo. Usando essa nova simplificação pode-se calcular a FDP  $f_{T_N}$  e a partir dela determinar a FDA  $F_{T_N}$ , mostradas nas equações 6.27 e 6.28.

$$\begin{aligned} f_{T_N}(t) &= f_{T_n}^{*N}(t) \\ f_{T_N}(t) &= (P_m \bar{P}_a)^N \delta(t) + \sum_{j=1}^N \binom{N}{j} (P_m \bar{P}_a)^{N-j} h_j(t) * j \\ h(t) &= (P_m P_a) f_1(t) + (\bar{P}_m \bar{P}_a) f_{T_a}(t) \end{aligned} \quad (6.26)$$

$$\begin{aligned} f_{T_N}(t) &= (\bar{P}_a)^N \delta(t) + \sum_{j=1}^N \binom{N}{j} (P_m \bar{P}_a)^{N-j} (P_m P_a)^j I_j(t) \\ I_j(t) &= \left(\frac{\lambda_1}{2}\right)^j \left[ \frac{t}{(j-1)!} \right]^{j-1} e^{-\lambda_1 t/2} \end{aligned} \quad (6.27)$$

$$\begin{aligned}
 F_{T_N}(t) &= \int_0^t f_{T_N}(z) dz \\
 &= \bar{P}_a^N + \sum_{j=1}^N \binom{N}{j} (P_m \bar{P}_a)^{N-j} (P_m P_a)^j \left[ 1 - e^{-\lambda_1 t/2} \sum_{i=0}^{j-1} \frac{(\lambda_1 t/2)^i}{i!} \right]
 \end{aligned}
 \tag{6.28}$$

## 6.5 EXPERIMENTOS

A análise da capacidade tempo-real probabilística foi desenvolvida assumindo um modelo de sistema em que nodos usam um protocolo MAC híbrido e estão sujeitos a ciclos de reconfiguração de seus modos de acesso ao meio. Além disso, nesse modelo as durações dos intervalos que compõem um ciclo de reconfiguração estão exponencialmente distribuídos. De acordo com os resultados apresentados para o desempenho da auto-organização da rede com o protocolo HCT-MAC, apresentados na seção 5.2.2, as distribuições das durações obtidas para esses intervalos podem ser aproximadas por distribuições exponenciais. Desta forma, a análise da capacidade tempo-real foi aplicada a alguns cenários, comparando-se os resultados previstos com aqueles obtidos por meio de simulações baseadas no HCT-MAC. Por fim, um simulador idealizado foi implementado para avaliar o impacto das aproximações e simplificações adotadas no modelo e no desenvolvimento da FDA  $F_{T_N}$  para o atraso adicional fim-a-fim.

<b>Parâmetro de Simulação</b>	<b>Valor</b>
Período de mensagens	5 a 120 ciclos de transmissão
Ciclo de transmissão	48 ms
Número de nodos	40
Máximo saltos	4 a 5
Tamanho de mensagem	16 bytes
Potência de transmissão	-10 dBm

Tabela 10 – Parâmetros de simulação de aplicação com variação de carga de mensagens

Nas simulações idealizadas, as durações dos intervalos foram geradas a partir de distribuições exponenciais com os parâmetros correspondentes aos cenários investigados. Os nodos foram dispostos em uma grade de forma que a rede resultante possuísse um tamanho de vizinhança equivalente aquele verificado nos cenários simulados com o HCT-MAC. Cada nodo transmitiu mensagens com o período definido na simulação, e as mensagens foram encaminhadas pelo número de saltos desejado. Mensagens foram endereçadas aleatoriamente a nodos vizinhos, para que a carga de mensagens ficasse balanceada na rede. Por fim, nesse simulador o acesso ao meio foi livre de contenção. Assim, os resultados com ele obtidos corresponderam ao modelo de sistema adotado, e foram usados como referência para os valores previstos pela análise da capacidade tempo-real.

A capacidade tempo-real de uma rede informa um limite inferior na capacidade de entregar mensagens dentro de seus prazos. Uma rede com carga de mensagens igual ou inferior à capacidade tempo-real deve apresentar uma taxa de mensagens entregues plena. À medida que o limite inferior na capacidade tempo-real diminui, a taxa de mensagens entregues deve também cair. Desta forma, para comparar a previsão do limite inferior da capacidade tempo-real foram usadas as taxas de entrega de mensagens das redes simuladas tanto com o simulador do HCT-MAC quanto o simulador idealizado.

As simulações relacionadas com a estimativa da capacidade tempo-real das redes usando o HCT-MAC reproduziram alguns cenários investigados no capítulo 5, e acrescentaram variações na carga de mensagens na rede conforme informado na tabela 10. O período de geração de mensagens da aplicação demonstrativa variou desde um valor mínimo até um máximo definido, sendo que uma vez iniciada uma simulação o período escolhido não foi alterado. Os deadlines de mensagens foram idênticos aos períodos. Cada mensagem percorreu entre 4 e 5 saltos (encaminhamentos por nodos intermediários). Para cada simulação, a carga de mensagens resultante foi cal-

<b>Raio de trajetória</b>	<b>Velocidade</b>	$\lambda_1$	$\lambda_2$
80 m	20 m/s	1.4	9.1
80 m	30 m/s	1.2	7.3
120 m	20 m/s	0.8	4.8
120 m	30 m/s	0.75	4.2
160 m	20 m/s	0.9	4.6
160 m	30 m/s	0.8	3.9

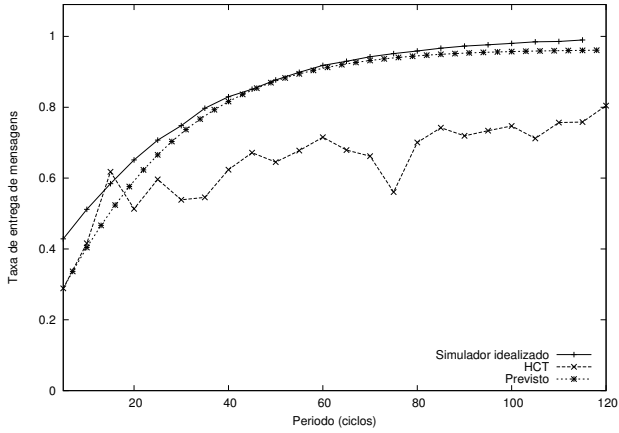
Tabela 11 – Parâmetros para distribuição de intervalos em ciclos de reconfiguração

culada pela quantidade máxima de mensagens em trânsito multiplicada pelo tamanho de mensagem. Por fim, os parâmetros para as distribuições exponenciais dos intervalos não-configurados e configurados foram determinados a partir das simulações efetuadas usando o HCT-MAC, e estão listados na tabela 11. Esses valores foram usados para calcular a taxa de mensagens entregues prevista pela análise da capacidade tempo-real, e também para obter essa taxa de acordo com um simulador idealizado.

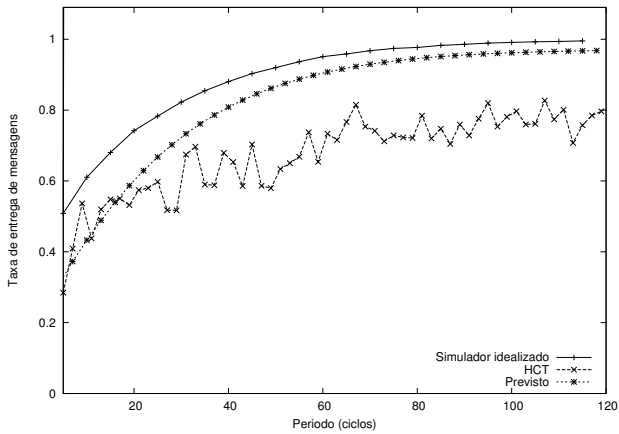
Os experimentos mostraram que os valores previstos para a capacidade tempo-real foram compatíveis com os resultados obtidos com o simulador idealizado, mas estiveram distantes daqueles fornecidos pelo simulador do HCT-MAC. Nas simulações de redes com raio de trajetória de 120 m, cujos resultados são apresentados na figura 119(a), o simulador idealizado forneceu taxas de entrega de mensagens ligeiramente acima do previsto. Isso é coerente com a definição da probabilidade de que exista um dado limite inferior na capacidade tempo-real. Desta forma, os resultados do simulador idealizado confirmaram a correção da análise da capacidade tempo-real para o modelo de sistema considerado. No entanto, isso não se estendeu às simulações com o HCT-MAC.

As simulações com o HCT-MAC resultaram em valores para taxa de entrega de mensagens inferiores ao previsto. De fato, mesmo nas simulações com carga de mensagens muito baixa, em que mensagens foram transmitidas com períodos elevados (próximos de 120 ciclos), a taxa de entrega de mensagens obtida com o simulador do HCT-MAC se situou em torno de 80 %. Para fins de comparação, os valores previstos e os obtidos com o simulador idealizado nesses casos foram de praticamente 100 %. Apesar disso, pôde-se observar que a taxa de entrega de mensagens obtida com o simulador do HCT-MAC cresceu com a redução da carga de mensagens, apresentando uma curvatura semelhante a do simulador idealizado e dos valores previstos. Simulações de redes com raio de trajetória de 160 m forneceram resultados semelhantes, como pode ser visto na figura `reffig:crt-40-0c`. Assim, o modelo de sistema usado para a análise da capacidade tempo-real não correspondeu exatamente às redes simuladas com o HCT-MAC.

O modelo de sistema assume que nodos passem por ciclos que alternam modos de acesso ao meio com contenção e livre de contenção. Do ponto de vista da capacidade tempo-real, transmissões de mensagens ocorrem apenas no modo livre de contenção, o que faz com que o intervalo correspondente ao modo de acesso com contenção seja tratado como um atraso de acesso ao meio. Assim, nesse modelo nodos alternam intervalos de tempo em que efetuam transmissões de mensagens com intervalos de silêncio, com suas durações distribuídas exponencialmente. Por fim, não ocorrem erros de transmissão e nodos que precisam transmitir mensagens sempre conseguem

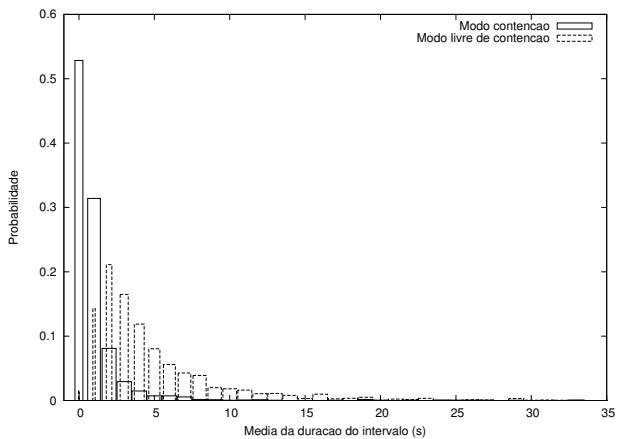


(a) Raio de trajetória de 120 m

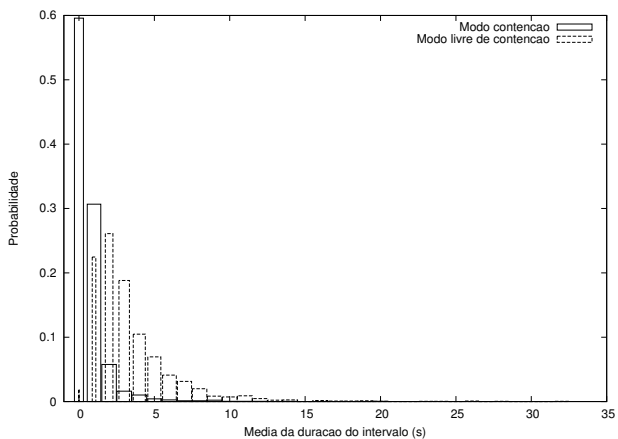


(b) Raio de trajetória de 160 m

Figura 119 – Taxas de mensagens entregues após 5 saltos



(a) Velocidade 20 m/s



(b) Velocidade 30 m/s

Figura 120 – Distribuições das durações médias de intervalos de modos de acesso ao meio

entregá-las nos próximos saltos. Algumas dessas suposições puderam ser verificadas em redes que usam o HCT-MAC, porém algumas diferenças significativas foram notadas.

Com o protocolo HCT-MAC, nodos que se tornam membros de cluster podem transmitir mensagens em modo livre de contenção, mas ao ficarem sozinhos os acessos devem ser feitos em modo contenção. Apesar de se adotar um modo de acesso ao meio cíclico, coerente com o modelo de sistema para a análise da capacidade tempo-real, as durações dos intervalos não se ajustaram perfeitamente a distribuições exponenciais. Os resultados para atraso de entrada em cluster e duração de permanência em cluster, discutidos nas seções 5.2.2.3 e 5.2.2.4, puderam ser descritos aproximadamente por distribuições exponenciais porém sujeitos a erros de ajuste. Além disso, as durações de intervalos não estiveram igualmente distribuídas entre nodos, como se pode ver na figura 120, o que fez com que alguns nodos tivessem probabilidade maior de experimentarem intervalos em modo de acesso com contenção mais duradouros, porém outros tiveram maior chance de permanecerem membros de cluster. De fato, nodos que se tornam cluster-heads tendem a permanecerem nesse estado enquanto houver nodos membros em seu cluster, e assim devem se manter em modo de acesso livre de contenção por mais tempo que os demais nodos. Nodos que apresentaram intervalos mais longos sem serem membros de cluster encaminharam menos mensagens, apesar de terem a mesma probabilidade de recebê-las devido à carga balanceada na rede. Desta forma, a conformidade dessas simulações com o modelo de sistema adotado na análise da capacidade tempo-real foi parcialmente satisfeita.

## 6.6 CONCLUSÃO

A análise da capacidade tempo-real probabilística apresentada neste capítulo pode ser aplicada a qualquer rede cujo acesso ao meio apresente ciclos de ativação e desativação. Esses ciclos no entanto precisam ser caracterizados adequadamente. Os resultados obtidos com o simulador idealizado, que reproduz o modelo de sistema descrito na seção 6.4, apresentaram grande similaridade com os resultados previstos pela análise da capacidade tempo-real. Porém no caso das simulações usando o HCT-MAC houve disparidades quantitativas nos resultados. Apesar das curvaturas das taxas de entrega de mensagens apresentadas nessas simulações acompanharem qualitativamente os valores previstos segundo a análise, essas taxas foram consistentemente inferiores ao previsto. Em parte isso pode ser creditado à caracterização dos intervalos de modo de acesso experimentados com o HCT-MAC nos cenários investigados, os quais não correspondiam exatamente a distribuições expo-



nenciais. Assim, a análise apresentada pode ser utilizada em redes com o HCT-MAC, porém o modelo de sistema deve melhor caracterizar seus ciclos de modos de acesso.



## 7 CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS

### 7.1 PRINCIPAIS CONSIDERAÇÕES

Esta tese propôs um protocolo de controle de acesso ao meio para redes ad hoc compostas por sistemas autônomos móveis, que se comunicam com mensagens que possuem prazos de entrega. Esse protocolo MAC, denominado HCT-MAC (Hybrid Contention/TDMA MAC), apresentou soluções para os seguintes problemas relacionados ao acesso ao meio.

Em primeiro lugar, foi proposto um mecanismo para implantar um acesso ao meio baseado em reserva de recursos dinâmica e de curto alcance e conciliá-lo com outro baseado em disputa, o que resultou em um protocolo MAC híbrido para acessar o meio de forma oportunística e coordenada. Esse protocolo MAC melhorou tanto a utilização do meio de transmissão quanto a taxa de atendimento de prazos de entrega de mensagens, comparado a um MAC baseado em disputa. Assim, mostrou-se que é possível um protocolo MAC efetuar de forma eficiente reserva de recursos em redes ad hoc com nodos móveis.

Segundo, para se realizar a reserva de recursos propôs-se um mecanismo de auto-organização de nodos em grupos chamados de *clusters*, de forma que seus membros possam acessar o meio livre de disputa usando uma abordagem TDMA. A auto-organização ocorre de forma contínua e iterativa, para que *clusters* se adaptem rapidamente a mudanças de topologia causadas pela movimentação de nodos, amparando-se em suas estimativas de qualidade de enlaces. Nodos que não conseguem se tornar membros de algum *cluster* acessam o meio com disputa usando um MAC CSMA. Com isso, o acesso ao meio pode ser feito de forma organizada e previsível em regiões da rede onde as qualidades de enlaces entre nodos forem elevadas e duradouras o suficiente para que se formem *clusters*. Em regiões onde isso não se verifica o acesso se dá por disputa. A auto-organização acontece em duas etapas:

- O início de um *cluster* por um nodo, que reserva um intervalo de tempo composto por um número predeterminado de *time-slots* para serem usados por futuros membros a fim de transmitirem suas mensagens. Esse nodo, denominado *cluster-head*, decide iniciar um *cluster* se receber votos suficientes de nodos vizinhos com boas qualidades de enlace.
- A entrada e saída de membros de *clusters*, comandada por *cluster-heads*, que prealocam *time-slots* para nodos vizinhos com boas qualidades de enlace.

Terceiro, analisou-se a taxa de atendimento de prazos de entrega de mensagens obtida com o uso do protocolo MAC proposto por uma aplicação hipotética que precise entregar mensagens dentro de prazos estabelecidos. Nessa aplicação as mensagens seguiram caminhos dentro da rede compostos por um número predefinido de saltos. A análise desenvolvida fornece como resultado a probabilidade de que uma taxa de atendimento de prazos de entrega seja observada.

Sendo assim, o desenvolvimento do HCT-MAC, como uma proposta de protocolo MAC híbrido para redes ad hoc com sistemas autônomos móveis, foi realizado nas seguintes etapas interligadas.

- Na primeira, foi especificado um modelo básico que incluiu a estruturação do tempo de transmissão em ciclos de tamanho fixo e predefinido, que serviram de base para a reserva de recursos do tipo TDMA, a definição de PDUs de controle e de dados e o comportamento do protocolo. Mais especificamente, foram comparadas duas abordagens para o ingresso de nodos em um *cluster*, assumindo que existia um único *cluster-head*. Na primeira abordagem nodos competiram por *time-slots*, cabendo ao *cluster-head* divulgar que nodos tiveram sucesso. Na segunda abordagem, o *cluster-head* prealocou *time-slots* para os nodos com melhores qualidades de enlace. A abordagem de prealocação resultou no ingresso mais rápido de nodos, evitando os erros e atrasos causados pelas colisões inerentes à abordagem por competição. Ao final propiciou-se um procedimento de manutenção do conjunto de membros de um *cluster*, em que nodos rapidamente se aglutinam em torno de um *cluster-head* com que possuem boa qualidade de enlace.
- Em uma segunda etapa, foram propostas e avaliadas duas abordagens para a escolha de *cluster-heads*, para que a auto-organização se concretizasse com a formação dinâmica e autônoma de *clusters* estáveis e longevos. Na primeira abordagem, foi definida uma métrica para avaliar a qualidade dos enlaces na vizinhança de um nodo, denominada NQ (Neighborhood Quality), de forma que nodos com maiores valores de NQ se auto-elegem *cluster-heads*. Na segunda abordagem cada nodo divulga um voto no vizinho que apresente melhor qualidade de enlace, e nodos que recebem ao menos uma certa quantidade de votos se tornam *cluster-heads*. Após comparar essas abordagens com simulações numéricas, definiu-se que a escolha de *cluster-heads* deve ser efetuada com uma combinação de ambas, porém priorizando-se a abordagem por votação.
- Na terceira etapa, realizou-se uma avaliação de desempenho do HCT-MAC por meio de um conjunto de experimentos de simulação que

investigaram a utilização do meio e a auto-organização de redes em cenários com mobilidade. Nesta tese consideraram-se cenários em que dispositivos se movimentaram em uma mesma direção e com uma faixa de velocidades que representaram desde o caminhar de pessoas até o deslocamento de veículos, e que se denominou *modelo de corrida*. As densidades de dispositivos nessas redes variaram para que os tamanhos de vizinhanças (i.e. quantidades de nodos adjacentes) pudessem representar desde redes fortemente conectadas até redes esparsas.

- Na última etapa, foi desenvolvido de um método para analisar a capacidade tempo-real probabilística de uma rede, a qual foi aplicada a cenários de simulação que usaram o HCT-MAC. Nessa análise assumiu-se um modelo de acesso ao meio em que o enlace de um nodo apresenta um comportamento cíclico, em que se mantém desconectado e em seguida ativo por intervalos de tempo que podem ser caracterizados. A aplicação dessa análise depende da caracterização desses intervalos, além da topologia da rede e do padrão de propagação de mensagens. Para aplicá-la aos cenários com o HCT-MAC, usaram-se os resultados da avaliação de desempenho realizada na terceira etapa para caracterizar os ciclos de ativação de enlaces, e simularam-se aplicações com cargas de mensagens balanceadas.

## 7.2 PRINCIPAIS CONTRIBUIÇÕES

As principais contribuições que são fruto desta tese são:

- Especificação de um protocolo MAC híbrido capaz de fazer reserva de recursos oportunística de curto alcance adaptável a mudanças de topologia características de uma rede ad hoc com nodos móveis. Ao aproveitar as oportunidades que surgem na rede para associar nodos em *clusters*, quando os respectivos enlaces se apresentam com boa qualidade e suficientemente duradouros, esse protocolo MAC proporciona uma melhor utilização do meio de transmissão e uma maior taxa de entrega de mensagens.
- Criação de uma abordagem para associação de nodos em *clusters* de forma iterativa, oportuna e autônoma, e que ocorre em duas etapas. Na primeira, nodos decidem se tornar *cluster-heads* com base na recepção de votos de nodos vizinhos e o uso de uma métrica para estimar a qualidade de vizinhança. Numa segunda etapa, *cluster-heads* pre-locam *time-slots* para nodos com melhor qualidade de enlace, assim convidando-os a entrarem em seus *clusters*.

- Definição de uma métrica para estimar a qualidade de vizinhança de um nodo, a qual considera a quantidade de nodos vizinhos e suas qualidades de enlace. Essa métrica indica a chance que as mensagens um nodo tem de serem corretamente recebidas por seus nodos vizinhos.
- Criação de um mecanismo de sincronização hierárquico e contínuo, que possibilita que nodos sincronizem *time-slots* e o início de ciclos de transmissão. Esse mecanismo atua continuamente, sendo executado quando uma mensagem com uma fonte de sincronismo equivalente ou melhor for recebida. Isso possibilita que a sincronização se adapte a mudanças de topologia quando novas fontes de sincronismo podem surgir.
- Um método para analisar a capacidade tempo-real probabilística de uma rede sem fio em que enlaces sejam esporádicos. Esse método fornece a probabilidade de que a capacidade tempo-real de uma rede seja maior que um determinado valor. Como subproduto da análise, a pode-se obter a probabilidade de que taxa de entrega de mensagens no prazo seja maior que um dado valor.

As contribuições desta tese resultaram em publicações em conferências internacionais (SOBRAL; BECKER, 2008), (SOBRAL; BECKER, 2009a), e (SOBRAL; BECKER, 2011), e em conferências nacionais (SOBRAL; BECKER, 2007), (SOBRAL; BECKER, 2009b) e (SOBRAL; BECKER, 2010).

## 7.3 TRABALHOS FUTUROS

Na sequência são apresentados alguns assuntos importantes a serem considerados como trabalhos futuros, visando aprofundar as principais contribuições deste trabalho.

### 7.3.1 Questões Preliminares

Existem ainda algumas questões sobre o desempenho do HCT-MAC com respeito às métricas avaliadas no capítulo 5. Os resultados dos experimentos realizados em diferentes cenários mostraram uma dependência do desempenho tanto em relação à densidade de nodos, que pode ser entendida como seus tamanhos de vizinhança, quando à mobilidade. O primeiro caso é um resultado esperado, uma vez que o tamanho de vizinhança determina a demanda por recursos (*time-slots*) no entorno de um nodo. Assim, conhecendo-se a geometria da rede e os alcances de sinal dos módulos de rádio dos nodos

pode-se estimar o desempenho esperado. No entanto, o mesmo não se pode afirmar sobre a influência do padrão de mobilidade dos nodos nos resultados sobre desempenho. As durações dos enlaces entre nodos dependem de suas velocidades relativas, que é uma característica do padrão de mobilidade. Enlaces mais duradouros possibilitam o surgimento de *clusters* mais estáveis, o que favorece a reserva de recursos e conseqüentemente o acesso ao meio livre de disputa. Desta forma, uma questão que se levanta diz respeito à eficiência do HCT-MAC em função do grau de mobilidade, dado pela distribuição de velocidades relativas entre nodos. Para respondê-la, deve-se poder determinar um limite no grau de mobilidade de uma rede acima do qual o desempenho do HCT-MAC torna seu uso inadequado para uma determinada aplicação.

No modelo de sistema assumiu-se que os ciclos de transmissão no HCT-MAC são de duração predeterminada e fixa, possuindo uma quantidade predefinida de superquadros e *time-slots*. Com isso, a auto-organização no HCT-MAC deve formar *clusters* de forma a alocar *time-slots* da melhor maneira possível aos nodos. Idealmente os *clusters* formados devem cobrir a maior quantidade possível de nodos. Se a quantidade de nodos superar o número de *time-slots* disponíveis, os nodos excedentes não poderão se tornar membros de cluster e assim terão que acessar o meio com disputa. Para que todos os nodos possam participar efetivamente da auto-organização em *clusters*, a estrutura dos ciclos de transmissão deve ser cuidadosamente definida. Desta forma, um problema a ser resolvido é o dimensionamento do ciclo de transmissão (superquadros e *time-slots* por superquadro) de acordo com a densidade de nodos, para que todos os nodos possam se tornar membros de *cluster*.

A auto-organização em *clusters* é uma condição para que nodos possam acessar o meio livre de disputa no HCT-MAC. No capítulo 4 apresentaram-se duas abordagens para escolha de *cluster-heads*, chamadas de abordagem por votação e por auto-eleição. Uma comparação entre os desempenhos de ambas abordagens mostrou que votação forma mais *clusters* em redes densas, e auto-eleição funciona melhor em redes de menor densidade. Com isso, concluiu-se que os melhores resultados seriam possíveis se elas fossem combinadas. Assim, no HCT-MAC a auto-organização em *clusters* se realiza com votação, mas se uma quantidade mínima de clusters já existir a auto-eleição pode também ser usada. O equilíbrio ideal entre essas abordagens, i.e. a quantidade mínima de clusters existentes necessária para que a auto-eleição possa acontecer, depende da densidade de cada rede. Como essa densidade pode variar tanto ao longo do tempo quanto do espaço, o ajuste adaptativo da combinação entre essas abordagens poderia resultar em melhores índices de formação de *clusters*.

No HCT-MAC, o estimador de qualidade de enlace adotado (F-LQE)

tem papel importante na formação de *clusters*. Os valores fornecidos pelo F-LQE são decisivos tanto na escolha de *cluster-heads* quanto para a entrada de nodos em *clusters*. Em redes com nodos móveis, as estimativas de qualidade de enlace devem responder rapidamente às mudanças nas propriedades dos enlaces entre nodos. No entanto, para evitar oscilações abruptas de valor, o F-LQE mantém históricos de valores das propriedades de enlaces que entram no cálculo da estimativa de qualidade. Além disso, uma aproximação exponencial é usada para gerar cada nova estimativa. Essas medidas que o F-LQE adota para conferir estabilidade aos valores de estimativas reduzem sua responsividade em redes móveis. Assim, um possível aprimoramento nesse estimador diz respeito ao ajuste de seus parâmetros para obter um melhor equilíbrio entre estabilidade e responsividade.

### 7.3.2 Acesso ao meio com disputa

No projeto do HCT-MAC, boa parte do esforço se concentrou em questões relacionadas ao acesso ao meio livre de disputa, tais como a auto-organização em *clusters* e a sincronização das transmissões dos nodos. O acesso ao meio com disputa foi definido de forma que um nodos sorteie um *time-slot* de um superquadro livre, e então o utilize para transmitir um quadro. Para reduzir a chance de colisão, antes de transmitir é feito um recuo preventivo (*backoff*). Se após esse recuo o meio estiver ocioso, então transmite-se o quadro. Do contrário, tenta-se realizar a transmissão no próximo ciclo.

Esse acesso ao meio procura espalhar as transmissões ao longo dos intervalos correspondentes aos superquadros não alocados para uso por *clusters*, porém resulta em baixa utilização do meio. A figura 121 mostra que a utilização dos *time-slots* ficará abaixo de 40 % no pior caso, quando transmissões são realizadas com sucesso somente em *time-slots* selecionados por um único nodo. No melhor caso, quando ao menos uma transmissão em um *time-slot* tem sucesso, mesmo se mais de um nodo selecioná-lo, a utilização fica limitada superiormente a pouco menos de 65 %. Deve-se observar que esses resultados acarretam num desempenho inferior a um protocolo MAC do tipo CSMA. Com isso, em cenários em que o acesso ao meio com disputa prevaleça, o desempenho do HCT-MAC pode ser penalizado. Assim, como trabalho futuro o acesso ao meio no HCT-MAC deve ser aperfeiçoado para que se obtenha uma melhor utilização do meio.



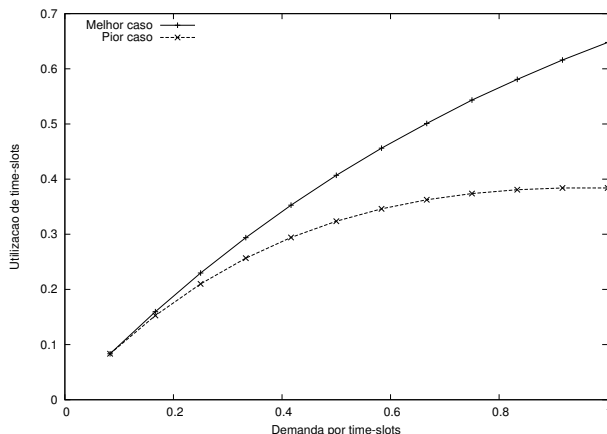


Figura 121 – Utilização do meio obtida com o acesso com disputa

### 7.3.3 Consumo de energia

O protocolo HCT-MAC transmite quadros em todos os ciclos de transmissão, de forma a manter a auto-organização em *clusters* atualizada e adaptá-la oportunamente às mudanças de topologia. Além disso, os nodos mantêm seus rádios constantemente em modo de recepção tanto para receber quadros de dados quanto efetuar a manutenção da auto-organização. Esse projeto privilegiou a reserva de recursos, e não considerou o consumo de energia devido ao uso intensivo dos módulos de rádio. No entanto, o aprimoramento do HCT-MAC para reduzir seu consumo de energia pode habilitá-lo a aplicações em que esse seja um requisito, como por exemplo redes de sensores sem-fios.

Protocolos MAC projetados para serem parcimoniosos no dispêndio de energia trabalham com o conceito de ciclos de trabalho<sup>1</sup> (YAHYA; BENTHMAN, 2009). Esses ciclos são definidos por intervalos em que o rádio é habilitado e o protocolo efetua transmissões e recepções (caso existam mensagens a receber), seguidos de intervalos em que o rádio é desativado. Como os módulos de rádio representam usualmente o maior consumidor de energia nos nodos em uma rede de sensores, os ciclos de ativação e desativação podem proporcionar uma economia de energia substancial. O desafio nesses

<sup>1</sup>duty cycle

protocolos reside em ativar e desativar os módulos de rádio de diferentes nodos de forma sincronizada, para que possam efetivamente se comunicar.

Como trabalho futuro, deve-se estender o HCT-MAC para que mantenha o rádio ativado criteriosamente, a fim de conservar energia. Para que isso seja possível, a manutenção de *clusters* deverá ser ajustada para que não demande transmissões de quadros em todos os ciclos, e nodos não precisem manter seus rádios constantemente ativados para recepção. Essas modificações no HCT-MAC envolverão desafios tanto na manutenção da auto-organização quanto da sincronização de *time-slots* e de superquadros.

## REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- ABDELZAHER, T. F.; PRABH, S.; KIRAN, R. On real-time capacity limits of multihop wireless sensor networks. In: *RTSS '04: Proceedings of the 25th IEEE International Real-Time Systems Symposium (RTSS'04)*. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2004. p. 359–370. <<http://dx.doi.org/10.1109/REAL.2004.37>>.
- B.-J. Kwak, N.-O. S.; MILLER, L. A mobility measure for mobile ad-hoc networks. *IEEE Communications Letters*, IEEE, v. 7, p. 379–381, 2003.
- BACCOUR, N. et al. A comparative simulation study of link quality estimators in wireless sensor networks. In: *MASCOTS*. [S.l.]: IEEE, 2009. p. 1–10.
- BACCOUR, N. et al. F-lqe: A fuzzy link quality estimator for wireless sensor networks. In: *The 7th European Conference on Wireless Sensor Networks (EWSN 2010)*. Coimbra, Portugal: [s.n.], 2010. p. 17–19.
- BAI, F.; SADAGOPAN, N.; HELMY, A. Important: a framework to systematically analyze the impact of mobility on performance of routing protocols for adhoc networks. In: *Proceedings of the 22nd Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (Infocom 2003)*. San Francisco, USA: IEEE, 2003. v. 2, p. 825–835.
- BALAKRISHNAN, H. et al. The Distance-2 Matching Problem and its Relationship to the MAC-Layer Capacity of Ad Hoc Wireless Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 22, n. 6, ago. 2004. <[citeseer.ist.psu.edu/703193.html](http://citeseer.ist.psu.edu/703193.html)>.
- BALDWIN, R. O. et al. Packetized voice transmission using rt-mac, a wireless real-time medium access control protocol. *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.*, ACM Press, New York, NY, USA, v. 5, n. 3, p. 11–25, July 2001.
- BHARGHAVAN, V. et al. MACAW: A media access protocol for wireless LAN's. In: *Proceedings of the ACM SIGCOMM Conference*. London, UK: ACM, 1994. p. 212–225. <<http://timely.crhc.uiuc.edu/Papers/sigcomm94.ps.gz>>.
- BRIDGES, C. P.; VLADIMIROVA, T. Agent computing applications in distributed satellite systems. In: *9th International Symposium on*

*Autonomous Decentralized Systems (ISADS 2009)*. Athens, Greece: [s.n.], 2009.

BURDA, R.; WIETFELD, C. A Distributed and Autonomous Beacon Scheduling Algorithm for IEEE 802.15.4/ZigBee Mesh-Networks. In: *IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS 2007)*. Pisa, Italy: IEEE, 2007.

Byung-Jae Kwak; Nah-Oak Song; Miller, L. Performance analysis of exponential backoff. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, v. 13, n. 2, p. 343–355, 2005. ISSN 1063-6692.

CERPA, A. et al. Temporal properties of low power wireless links: modeling and implications on multi-hop routing. In: *Proceedings of the 6th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*. New York, NY, USA: ACM, 2005. (MobiHoc '05), p. 414–425. ISBN 1-59593-004-3. <<http://doi.acm.org/10.1145/1062689.1062741>>.

COUTO, D. S. J. D. et al. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. *Wirel. Netw.*, Kluwer Academic Publishers, Hingham, MA, USA, v. 11, p. 419–434, July 2005. ISSN 1022-0038. <<http://dx.doi.org/10.1007/s11276-005-1766-z>>.

CROSSBOW Technology Inc. MICA Motes. 2003.

CUNNINGHAM, R.; CAHILL, V. Time bounded medium access control for ad hoc networks. In: *POMC '02: Proceedings of the second ACM international workshop on Principles of mobile computing*. New York, NY, USA: ACM Press, 2002. p. 1–8. ISBN 1-58113-511-4.

ELSON, J.; GIROD, L.; ESTRIN, D. Fine-grained network time synchronization using reference broadcasts. *SIGOPS Oper. Syst. Rev.*, ACM, New York, NY, USA, v. 36, n. SI, p. 147–163, 2002. ISSN 0163-5980.

FONSECA, R. et al. Four-Bit Wireless Link Estimation. In: *Sixth Workshop on Hot Topics in Networks (HotNets)*. [s.n.], 2007. <<http://conferences.sigcomm.org/hotnets/2007/papers/hotnets6-final131.pdf>>.

HULL, B. et al. Cartel: A distributed mobile sensor computing system. In: *4th ACM SenSys*. Boulder, CO: [s.n.], 2006.

IEEE. *802.15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs)*. 2006. ed. 3 Park Avenue, New York, NY, USA, October 2006.

IEEE. *802.11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications*. 2007. ed. 3 Park Avenue, New York, NY, USA, Março 2007.

J. Boleng, W. N.; CAMP, T. Metrics to enable adaptive protocols for mobile ad hoc networks. In: *Proceedings of the International Conference on Wireless Networks (ICWN02)*. Las Vegas, USA: ICWN, 2002. p. 293–298.

KOHVAKKA, M. et al. Performance analysis of ieee 802.15.4 and zigbee for large-scale wireless sensor network applications. In: *Proceedings of the 3rd ACM international workshop on Performance evaluation of wireless ad hoc, sensor and ubiquitous networks*. New York, NY, USA: ACM, 2006. (PE-WASUN '06), p. 48–57. ISBN 1-59593-487-1. <<http://doi.acm.org/10.1145/1163610.1163619>>.

KOUBAA, A.; CUNHA, A.; ALVES, M. A time division beacon scheduling mechanism for ieee 802.15.4/zigbee cluster-tree wireless sensor networks. In: *Proceedings of the 19th Euromicro Conference on Real-Time Systems*. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2007. p. 125–135. ISBN 0-7695-2914-3. <<http://dl.acm.org/citation.cfm?id=1270383.1270684>>.

LEVIS, P. et al. TinyOS: An Operating System for Sensor Networks. In: WEBER, W.; RABAEY, J. M.; AARTS, E. (Ed.). *Ambient Intelligence*. Berlin/Heidelberg: Springer-Verlag, 2005. cap. 7, p. 115–148. ISBN 3-540-23867-0. <[http://dx.doi.org/10.1007/3-540-27139-2\\_7](http://dx.doi.org/10.1007/3-540-27139-2_7)>.

LU, M.; WU, J. Survey on link quality models in wireless ad hoc networks. In: \_\_\_\_\_. *Encyclopedia on Ad Hoc and Ubiquitous Computing*. [S.l.]: World Scientific Publishing, 2009. (Theory and Design of Wireless Ad Hoc, Sensor, and Mesh Networks), cap. 1, p. 3–22. ISBN 978-981-283-348-8.

MANK, S.; KARNAPKE, R.; NOLTE, J. An adaptive tdma based mac protocol for mobile wireless sensor networks. In: *Proceedings of the 2007 International Conference on Sensor Technologies and Applications*. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2007. (SENSORCOMM '07), p. 62–69. ISBN 0-7695-2988-7. <<http://dx.doi.org/10.1109/SENSORCOMM.2007.22>>.

MUTHUKUMARAN, P. et al. Meshmac: Enabling mesh networking over ieee 802.15.4 through distributed beacon scheduling. In: ZHENG, J. et al. (Ed.). *ADHOCNETS*. [S.l.]: Springer, 2009. (Lecture Notes of the Institute for Computer Sciences, Social Informatics and Telecommunications Engineering, v. 28), p. 561–575. ISBN 978-3-642-11722-0.

PEREIRA, N.; ANDERSSON, B.; TOVAR, E. Widom: A dominance protocol for wireless medium access. *IEEE Transactions on Industrial Informatics*, v. 3, p. 120–130, 2007.

PHAM, H. N.; PEDIADITAKIS, D.; BOULIS, A. From simulation to real deployments in wsn and back. In: *IEEE International Symposium on World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks, 2007. WoWMoM 2007*. [S.l.: s.n.], 2007. p. 1–6.

RAMANATHAN, S. A unified framework and algorithm for channel assignment in wireless networks. *Wirel. Netw.*, Kluwer Academic Publishers, Hingham, MA, USA, v. 5, p. 81–94, March 1999. ISSN 1022-0038. <<http://dx.doi.org/10.1023/A:1019126406181>>.

RHEE, I. et al. Z-mac: a hybrid mac for wireless sensor networks. In: *SenSys '05: Proceedings of the 3rd international conference on Embedded networked sensor systems*. New York, NY, USA: ACM Press, 2005. p. 90–101. ISBN 159593054X.

RHEE, I. et al. Drand: distributed randomized tdma scheduling for wireless 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 Press, 2006. p. 190–201. ISBN 1-59593-368-9.

RHEE, I. et al. Drand: Distributed randomized tdma scheduling for wireless ad hoc networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, IEEE Computer Society, Los Alamitos, CA, USA, v. 8, p. 1384–1396, 2009. ISSN 1536-1233.

ROBINSON, C. L. et al. Efficient coordination and transmission of data for vehicular safety applications. In: . [S.l.: s.n.], 2006.

ROWE, A.; MANGHARAM, R.; RAJKUMAR, R. Rt-link: A global time-synchronized link protocol for sensor networks. *Ad Hoc Networks*, v. 6, n. 8, p. 1201–1220, 2008.

SANTOS, F.; ALMEIDA, L.; LOPES, L. S. Self-configuration of an adaptive tdma wireless communication protocol for teams of mobile robots. In: *ETFA*. [S.l.]: IEEE, 2008. p. 1197–1204.

SOBRAL, M. M.; BECKER, L. B. Infrastructure for autonomous mobile robots communication and coordination. In: *SBRC. Proceedings of the SBRC2007*. [S.l.], 2007.

SOBRAL, M. M.; BECKER, L. B. A wireless hybrid contention/tdma-based mac for real-time mobile applications. In: *ACM Symposium on Applied Computing 2008, Real-Time Systems Track*. Fortaleza, Brazil: [s.n.], 2008.

SOBRAL, M. M.; BECKER, L. B. Assessing the clusters formation in the hct mac protocol. In: ECRTS. *Proceedings of the 8th International Workshop on Real Time Networks Workshop (RTN09)*. [S.l.], 2009.

SOBRAL, M. M.; BECKER, L. B. Towards a clustering approach to support real-time communication in ad-hoc wireless networks. In: *Brazilian Workshop on Real-Time Systems 2009 (WTR 2009)*. Recife, Brazil: [s.n.], 2009.

SOBRAL, M. M.; BECKER, L. B. Performance evaluation of a real-time mac protocol for manets. In: *Brazilian Workshop on Real-Time Systems 2010 (WTR 2010)*. Gramado, Brazil: [s.n.], 2010.

SOBRAL, M. M.; BECKER, L. B. Evaluating the benefits and feasibility of coordinated medium access in manets. In: ECRTS. *Proceedings of the 10th International Workshop on Real Time Networks Workshop (RTN2011)*. [S.l.], 2011.

SOBRINHO, J. L.; KRISHNAKUMAR, A. S. Real-time traffic over the IEEE 802.11 medium access control layer. *Bell Labs Technical Journal*, v. 1, n. 2, p. 172–87, 1996.

SOBRINHO, J. L.; KRISHNAKUMAR, A. S. Quality-of-service in ad hoc carrier sense multiple access wireless networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, v. 17, n. 8, p. 1353–1368, 1999.

VARGA, A. The omnet++ discrete event simulation system. In: *Proceedings of the European Simulation Multiconference*. Prague, Czech Republic: SCS – European Publishing House, 2001. p. 319–324.

VOELCKER, J. Cars get street smart. *IEEE Spectrum*, v. 44, n. 10, p. 16–18, Oct. 2007.

WOO, A.; CULLER, D. *Evaluation of Efficient Link Reliability Estimators for Low-Power Wireless Networks*. [S.l.], 2003. <<http://www.eecs.berkeley.edu/Pubs/TechRpts/2003/6239.html>>.

YAGER, R. R. On ordered weighted averaging aggregation operators in multicriteria decisionmaking. *IEEE Trans. Syst. Man Cybern.*, IEEE Press, Piscataway, NJ, USA, v. 18, p. 183–190, January 1988. ISSN 0018-9472. <<http://dl.acm.org/citation.cfm?id=46931.46950>>.

YAHYA, B.; BEN-OTHTMAN, J. Towards a classification of energy aware mac protocols for wireless sensor networks. *Wireless Communications and Mobile Computing*, John Wiley & Sons, Ltd., v. 9, n. 12, p. 1572–1607, 2009. ISSN 1530-8677. <<http://dx.doi.org/10.1002/wcm.743>>.

YE, W.; HEIDEMANN, J.; ESTRIN, D. An energy-efficient MAC protocol for wireless sensor networks. In: *INFOCOM 2002. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*. [s.n.], 2002. v. 3. <<http://ieeexplore.ieee.org/iel5/7943/21923/01019408.pdf>>.

YU, J. C. P. A survey of clustering schemes for mobile ad hoc networks. *Communications Surveys and Tutorials, IEEE*, v. 7, n. 1, p. 32–48, First Qtr. 2005. ISSN 1553-877X.

ZHAO, J.; GOVINDAN, R. Understanding packet delivery performance in dense wireless sensor networks. In: *Proceedings of the 1st international conference on Embedded networked sensor systems*. New York, NY, USA: ACM, 2003. (SenSys '03), p. 1–13. ISBN 1-58113-707-9. <<http://doi.acm.org/10.1145/958491.958493>>.

ZHOU, G. et al. Impact of radio irregularity on wireless sensor networks. In: *Proceedings of the 2nd international conference on Mobile systems, applications, and services*. New York, NY, USA: ACM, 2004. (MobiSys '04), p. 125–138. ISBN 1-58113-793-1. <<http://doi.acm.org/10.1145/990064.990081>>.

ZUNIGA, M.; KRISHNAMACHARI, B. Analyzing the transitional region in low power wireless links. In: *Sensor and Ad Hoc Communications and Networks, 2004. IEEE SECON 2004. 2004 First Annual IEEE Communications Society Conference on*. [S.l.: s.n.], 2004. p. 517–526.