

UNIVERSIDADE NOVA DE LISBOA
Faculdade de Ciências e Tecnologia
Departamento de Engenharia Electrotécnica e de Computadores

**Esquemas de controlo de acesso ao meio para
sistemas CSMA/CA p-persistente**

Por
Luis Filipe Amaral Lopes

Dissertação apresentada para obtenção
do Grau de Mestre em Engenharia Elec-
trotécnica e de Computadores, pela Uni-
versidade Nova de Lisboa, Faculdade de
Ciências e Tecnologia.

Orientação Científica: Prof. Doutor Rodolfo Oliveira

Prof. Doutor Luís Bernardo

Julho de 2009

Agradecimentos

Cabe-me aqui expressar a minha profunda e sincera gratidão a todos aqueles que, de algum modo, colaboraram comigo ao longo deste trabalho.

Ao Professor Rodolfo Oliveira, meu Orientador, pela oportunidade que me deu, pela disponibilidade apresentada, pelas condições que me proporcionou na realização deste trabalho e pela motivação constante ao longo de todo o tempo principalmente quando estive mais desanimado. Agradeço, também, por todos os conhecimentos que me foram transmitidos e pelo acompanhamento e revisão atenta que concedeu a esta tese.

Ao Professor Luís Bernardo, meu co-orientador, pelos seus valiosos conselhos que ajudaram a ultrapassar situações críticas no desenvolvimento da tese. Agradeço, também, pela transmissão de conhecimentos, e pelo acompanhamento e revisão que concedeu a esta tese.

Aos meus Pais e Irmão pela ajuda e motivação dada ao longo do meu percurso académico.

Aos meus Tios e aos meus Avós pelo apoio dado.

A todos os que de uma forma directa ou indirecta me ajudaram a terminar esta tese, o meu profundo reconhecimento e agradecimento.

Sumário

Este trabalho descreve os passos iniciais no sentido de caracterizar formalmente os protocolos de acesso ao meio baseados em heurísticas propostos para redes *ad hoc* sem fios. Este método, denominado método de análise de heurísticas de acesso ao meio, permite caracterizar a função de utilidade de acesso ao meio de um nó, a qual está relacionada com o seu débito útil, tal como é provado experimentalmente neste trabalho. O método é particularmente vantajoso como uma ferramenta de comparação entre protocolos, pois permite efectuar uma rápida análise comparativa do débito útil para os diferentes protocolos em análise. O método foi validado com protocolos existentes e com um protocolo baseado em heurísticas proposto nesta dissertação. Para provar a viabilidade do método de análise de heurísticas, validaram-se os resultados obtidos com o mesmo com diversas simulações.

Neste trabalho é proposto um segundo protocolo de acesso ao meio baseado em heurísticas, desenvolvido com o objectivo de maximizar o débito útil da rede e, simultaneamente, a justiça de acesso ao meio. Este protocolo utiliza um mecanismo inovador na gestão da janela de contenção, que também realiza a distribuição de acesso ao meio através das tramas de *acknowledge*. No fim comparam-se os resultados obtidos por este protocolo e os resultados obtidos pelos protocolos analisados, incluindo a norma IEEE 802.11. Nesta comparação, conclui-se que o protocolo proposto neste trabalho exhibe o melhor compromisso entre o débito útil e a justiça de acesso ao meio, em relação aos protocolos estudados.

Palavras Chave: Controlo de acesso ao meio, funções de utilidade, redes locais sem fios.

Abstract

This work describes the initial steps to characterize heuristic-based medium access protocols proposed for ad hoc wireless networks. The advantage of using this method, entitled method of heuristics analysis, is the possibility to characterize the goodput, without requiring another type of analysis. This method has great utility, as it can be used as a tool for comparing protocols. To validate the method, a novell heuristic-based protocol is presented. The new protocol is analyzed by this method. To prove the viability of the method of heuristics analysis, a few results obtained by it are compared with experimental simulations.

This work proposes another medium access protocol based on heuristics. This protocol aims to improve the goodput and the medium access fairness. This protocol uses an innovative mechanism to regulate the contention window, based on the distribution of media access using the acknowledge packets. The results obtained by this protocol and the results obtained with others protocols, including the IEEE 802.11, are compared. In this comparison, the protocol proposed in this work shows the best trade-off between the goodput and the access fairness when compared to others protocols described in this work.

Keywords: Medium access control, access utility functions, WLANs.

Lista de Abreviaturas

ACK	<i>Trama de Acknowledge</i>
ACL	<i>Asymptotic Contention Limit</i>
AOB	<i>Asymptotically Optimal Backoff</i>
AP	<i>Access Point</i>
BEB	<i>Binary Exponential Backoff</i>
BT	<i>Backoff Time</i>
CSMA/CA	<i>Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance</i>
CTS	<i>Clear To Send</i>
CW	<i>Contention Window</i>
DCF	<i>Ditributed Coordination Function</i>
DIFS	<i>Distributed InterFrame Space</i>
DSSS	<i>Direct-Sequence Spread Spectrum</i>
EIFS	<i>Extended InterFrame Space</i>
FCR	<i>Fast Collision Resolution</i>
FCR-ACK	<i>Fast Collision Resolution - Acknowledge</i>
FCR-NOVA	<i>Fast Collision Resolution - Nova</i>
FS-FCR	<i>Fairly Scheduled - Fast Collision Resolution</i>
FSE	<i>Frame Size Estimate</i>
GDCCF	<i>Gentle Ditributed Coordination Function</i>
GEN	<i>Protocolo Genérico</i>
IEEE	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers</i>
LILD	<i>Linear Increase Linear Decrease</i>
MAC	<i>Medium Access Control</i>
ns-2	<i>Network Simulator 2</i>

PCF	<i>Point Coordination Function</i>
RTS	<i>Request To Send</i>
SCFQ	<i>Self-Clocked Fair Queueing</i>
SIFS	<i>Short InterFrame Space</i>
SWM	<i>Sliding Window Method</i>
WLAN	<i>Wireless Local Area Network</i>

Conteúdo

Agradecimentos	i
Sumário	iii
Abstract	v
1 Introdução	1
1.1 Motivação	1
1.2 Contribuições	3
1.3 Organização	4
2 Trabalho relacionado	5
2.1 Introdução	5
2.2 Controlo de Acesso ao Meio na norma IEEE 802.11	6
2.3 Fast Collision Resolution	10
2.4 GDCAF	15
2.5 Asymptotically Optimal Backoff	18
2.6 Conclusões	22
3 Mecanismos de Acesso ao Meio baseados em Heurísticas	23
3.1 Introdução	23
3.2 Métodos de otimização e de heurísticas	24
3.3 Método de análise de heurísticas	25
3.4 Fast Collision Resolution - Nova	31
3.5 Fast Collision Resolution - ACK	40
3.6 Conclusão	42
4 Análise de Desempenho	45
4.1 Introdução	45
4.2 Resultados experimentais	46
4.2.1 Validação do Método de Análise de Heurísticas	47
4.2.2 Análise de desempenho do protocolo FCR-ACK	49
4.3 Conclusão	62

5 Conclusões	65
5.1 Considerações Finais	65
5.2 Trabalho Futuro	66
Anexos	69
A Protocolo BEB existente no Ns-2	71
B Implementação do protocolo GDCF no Ns-2	77
C Implementação do protocolo AOB no Ns-2	85
D Implementação do protocolo GEN no Ns-2	93
E Implementação do protocolo FCR no Ns-2	99
F Implementação do protocolo FCR-NOVA no Ns-2	109
G Implementação do protocolo FCR-ACK no Ns-2	117
Bibliografia	125

Lista de Figuras

1.1	Tipos de redes sem fios.	2
2.1	Operação básica do CSMA/CA	8
3.1	Representação da função de utilidade $U(\tau, p_i)$ do protocolo LILD (considerando $K = 1/16$).	30
3.2	Representação da função de utilidade $U(\tau, p_i)$ do protocolo BEB (considerando $\tau^{max} = 1/16$ e $\beta = 0.5$).	32
3.3	Funções de utilidade dos protocolos BEB, FCR-NOVA, FCR e LILD para: (a) $p_i = 0.05$; (b) $p_i = 0.25$; (c) $p_i = 0.55$; (d) $p_i = 0.90$;	36
3.4	Representação da probabilidade de colisão dos protocolos BEB, FCR-NOVA e FCR.	39
3.5	Representação da probabilidade de acesso (τ^*) ao longo de p_i dos protocolos BEB, FCR-NOVA e FCR.	39
4.1	Débito útil para os diferentes protocolos simulados:(a) geração de tráfego de acordo com distrib. exponencial; (b) geração de tráfego de acordo com distrib. de Pareto com variância infinita.	48
4.2	Probabilidade de <i>drop</i> para os diferentes protocolos em função do número de nós com:(a) baixa carga no meio; (b) alta carga no meio.	50
4.3	Probabilidade de <i>drop</i> para os diferentes protocolos em função da carga no meio com:(a) 6 nós no meio; (b) 10 nós no meio; (c) 30 nós no meio.	52
4.4	Débito dos protocolos GEN, BEB, AOB, GDCE, FCR-ACK, FCR, FCR-NOVA para: (a) Com baixa carga no meio; (b) Com alta carga no meio.	53
4.5	Débito em função da carga no meio dos protocolos GEN, BEB, AOB, GDCE, FCR-ACK, FCR, FCR-NOVA para: (a) 6 nós no meio; (b) 10 nós no meio; (c) 30 nós no meio.	55
4.6	Probabilidade de colisão para os diferentes protocolos em função do número de nós com:(a) baixa carga no meio; (b) alta carga no meio.	56
4.7	Probabilidade de colisão para os diferentes protocolos em função da carga no meio com:(a) 6 nós no meio; (b) 10 nós no meio; (c) 30 nós no meio.	57

- 4.8 Débito útil dos protocolos GEN, BEB, AOB, GDCF, FCR-ACK, FCR, FCR-NOVA para: (a) Com baixa carga no meio; (b) Com alta carga no meio. 58
- 4.9 Débito Útil em função da carga no meio dos protocolos GEN, BEB, AOB, GDCF, FCR-ACK, FCR, FCR-NOVA para: (a) 6 nós no meio; (b) 10 nós no meio; (d) 30 nós no meio. 60
- 4.10 Índice de Jain com janela deslizante de tamanho 500 (longo prazo) para: (a) baixa carga no meio; (b) alta carga no meio. 63

Lista de Tabelas

2.1	Exemplo da gestão da janela de contenção no protocolo IEEE 802.11 MAC.	9
2.2	Exemplo de gestão da janela de contenção do algoritmo <i>Fast Collision Resolution</i> .	13
2.3	Protocolo GDCF com $minCW = 7$ e $c = 2$.	17
3.1	Exemplo de gestão da janela de contenção do algoritmo FCR-NOVA.	33
3.2	Probabilidade de colisões obtida através das funções de utilidade dos protocolos BEB, FCR e FCR-NOVA para cada p_i .	38
3.3	Exemplo de gestão da janela de contenção do algoritmo FCR-ACK.	41
4.1	Parametrização da simulação e da norma IEEE 802.11b DSSS utilizada nos resultados experimentais.	46
4.2	Justiça de acesso ao meio aferida através do índice de <i>Jain</i> com um valor de janela=50 (justiça a curto prazo) com o protocolo FCR-ACK	62

Capítulo 1

Introdução

1.1 Motivação

O campo das comunicações sem fios tem sido alvo de um significativo avanço tecnológico nos últimos anos. Desde que a internet surgiu, a tecnologia nas comunicações sem fios foi-se aperfeiçoando e tornando-se cada vez mais presente no quotidiano das pessoas. Através da mobilidade, portabilidade e interactividade, ela permite a existência de um mundo "sem" fronteiras.

As comunicações sem fios dividem-se em dois tipos de redes: as redes não infra-estruturadas ou *ad hoc* e as redes infra-estruturadas. Estes dois tipos de redes encontram-se representadas na figura 1.1. As redes de comunicações *ad hoc* são caracterizadas pela inexistência de uma infra-estrutura fixa. Este facto traduz-se em elevadas vantagens quanto à eliminação dos custos necessários à instalação da infra-estrutura, bem como à rapidez e à facilidade de operação em cenários críticos, como após a ocorrência de desastres naturais, onde a necessidade de comunicações para coordenar as operações de resgate é fundamental. Mas, o facto de não existir nenhum nó central, aliado ao canal de comunicação ser partilhado por todos os nós, complica o mecanismo de acesso ao meio. Esta complicação deve-se à possibilidade de num instante temporal existir mais do que um nó a aceder ao meio e, à interferência mútua entre os nós, impedindo o sucesso da transmissão. O sub-nível de controlo de acesso ao meio (MAC) é um dos componentes chave para gerir o acesso ao meio de cada nó pois, poderá aumentar a probabilidade de sucesso da transmissão. É esta gestão que influencia o débito e a justiça de acesso ao meio de cada protocolo MAC.

Os dois principais objectivos a ter em conta no desenho de um protocolo MAC são:

- a maximização do débito útil da rede - determinado a partir da soma do número de tramas transmitido com sucesso por unidade de tempo e por cada nó;
- a justiça de acesso ao meio - consiste em realizar uma boa política de justiça no acesso ao meio, evitando uma utilização abusiva do meio por um ou mais nós. No caso mais adoptado na literatura, cada nó deverá ter exactamente a mesma oportunidade de acesso ao meio comparativamente aos seus vizinhos.

Muitos protocolos, são propostos com o objectivo de melhorar o protocolo MAC existente na norma IEEE 802.11. Estes protocolos, podem ser baseados em heurísticas ou baseados em optimizações. Para facilitar o estudo do débito útil, pretende-se introduzir um método para análise comparativa dos protocolos baseados em heurísticas. Com este método, será possível ter uma ferramenta que possibilita a comparação do débito útil de vários protocolos baseados em heurísticas, sem a necessidade de executar outro tipo de análise.

Os protocolos existentes baseados em heurísticas, exibem normalmente um débito superior à norma IEEE 802.11. Com este trabalho, pretende-se introduzir um protocolo, baseado em heurística, que consiga ter melhor desempenho do que os protocolos existentes, focando a diminuição do número de colisões e do tempo em que o meio se encontra livre.

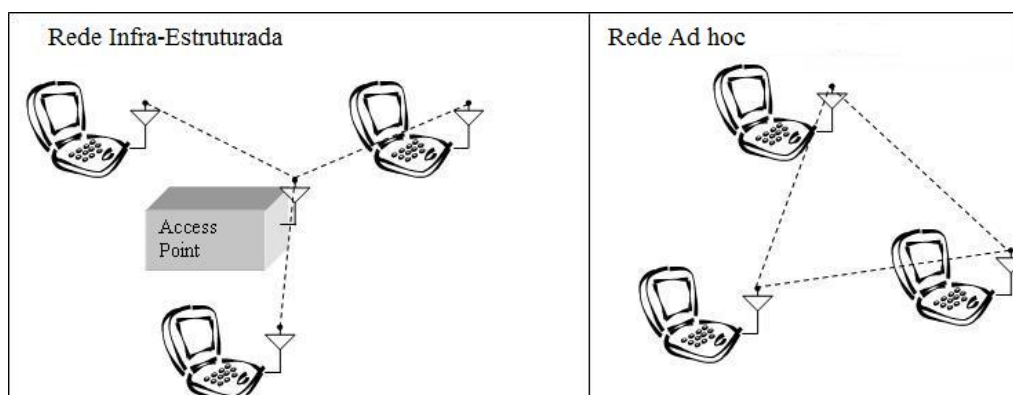


Figura 1.1: Tipos de redes sem fios.

1.2 Contribuições

As principais contribuições deste trabalho, como já foi referido na secção de motivação, é a apresentação de um método de análise de heurísticas, de um protocolo MAC para a validação do método e, de um protocolo MAC inovador que evidencia resultados satisfatórios em termos de débito e de justiça de acesso ao meio.

De seguida é feita uma breve descrição de cada contribuição.

O método de análise de heurísticas, é uma ferramenta que permite a comparação de desempenho de protocolos MAC para redes *ad hoc*. Através deste método, é possível obter uma aproximação comportamental para o débito do protocolo em análise.

A aproximação do débito é obtida através da função de utilidade de acesso, a qual traduz formalmente o ganho que um determinado nó poderá ter em termos de acesso ao meio, dadas as probabilidades de acesso ao meio de cada nó e de encontrar o meio livre. Assim, este método é particularmente útil, visto que, a aproximação do débito obtida com este método caracteriza sumariamente o comportamento do protocolo, podendo ser comparado com outros protocolos também modelados com este método. Para justificar o método baseado em funções de utilidade, é apresentado neste trabalho um protocolo baseado em heurísticas, denominado por FCR-NOVA, que deriva do protocolo FCR[KFL03].

Outra contribuição deste trabalho é a apresentação de um protocolo inovador, denominado por FCR-ACK, que é também baseado em heurísticas. Este protocolo, como o nome indica, também deriva do protocolo FCR. Entre os protocolos analisados, o protocolo FCR-ACK é o que apresenta melhor compromisso entre o débito útil e a justiça de acesso ao meio.

Embora os protocolos FCR-NOVA e o FCR-ACK, derivem do protocolo FCR, estes afectam a janela de contenção de forma diferente. O FCR-ACK, utiliza as tramas de ACK de forma a distribuir o acesso ao meio pelos nós enquanto que, no FCR-NOVA, a distribuição é feita através das colisões e dos sucessos, ou seja é realizada sempre que um nó acede ao meio.

1.3 Organização

O capítulo 2 desta dissertação, cobre a descrição dos protocolos utilizados neste trabalho. São apresentadas as características de cada protocolo e, são identificados os pontos positivos e negativos de cada um, em termos de justiça de acesso e em termos de débito.

No capítulo 3, é proposto um novo método de análise de heurísticas que permite descrever qualitativamente o débito do protocolo a ser analisado. Este método é útil como ferramenta de comparação entre protocolos baseados em heurísticas. Ainda neste capítulo, são apresentados os protocolos FCR-NOVA e o FCR-ACK. O protocolo FCR-NOVA é analisado através da sua função de utilidade e pelos resultados obtidos através de simulações no ns-2 (*network simulator 2*)[Inf09], o que permite validar a utilização das funções de utilidade para caracterizar o débito útil dos protocolos. O protocolo FCR-ACK apenas é analisado através dos resultados das simulações no ns-2. No capítulo 4, são analisados os resultados da validação do método de análise de heurísticas e, o desempenho do protocolo FCR-ACK. O Capítulo 5 resume as conclusões obtidas neste trabalho, apontando algumas linhas de investigação para trabalho futuro.

Nos anexos é descrita, através de esquemas, a implementação dos protocolos estudados no simulador, sendo explicados os mecanismos utilizados na implementação para obtenção dos dados necessários para o correcto funcionamento de cada protocolo.

Capítulo 2

Trabalho relacionado

2.1 Introdução

As redes sem fios subdividem-se em duas grandes classes: redes infra-estruturadas, onde existe um nó central que tem como função controlar o acesso ao meio dos vários nós, e as redes não infra-estruturadas que, pelo facto de não existir o nó central e o meio ser partilhado entre vários nós, torna o mecanismo de acesso ao meio mais complexo. Este trabalho foca apenas redes não infra-estruturadas. Desta forma, sempre que é referido o termo rede sem fios apenas é considerada a rede não infra-estruturada.

Cada nó utiliza um protocolo de controlo de acesso ao meio (MAC), que permite que todos os nós partilhem o mesmo canal de comunicação (meio). Os objectivos do protocolo MAC são a maximização do débito útil da rede, que é determinada pela soma do número de tramas transmitidas com sucesso por cada nó por unidade de tempo, e a justiça de acesso ao meio, cujo objectivo é o de evitar a utilização abusiva do meio por um ou mais nós.

Nas redes sem fios não infra-estruturadas são utilizados protocolos baseados em contenção. Neste tipo de protocolos, o tempo é dividido em intervalos. Em cada intervalo (*slot*) o nó observa se o meio se encontra ocupado ou livre. A duração de cada *slot* varia, dependendo do estado do meio. Normalmente, a duração de um *slot* quando o meio está ocupado é superior à duração de um *slot* quando este se encontra livre. A duração de um *slot* com o meio livre, é denominado por *SlotTime*.

O período de contenção determina a probabilidade de o nó aceder ao meio, de forma a

evitar que todos os nós acedam ao meio ao mesmo tempo. O valor do período de contenção é escolhido uniformemente no intervalo $[0, W]$, onde W é a janela de contenção. Quando se completa o período de contenção, o nó acede ao meio, iniciando assim a sua tentativa de transmissão da trama.

Diferentes formas de gerir a fase de contenção, permitem obter débitos úteis e justiça de acesso diferentes. Neste capítulo, analisam-se quatro protocolos representativos do conjunto de protocolos MAC com contenção, cada um com diferentes formas de gestão da fase de contenção, incluindo a norma IEEE 802.11.

2.2 Controlo de Acesso ao Meio na norma IEEE 802.11

Na norma IEEE 802.11 são utilizados dois métodos para o controlo do acesso ao meio: o método de acesso *Point Coordination Function (PCF)* para redes centralizadas e livres de contenção, e o método *Distributed Coordination Function (DCF)* para redes assíncronas, com contenção e onde o acesso ao meio é distribuído. O método DCF pode ser realizado de duas formas: um esquema básico usando o protocolo *Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance (CSMA/CA)*, de implementação obrigatória; um esquema de acesso opcional que adiciona ao esquema básico o emprego de tramas de pedidos (*request to send (RTS)*) e permissões (*clear to send (CTS)*) para transmitir. O protocolo CSMA/CA encontra-se sumarizado na Figura 2.1. Na figura pode-se observar, a existência de um período de tempo definido por *Short InterFrame Space (SIFS)* entre a transmissão de uma trama e o envio de uma trama de reconhecimento de sucesso da transmissão (*ACK*). O receptor da trama só acede ao meio depois de esperar um período de tempo igual a *SIFS*, enquanto as outras estações, por terem escutado o meio ocupado durante a transmissão da trama, têm que esperar um período de tempo *Distributed InterFrame Space (DIFS)* (que é maior que *SIFS*) mais um período de contenção. Este período de contenção é diferente para cada nó, de forma que nenhum nó aceda ao meio ao mesmo tempo. Após haver uma colisão no meio, quando os nós detectarem que o meio já se encontra livre têm que esperar um período de tempo *Extended InterFrame Space (EIFS)*. Este período de tempo tem uma duração variável e não é usado para controlo de acesso ao meio.

Numa rede sem fios não centralizada com acesso aleatório, existem dois factores que

reduzem a utilização do meio para transmitir tramas: as colisões e os *slots* que não são utilizados. Ambos os factores são conflituosos, visto que a redução de um factor causa o aumento do outro. Por exemplo, com o aumento da carga na rede diminui o número de *slots* não utilizados e, por isso, a probabilidade de colisões entre tramas também aumenta. É então necessário encontrar um ponto de equilíbrio onde o custo de cada factor seja igual. Para que seja possível aproximarmo-nos desse ponto de equilíbrio para cada nível de carga, é necessário um mecanismo que permita controlar o acesso ao meio como é o caso do *Binary Exponential Backoff* (BEB) utilizado na norma IEEE 802.11. Este mecanismo realiza uma diminuição de acesso ao meio à medida que a transmissão pendente sofre mais colisões.

No método *DCF* da norma 802.11, todas as estações antes de iniciarem a transmissão escutam o meio de forma a determinar o estado deste (livre ou ocupado). A transmissão é iniciada se durante um período de tempo denominado *DIFS* o meio se encontrar livre. Caso o meio se encontre ocupado, a transmissão é adiada. Quando o meio voltar a estar livre durante um período de tempo *DIFS*, é inicializado o mecanismo BEB para evitar que vários nós inicializem as suas transmissões ao mesmo tempo, provocando assim colisões no meio.

O mecanismo BEB da norma IEEE 802.11 consiste em gerar um período de contenção (*BT*), sendo este obtido da seguinte forma:

$$BT = \text{uniform}(0, CW - 1) \times \text{SlotTime} , \quad (2.1)$$

onde a função *uniform()* devolve um valor inteiro escolhido numa distribuição uniforme no intervalo $[0, CW - 1]$, *CW* é a janela de contenção do nó, e *SlotTime* corresponde ao tamanho de um *slot* em termos de tempo. O período de contenção (*BT*) possibilita a existência de diferentes probabilidades de acesso ao meio para cada nó, limitando a possibilidade de mais de um nó aceder ao meio ao mesmo tempo, diminuindo a existência de colisões. Durante o período *BT* é utilizado o mecanismo de escuta de portadora (*carrier sensing*) para detectar alguma transmissão no meio. Caso o meio esteja livre, é decremen-

tado o valor de contenção da seguinte forma

$$BT_{new} = BT_{old} - 1, \quad (2.2)$$

onde BT_{new} é o novo valor de contenção.

Caso o meio esteja ocupado, o temporizador de contenção entra em modo pausa e o nó fica à espera que o meio fique novamente livre. Quando o meio voltar a estar livre durante um período $DIFS$, o temporizador de contenção é retomado. Isto ocorre sempre que o temporizador tenha valores superiores a 0. No fim do período de contenção, quando o temporizador possui o valor 0, é iniciada a transmissão da trama.

Se o nó de destino receber a trama sem erros, o nó emissor deve receber um ACK após o período de tempo $SIFS$. Esta operação conclui o processo de transmissão da trama com sucesso, sendo a janela de contenção inicializada com o valor inicial de $minCW$. Se após o período $SIFS$, o nó emissor não tiver recebido o ACK durante o intervalo máximo de espera definido na norma ($ACK\ timeout$), a janela de contenção é incrementada. Isto significa que a transmissão não foi realizada com sucesso devido a uma colisão ou erro de transmissão no meio. A janela é incrementada da seguinte forma:

$$CW_{new} = \min(CW \times 2, maxCW) \quad (2.3)$$

onde, o valor mínimo ($minCW$) e o valor máximo ($maxCW$) da janela de contenção utilizada no IEEE 802.11 MAC para canais físicos do tipo *Directed Sequence Spread Spectrum (DSSS)* é de 32 e 1024, respectivamente.

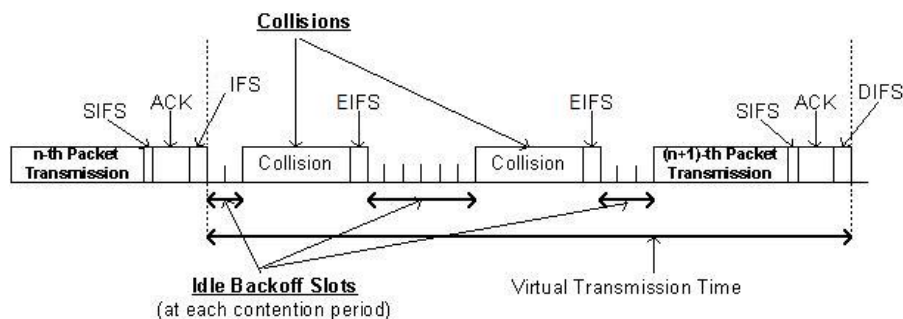


Figura 2.1: Operação básica do CSMA/CA

No mecanismo BEB, sempre que é realizada uma transmissão com sucesso, a janela

de contenção é inicializada com o valor mínimo minCW . No caso do meio estar muito ocupado, este tipo de funcionamento é prejudicial para o desempenho do acesso ao meio, pois é perdido o valor da janela onde foi possível realizar a transmissão com sucesso. Assim, na próxima tentativa de transmissão de outra trama e, se o meio continuar muito ocupado, a janela de contenção vai iniciar-se com o valor mínimo de 32 e a trama é retransmitida até que o valor da janela seja adequado para a ocupação do meio. A transmissão terá sucesso logo que suceda uma tentativa de retransmissão com sucesso. O número máximo de retransmissões é limitado. Com este tipo de funcionamento, em cada nova trama haverá um período de tempo onde a janela de contenção (CW) se adapta à carga do meio. Nesse período de tempo, a probabilidade de colisões entre tramas aumenta, devido ao tamanho da janela ainda não ser adequado. Embora em meios com pouca carga este modelo de gestão da janela de contenção consiga ter um bom desempenho, em meios com um grande número de nós e com muita carga este modelo é ineficiente, existindo uma degradação de desempenho, como pode ser observado em [Bia00] onde é feita a análise ao desempenho deste protocolo.

Outro ponto negativo em relação ao funcionamento do BEB é o número de *slots* vazios. Este problema acontece devido aos nós que estão no estado de contenção apenas decrementarem um *slot* sempre que é detectado um *slot* vazio. Mesmo que haja uma rajada de *slots* vazios, cada nó mantém a sua janela de contenção e apenas começa a transmitir quando o seu período de contenção chegar a zero.

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	Nó
1(7)	3(7)	2(7)	7(7)	2(7)	5(7)	3(7)	4(7)	1(7)	5(7)	Início
0(7) 8(15)	2(7)	1(7)	6(7)	1(7)	4(7)	2(7)	3(7)	0(7) 14(15)	4(7)	Colisão no nó 0 e 8
7(15)	1(7)	0(7) 4(15)	5(7)	0(7) 9(15)	3(7)	1(7)	2(7)	13(15)	3(7)	Colisão no nó 2 e 4
6(15)	0(7) 10(15)	3(15)	4(7)	8(15)	2(7)	0(7) 5(15)	1(7)	12(15)	2(7)	Colisão no nó 1 e 6
5(15)	9(15)	2(15)	3(7)	7(15)	1(7)	4(15)	0(7) 3(7)	11(15)	1(7)	Transmissão com sucesso no nó 7
4(15)	8(15)	1(15)	2(7)	6(15)	0(7) 13(15)	3(15)	2(7)	10(15)	0(7) 8(15)	Colisão no no nó 5 e 9

Tabela 2.1: Exemplo da gestão da janela de contenção no protocolo IEEE 802.11 MAC.

Este processo de modificação do valor da janela de contenção encontra-se exemplificado

na tabela 2.1, de forma a ser possível visualizar o seu comportamento. No início, todos os nós iniciam a suas janelas de contenção com $minCW = 7$. De seguida, existe uma colisão entre o nó 0 e 8, visto que os seus períodos de contenção chegaram a 0 e iniciaram de imediato as suas transmissões. O tamanho das janelas do nó 0 e 8 são então aumentadas para 15, e é escolhido o período de contenção de 8 e 14 *slots* para o nó 0 e para o nó 8, respectivamente. Na quarta tentativa de acesso ao meio, o nó 7 transmite com sucesso. A janela do nó 7 é então inicializada com o valor de $minCW$ e é escolhido o período de contenção de 3 *slots*. De seguida acontece novamente uma colisão entre o nó 5 e 9, fazendo com que seja incrementada a janela de contenção e escolhido, de forma uniforme, um novo período de contenção para estes dois nós.

Mais detalhes relacionados com este protocolo podem ser encontrados em [sta99].

2.3 Fast Collision Resolution

Como foi referenciado na secção 2.2, os principais problemas que afectam o desempenho do protocolo IEEE 802.11 MAC são as colisões e o número de *slots* vazios. O algoritmo *Fast Collision Resolution* (FCR) altera a gestão da janela de contenção proposta na norma IEEE 802.11 de forma a tentar diminuir o impacto desses problemas.

As principais características do algoritmo FCR são as seguintes:

1. O tamanho mínimo da janela de contenção, $minCW$, é menor do que o utilizado no IEEE 802.11 MAC, sendo $minCW = 3$;
2. O tamanho máximo da janela de contenção, $maxCW$, é maior do que o utilizado no IEEE 802.11 MAC, sendo $maxCW = 2048$;
3. O tamanho da janela de contenção de um nó pode ser aumentado quando se encontrar nos estados de colisão ou contenção;
4. É executada uma redução exponencial do valor do período de contenção, caso seja detectado um número consecutivo pré-definido de *slots* vazios.

Com estas características os problemas referidos anteriormente são reduzidos. Com a utilização de um valor $minCW$ menor do que é utilizado no protocolo IEEE 802.11 MAC e

com a possibilidade de o período de contenção ser reduzido de forma exponencial, o tempo de contenção é rapidamente diminuído. Este facto evita que um nó esteja demasiado tempo em contenção quando os *slots* se encontram vazios.

Ao incrementar o valor de contenção não só quando é detectada a colisão da trama transmitida, mas também quando o nó, no estado de contenção, detecta o meio ocupado, permite aumentar de forma rápida o tamanho da janela, o que causa uma diminuição, também rápida, da probabilidade de colisão. A probabilidade de colisão diminui também por o valor $maxCW$ do FCR ser superior ao valor $maxCW$ do BEB.

Os estados que um nó pode ter e a sua descrição são explicados a seguir:

- *Procedimento de Backoff*: Neste algoritmo, todos os nós vão monitorizar o meio. Sempre que o meio esteja livre, o período de contenção é decrementado por um *slot*, como mostra a equação (2.2). Quando o período de contenção chega a 0 é iniciada a transmissão da trama. Este funcionamento é igual ao protocolo IEEE 802.11 MAC. A diferença é quando são detectados pelo nó $[(minCW - 1) \times 2 - 1]$ *slots* vazios consecutivos. Neste caso, o período de contenção é reduzido para metade

$$CW_{new} = \frac{CW_{old}}{2}. \quad (2.4)$$

Se $CW_{new} < SlotTime$, então é iniciada a transmissão.

- *Colisão de tramas*: Uma colisão é detectada pela falta do ACK. Quando um nó detecta uma colisão na trama enviada, a janela de contenção desse nó é incrementada pela equação (2.3) e um novo período de contenção BT é dado pela equação (2.1).
- *Transmissão com sucesso*: Com a recepção do ACK, o que significa que a trama foi transmitida com sucesso, o nó reduz a sua janela de contenção para o valor mínimo $minCW$ e é obtido um novo período de contenção dado pela equação 2.1.
- *Estado de contenção*: Quando um nó está no estado de contenção e sempre que detectar o início de uma transmissão ou colisão no meio, vai incrementar a sua janela de contenção utilizando a equação (2.3). Por fim, é inicializado um novo período de contenção com um valor escolhido pela equação (2.1).

Com estas características, o nó que terminou uma transmissão com sucesso vai ter a sua janela de contenção com o tamanho mínimo, resultando numa maior probabilidade de aceder ao meio. Isto ocorre porque todos os outros nós observaram o meio ocupado, o que os levou a aumentarem as suas janelas de contenção. A utilização destas características pode ser observada na tabela 2.2. No início todos os nós têm a janela de contenção inicializada com o valor $minCW = 3$. Nas duas primeiras tentativas de aceder ao meio existem colisões, visto que a janela de contenção dos nós é demasiado baixa para a carga existente no meio. Devido às características do FCR anteriormente mencionadas, os nós que sofreram colisões e os que se encontram no estado de contenção vão aumentar o tamanho das suas janelas de contenção para o valor 7, fazendo com que todos os nós no meio tenham a mesma janela de contenção. Cada nó escolhe um novo período de contenção. Na terceira tentativa de acesso ao meio, o nó 3 termina o seu período de contenção e transmite com sucesso a sua trama. A sua janela de contenção é iniciada com o valor $minCW$ enquanto que, os restantes nós vêm a sua janela incrementada e obtêm um novo período de contenção. Como a sua janela é agora menor que o resto dos nós, a sua probabilidade de aceder novamente ao meio é maior. Por isso, o nó 3 consegue aceder novamente ao meio na sua segunda tentativa. Na quinta tentativa de acesso, o nó 9 transmite com sucesso, visto que o seu período de contenção terminou. Nesta tentativa, os restantes nós aumentam a sua janela de contenção, escolhendo o nó 9 aleatoriamente um valor entre 0 e 3, que corresponde ao menor valor de contenção de entre todos os nós (1), tal como aconteceu quando o nó 3 transmitiu com sucesso uma trama. Agora o nó 9 pode "capturar o meio", visto ter a maior probabilidade de acesso. Este é o problema do protocolo que, embora exiba um débito elevado, causa injustiça no acesso ao meio.

Como se pode observar na tabela 2.2, a janela de contenção aumenta de forma rápida nos nós que estão em estado de contenção, o que vai permitir baixar a probabilidade de colisão nas próximas tramas. Para o nó onde a transmissão foi realizada com sucesso, a janela de contenção vai ter o valor mínimo, que é menor que o utilizado no protocolo IEEE 802.11. Desta forma permite diminuir o número de *slots* não utilizados.

Com este funcionamento o algoritmo FCR permite ter um débito elevado. Mas tem também como consequência a falta de justiça de acesso ao meio porque o nó que transmite

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	Nó
1(3)	3(3)	2(3)	3(3)	2(3)	3(3)	3(3)	3(3)	1(3)	3(3)	Início
0(3) 3(7)	2(3) 1(7)	1(3) 2(7)	2(3) 7(7)	1(3) 2(7)	2(3) 6(7)	2(3) 3(7)	2(3) 4(7)	0(3) 6(7)	2(3) 1(7)	Colisão no nó 0 e 8
2(7) 10(15)	0(7) 8(15)	1(7) 2(15)	6(7) 1(15)	1(7) 12(15)	5(7) 4(15)	2(7) 15(15)	3(7) 6(15)	5(15) 3(15)	0(7) 14(15)	Colisão no nó 1 e 9
9(15) 18(31)	7(15) 22(31)	1(15) 28(31)	0(15) 1(3)	11(15) 5(31)	3(15) 17(31)	14(15) 11(31)	5(15) 9(31)	2(15) 14(31)	13(7) 23(31)	Transmissão com sucesso no nó 3
17(31) 9(63)	21(31) 40(63)	27(31) 38(63)	0(3) 3(3)	4(31) 58(63)	16(31) 24(63)	10(31) 17(63)	8(31) 20(63)	13(31) 44(63)	22(31) 1(63)	Transmissão com sucesso no nó 3
8(63) 100(127)	39(63) 55(127)	37(63) 29(127)	2(3) 5(7)	57(63) 111(127)	23(63) 46(127)	16(63) 81(127)	19(63) 30(127)	43(63) 9(127)	0(63) 1(3)	Transmissão com sucesso no nó 9
99(127) 67(255)	54(127) 29(255)	28(127) 189(255)	4(7) 11(15)	110(127) 55(255)	45(127) 210(255)	80(127) 160(255)	29(127) 240(255)	8(127) 120(255)	0(3) 2(3)	Transmissão com sucesso no nó 9

Tabela 2.2: Exemplo de gestão da janela de contenção do algoritmo *Fast Collision Resolution*.

com sucesso vai ter a janela de contenção mínima enquanto que todos os outros nós vão aumentar as suas janelas. Logo o nó que transmitiu com sucesso vai ter maior probabilidade de aceder ao meio e assim maior probabilidade de transmitir a próxima trama. Com este tipo de funcionamento, o nó que transmite com sucesso "apodera-se" do meio, fazendo com que este algoritmo em termos de justiça de acesso tenha um mau desempenho. Em [KFL03] é proposta uma solução para este problema. A solução consiste em modificar o algoritmo *Self-Clocked Fair Queueing* (SCFQ), descrito em [Gol94], e incorporá-lo no algoritmo FCR. Este novo algoritmo, com o nome de *Fairly Scheduled FCR* (FS-FCR), controla dinamicamente o limite máximo de transmissões sucessivas (período de transmissão sucessiva) de cada nó. As operações básicas realizadas no algoritmo FS-FCR são:

1. Cada trama antes de entrar na fila de espera do nó é marcada com uma etiqueta de serviço.
2. Quando a trama k -th do nó i , P_i^k , chega à fila de espera do nó, a etiqueta de serviço F_i^k é atribuída da seguinte forma:

$$F_i^k = \max \left\{ v(a_i^k), F_i^{k-1} \right\} + \frac{L_i^k}{\phi_i},$$

onde $v(a_i^k)$ é o tempo virtual no instante de tempo a_i^k , sendo que, a_i^k é o instante em que a trama P_i^k chega à fila de espera. O parâmetro L_i^k é o tamanho da trama

P_i^k e ϕ_i é o peso do fluxo do nó i . O parâmetro ϕ_i é o peso que está associado à importância do fluxo que se deseja controlar. A justiça de acesso ao meio pode ser regulada através da importância do fluxo que aqueles dados representam. Assim, consoante a importância do fluxo, assim se poderá dar mais ou menos peso a esse fluxo, de modo a que tenha mais ou menos acesso ao meio face aos restantes fluxos.

3. O tempo virtual $v(t)$ é actualizado sempre que é realizada uma transmissão com sucesso, com o valor da etiqueta de serviço da trama. O tempo virtual representa o valor justo normalizado do número de tramas transmitidas que cada nó realizou. Quando todos os nós não tiverem tramas para transmitir, o tempo virtual é inicializado a zero.
4. Quando um novo nó adquire o meio, o número máximo de transmissões consecutivas, $T_{PkTrans,i}$, para cada nó é actualizado através da diferença entre $v(t)$ e a etiqueta de serviço F_i^k da trama que se encontra no início da fila de espera do nó i .

$$T_{PkTrans,i} = g \left[v(t) - F_i^k \right]$$

Através da análise desta equação, verifica-se:

- Se o valor de F_i^k é muito menor que $v(t)$, o valor máximo de transmissões sucessivas é incrementado de forma a reduzir essa diferença.
- Se o valor de F_i^k é quase igual ou muito maior que $v(t)$, o valor máximo de transmissões sucessivas é decrementado para um valor mínimo de forma a impedir o aumento dessa diferença.

A etiqueta de serviço é sempre da trama que se encontra no início da fila de espera em cada nova transmissão.

5. Sempre que um nó alcance o seu número máximo de transmissões sucessivas, vai aumentar a sua janela de contenção para o valor $maxCW$. Com este limite, os outros nós vão ter maior probabilidade de transmissão.

O algoritmo FS-FCR tem o mesmo mecanismo que o algoritmo FCR, com a diferença da existência de um limite máximo de transmissões sucessivas. Ao limitar o número

máximo de transmissões sucessivas quando o nó se "apodera" do meio, o algoritmo resolve o problema de falta de justiça de acesso detectado no FCR, mantendo um débito útil comparável com a norma IEEE 802.11. Ou seja, os autores do protocolo FCR apresentam a solução FS-FCR que, embora torne o acesso ao meio mais justo, diminui significativamente o débito útil do protocolo FCR. Para melhorar a justiça de acesso, o débito útil medido com a proposta FS-FCR não supera o da norma IEEE 802.11. Daqui se conclui que a proposta FS-FCR não exhibe mais valias, pois apresenta desempenhos de justiça de acesso ao meio e de débito útil muito semelhantes à norma IEEE 802.11 [KFL03]. Além disso, embora resolva o problema de falta de justiça de acesso do FCR, o algoritmo FS-FCR viola a requerida característica distribuída dos protocolos de acesso ao meio, já que necessita de um mecanismo centralizado de sincronização do tempo virtual $v(t)$ entre os diferentes nós.

Mais detalhes sobre o funcionamento do algoritmo FCR podem ser encontrados em [KFL03].

2.4 GDCF

Como foi referido na secção 2.2 sobre o protocolo IEEE 802.11 MAC, sempre que é realizada uma transmissão com sucesso é inicializada a janela de contenção com o valor mínimo, assumindo-se que em cada transmissão com sucesso, o meio não se encontra com muita carga. Como também foi referido, este funcionamento pode aumentar a probabilidade de colisão com o aumento do número de nós, deteriorando assim, o débito e a justiça de acesso. O protocolo *Gentle Distributed Coordination Function* (GDCF) é uma variação do IEEE 802.11 com a diferença de gerir a janela de contenção de forma mais "gentil", diminuindo para metade o valor da janela de contenção apenas quando c transmissões consecutivas forem realizadas com sucesso. O parâmetro c , de acordo com o estudo no artigo [WLL04], tem como valor óptimo o intervalo $[1 \dots 4]$ para redes onde o número de nós é pequeno (entre 2 a 6 nós) e $[4 \dots 8]$ para redes com grande número de nós a competirem pelo meio. Se $c = 0$, este protocolo transforma-se no protocolo IEEE 802.11 MAC. Como o número de nós a aceder ao meio é desconhecido, o protocolo utiliza apenas o intervalo $[4 \dots 8]$ onde, como foi verificado no artigo, o valor $c = 4$ é ideal para redes com poucos nós e $c = 8$ para

redes com muitos nós a competirem pelo meio. O contador de transmissões sucessivas é inicializado a 0 sempre que ocorre uma colisão, incrementando-se apenas quando a trama for transmitida com sucesso, contando assim o número de tramas enviadas com sucesso de forma consecutiva até atingir o valor c .

Os estados que cada nó pode ter neste protocolo são:

- Colisão: Este estado é semelhante ao do IEEE 802.11, aumentando a janela de contenção pela equação (2.3) e escolhendo um novo valor para o período de contenção de forma uniforme, como na equação (2.1), mas com a diferença de inicializar o valor de c a 0.
- Transmissão com sucesso: Se existirem c transmissões consecutivas com sucesso, o protocolo GDCF reduz para metade o valor da janela de contenção usando a equação (2.4), escolhe um novo período de contenção usando a equação (2.1) e inicia contador transmissões consecutivas com sucesso a 0. Caso o número de transmissões consecutivas com sucesso seja menor que c , o protocolo GDCF incrementa o contador e mantém o valor da janela de contenção.
- Meio livre: Quando o meio está livre, o protocolo GDCF, tal como o IEEE 802.11 MAC, decrementa um *slot* ao período de contenção.

Estes estados podem ser observados na tabela 2.3, com $minCW = 7$ e $c = 2$. Nas três primeiras colisões, este protocolo gere a janela de contenção da mesma maneira que o BEB, como se pode observar com a comparação entre esta tabela e a tabela 2.1. A diferença é notada nas transmissões com sucesso dos nós 6, 0 e 4, onde a janela de contenção mantém o seu valor (valor 15), enquanto que no BEB, esse valor era iniciado com o valor de $minCW$. Nas transmissões com sucesso anteriores, o tamanho da janela de contenção também é mantido, embora tenha um valor igual ao $minCW$. A outra diferença em relação ao BEB é quando o nó 0 realiza as duas transmissões consecutivas com sucesso. Devido ao valor de c ser igual a 2 para este exemplo, este protocolo a partir da segunda transmissão consecutiva diminui o tamanho da janela para metade. Logo, a janela de contenção do nó 0 é decrementada para o valor 7.

Neste protocolo, se houver poucos nós a competirem pelo meio, a janela de contenção

é decrementada gradualmente até ao valor de $minCW$. Caso contrário, a janela de contenção oscila entre dois valores. Este comportamento tem como vantagem diminuir a probabilidade de colisão e aumentar o débito, visto que todos os nós no meio estão com a mesma janela de contenção.

Comparado com o IEEE 802.11 MAC, este protocolo tem um débito maior devido à probabilidade de colisão ser menor. Por fim, é de fácil realização visto que este protocolo deriva da norma IEEE 802.11, não sendo necessário estimar o número de nós no meio.

Com a implementação do contador de tramas transmitidas consecutivamente com sucesso, aumenta o número de *slots* vazios, principalmente quando o número de nós no meio variar de forma frequente. Neste caso o protocolo é mais lento a adaptar-se à carga no meio, pois a rapidez de adaptação à carga é dependente do parâmetro c .

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	Nó
1(7)	3(7)	2(7)	7(7)	2(7)	6(7)	3(7)	4(7)	1(7)	6(7)	Início
0(7) 8(15)	2(7)	1(7)	6(7)	1(7)	5(7)	2(7)	3(7)	0(7) 14(15)	5(7)	Colisão no nó 0 e 8
7(15)	1(7)	0(7) 4(15)	5(7)	0(7) 8(15)	4(7)	1(7)	2(7)	13(15)	4(7)	Colisão no nó 2 e 4
6(15)	0(7) 10(15)	3(15)	4(7)	7(15)	3(7)	0(7) 5(15)	1(7)	12(15)	3(7)	Colisão no nó 1 e 6
5(15)	9(15)	2(15)	3(7)	6(15)	2(7)	4(15)	0(7) 1(7)	11(15)	2(7)	Transmissão com sucesso no nó 7
4(15)	8(15)	1(15)	2(7)	5(15)	1(7)	3(15)	0(7) 5(7)	10(15)	1(7)	Transmissão com sucesso no nó 7
3(15)	7(15)	0(15) 12(31)	1(7)	4(15)	0(7) 13(15)	2(15)	4(7)	9(15)	0(7) 8(15)	Colisão no nó 2, 5 e 9
2(15)	6(15)	11(31)	0(7) 6(7)	3(15)	12(15)	1(15)	3(7)	8(15)	7(7)	Transmissão com sucesso no nó 3
1(15)	5(15)	10(31)	5(7)	2(15)	11(15)	0(15) 8(15)	9(15)	7(15)	6(7)	Transmissão com sucesso no nó 6
0(15) 3(15)	4(15)	9(31)	4(7)	1(15)	10(15)	7(15)	8(15)	6(15)	5(7)	Transmissão com sucesso no nó 0
1(15)	3(15)	8(31)	3(7)	0(15) 14(15)	9(15)	8(15)	7(15)	5(15)	4(7)	Transmissão com sucesso no nó 4
0(15) 5(7)	2(15)	7(31)	2(7)	13(15)	8(15)	7(15)	6(15)	4(15)	3(7)	Transmissão com sucesso no nó 0

Tabela 2.3: Protocolo GDCF com $minCW = 7$ e $c = 2$.

2.5 Asymptotically Optimal Backoff

Como foi referido na secção 2.2 sobre o protocolo IEEE 802.11 MAC, existem dois factores que reduzem a utilização do meio: as colisões e os *slots* que não são utilizados. Sendo estes dois factores conflituosos, visto que a redução de um factor provoca o aumento do outro, é então necessário igualar os dois custos com a optimização do algoritmo *backoff*. O protocolo *Asymptotically Optimal Backoff* (AOB) tem como função ajustar dinamicamente a janela de contenção de forma que seja possível alcançar o limite máximo teórico do protocolo IEEE 802.11 MAC, mas com um mecanismo simples e robusto. A simplicidade é conseguida devido a não ser necessário estimar o número de nós existente no meio, pois esta estimação é de difícil obtenção devido à grande variação do número de nós em redes WLAN. No ajuste da janela de contenção são utilizadas duas métricas de estimação do nível de contenção do meio: a taxa de utilização dos *slots* S_U e o tamanho médio das tramas q .

Este protocolo baseia-se no facto do aumento do número de nós activos (M) ter um impacto marginal nos limites de utilização teórico da rede (capacidade da rede), enquanto que o comprimento médio das tramas transmitidas para o meio afecta de forma significativa o nível óptimo de utilização do meio. Os autores deste protocolo observaram que num cenário óptimo, o produto entre o número de nós e o valor da probabilidade mínima de acesso (p_{min}) é praticamente constante, embora seja função do comprimento médio das tramas (q), como pode ser observado em [BCG04]. Deste produto é definida a Contenção Assimptótica Limite (ACL) em função de q ,

$$ACL(q) = M \times p_{min}(q) .$$

Esta função representa o nível óptimo da taxa da utilização que o nó deve ter para garantir o melhor comportamento de forma a otimizar a utilização do canal. A ideia básica deste protocolo é estimar o valor de S_U e impedir as tentativas de transmissões quando $S_U > ACL(q)$.

Os passos realizados no mecanismo do AOB são sumarizados da seguinte forma:

1. Estimativa do tamanho médio da trama, *Frame Size Estimate* (FSE).

Sempre que um nó agenda uma tentativa de transmissão, é iniciado um temporizador. Enquanto o período de contenção não termina, o nó utiliza o *Carrier Sensing* e conta o número de vezes que foram observadas transmissões no meio. É de mencionar que as transmissões observadas no meio podem ser colisões ou transmissões realizadas com sucesso. Quando o período de contenção termina, o nó obtém o tamanho estimado das tramas observadas no meio utilizando a seguinte equação

$$FSE = \frac{Clock - [Num_tr \times (Cabecalho + SIFS + ACK + DIFS)] - Init_Backoff \times Slot_Time}{max(1, Num_tr)}, \quad (2.5)$$

onde *Clock* é o tempo que levou o período de contenção a chegar a zero, *Num_tr* é o contador do número total de transmissões observadas e *Init_Backoff* é o número de *slots* escolhido de forma aleatória, ambos durante o período de contenção. Resumindo, a função FSE tem como objectivo estimar o tamanho das tramas que utilizaram o meio. Para isso é utilizado o tempo total de transmissões observadas durante um período de contenção dividido pelo número de transmissões observadas.

2. Estimar a taxa de utilização de *slots*, *Slot Utilization (S-U)*.

Esta função tem como objectivo determinar o nível de congestionamento no meio. O nível é calculado com o número de *slots* utilizados observados pelo nó durante o período de contenção a dividir pelo número de *slots* do período de contenção, como indica a equação

$$S_U = \frac{Num_Busy_Slots}{Num_Available_Slots}, \quad (2.6)$$

onde *Num_Busy_Slots* é o número de *slots* utilizados e *Num_Available_Slots* é o número de *slots* decorridos durante o período de contenção.

O valor de *S-U* situa-se no intervalo $[0 \dots 1]$, onde 0 indica que não foram observadas transmissões no meio durante o período de contenção e o valor 1 indica que todos os *slots* observados estavam ocupados.

3. Cálculo da estimação do parâmetro *q*.

No protocolo AOB de forma que seja possível obter o nível de contenção do meio, é necessário calcular duas estimativas. Uma das estimativas é o parâmetro *q* que

estima a distribuição geométrica do tamanho das tramas. A estimação do valor de q é baseada no critério de aproximação progressiva que é explorada pelas observações consecutivas do valor de FSE. Como o valor de FSE está na escala de tempo absoluto, é necessário converter para o tempo em termos relativos da FSE que é dado por

$$q_{last}^{(i)} = 1 - \frac{Slot_Time}{FSE^{(i)}} ,$$

onde $Slot_Time$ é o tempo que ocupa um $slot$ e FSE é o resultado da equação (2.5).

De seguida é calculada a estimativa em termos relativos do tamanho médio da trama, tendo em conta o parâmetro $q_{last}^{(i)}$

$$q_{est}^{(i)} = q_{last}^{(i)} \times \alpha^{(i)} + q_{est}^{(i-1)} \times (1 - \alpha^{(i)}) , \quad (2.7)$$

onde $\alpha^{(i)}$ é o peso do filtro de média dado por

$$\alpha^{(i)} = \frac{Num_{tr}^{(i)}}{\max\left(1, \sum_{k=1}^i Num_{tr}^k\right)} . \quad (2.8)$$

Quando só existe uma amostra, o peso α vale 1. Há medida que existem mais amostras ($num_{tr} > 1$), $\alpha^{(i)}$, o seu peso vai tender para 0 e o peso da última amostra em $q_{est}^{(i)}$ vai ser muito pequeno, valorizando a estimativa anterior devido a $(1 - \alpha^{(i)})$ tender para 1.

4. Estimativa de utilização de $slots$.

Como foi referido anteriormente, são precisas duas estimativas para obter o nível de contenção do meio. Para além da estimativa do parâmetro q , é necessário também estimar a utilização dos $slots$ (S_U). O valor estimado de S_U é calculado no fim de cada período de contenção. $S_{U_{measure}}^{(i)}$ é obtido durante cada período de contenção. Este parâmetro contribui para a estimativa de utilização de $slots$ com um peso proporcional ao número de $slots$ observados no mesmo período de contenção, como mostra a equação

$$S_U^{(i)} = S_{U_{measure}}^{(i)} \times \beta^{(i)} + S_U^{(i-1)} \times (1 - \beta^{(i)}) , \quad (2.9)$$

onde $\beta^{(i)}$, dado por

$$\beta^{(i)} = \frac{Init_Backoff^{(i)}}{CW_Size_Max} ,$$

é peso do filtro de média deslizante para obter a estimativa de $S_U^{(i)}$. Este peso vai ter o mesmo comportamento que o peso $\alpha^{(i)}$ na equação (2.8), onde o peso da última amostra em $S_U^{(i-1)}$ vai ser muito pequena, valorizando $(1-\beta^{(i)})$ a estimativa $S_U^{(i-1)}$.

5. Contenção Assimptótica Limite (*Asymptotic Contention Limit*).

O valor da contenção assimptótica limite ($ACL(q)$) representa o nível óptimo de utilização de *slots* de forma a garantir o melhor comportamento possível em termos de utilização do meio. A equação para o cálculo do ACL é

$$ACL(q) = 0.6 \times (1 - q^{1.3})^{0.333} , \quad (2.10)$$

onde q é o valor estimado calculado na equação (2.7). Como se pode observar na equação (2.10), não é necessário ter o conhecimento do número de nós activos no meio, simplificando a implementação deste protocolo. Isto é possível devido ao produto $M \times p_{min}$, como foi referido atrás, ser constante para um dado q .

6. Probabilidade de Transmissão (P_T).

De forma a ser possível um controlo adicional antes da tentativa de envio da trama, é utilizado o parâmetro P_T que representa a probabilidade de transmissão. Este parâmetro permite filtrar as tentativas de transmissão. Na norma IEEE 802.11, um nó transmite sempre que termina o período de contenção. No protocolo AOB, um nó transmite com uma probabilidade P_T ou, com uma probabilidade de $1-P_T$, marca a tentativa de transmissão como colisão e inicia de um novo período de contenção. A equação para o cálculo da probabilidade de transmissão é a seguinte

$$P_T(ACL, S_U, N_A) = 1 - \min \left(1, \frac{S_U}{ACL} \right)^{N_A} ,$$

onde ACL e S_U são dados pelas equações (2.10) e (2.9), respectivamente. O parâmetro N_A é o indicador do nível de privilégio atingido pelo nó. Este indi-

cador é o número de tentativas que o nó realizou para transmitir a trama, sendo, para a primeira tentativa N_A igual a 1. Por exemplo, um nó terá uma menor prioridade na primeira tentativa de transmissão, mas com o aumentar das tentativas falhadas de transmissão dessa trama, devido a colisões, aumenta o valor de N_A e com isso vai aumentar a prioridade. É de lembrar que, com uma probabilidade de $1 - P_T$ a tentativa de transmissão é marcada como colisão, embora não seja enviada para o meio.

Mais informações sobre este protocolo podem ser encontradas em [BCG00a] e em [BCG04].

2.6 Conclusões

Todos os protocolos descritos anteriormente exibem débitos úteis e justiça de acesso diferentes. O seu desempenho vai ser analisado e comparado no capítulo 4. Alguns dos protocolos são baseados em métodos de otimização, como é o caso do AOB e do GDCF. Outros são baseados em heurísticas, como o FCR. Os diferentes protocolos exibem diferentes desempenhos. No próximo capítulo, apresenta-se um método capaz de comparar o desempenho dos protocolos baseados em heurísticas, e propõem-se um novo protocolo, denominado FCR-ACK, que apresenta o melhor compromisso entre o débito útil e a justiça de acesso ao meio, relativamente aos protocolos aqui apresentados.

Capítulo 3

Mecanismos de Acesso ao Meio baseados em Heurísticas

3.1 Introdução

Nos protocolos de acesso ao meio baseados em métodos de optimização, as aproximações realizadas para traduzir as soluções óptimas em algoritmos de acesso ao meio são, frequentemente, suficientemente importantes para serem desprezadas. Por essa razão, os protocolos de acesso ao meio baseados em heurísticas apresentam muitas vezes melhor desempenho.

De seguida, é proposto um método inovador de análise das heurísticas, o qual é baseado na teoria da utilidade das ciências económicas. Este método permite calcular o ganho ou o prejuízo que um nó pode ter em aceder ao meio, dadas as probabilidades de acesso ao meio de cada nó e, de o meio se encontrar livre no instante em que o nó acede ao meio.

Para o estudo e validação do método de análise de heurísticas, é utilizado o protocolo FCR-NOVA, proposto neste trabalho. Neste capítulo, o protocolo FCR-NOVA é analisado pelo método baseado em funções de utilidade e, comparado com as funções de utilidade do protocolo FCR e da norma IEEE 802.11.

Por fim, conhecido o problema de falta de justiça de acesso do protocolo FCR, e a sua vantagem em termos de débito útil, é proposto um novo protocolo derivado do FCR denominado FCR-ACK. Esta nova proposta apresenta elevados valores de débito útil e de

justiça de acesso ao meio, constituindo o melhor compromisso entre estes dois factores, nomeadamente quando comparado aos protocolos descritos no capítulo 2. O protocolo FCR-ACK exhibe ainda um aumento da justiça de acesso ao meio relativamente ao protocolo FCR e, um aumento do débito útil, em relação à norma IEEE 802.11. O protocolo FCR-ACK apresenta características que tornam a sua modelação complexa através do método baseado em funções de utilidade. Este factor, aliado a outras limitações do foro temporal, impossibilitaram a sua modelação através do método das heurísticas.

3.2 Métodos de optimização e de heurísticas

Existem actualmente muitos trabalhos propostos para protocolos MAC que são baseados em técnicas de optimização de débito. Estes trabalhos recorrem à relação entre os tempos envolvidos na fase de contenção ao meio e os tempos de utilização do meio por cada nó, sujeita a uma probabilidade de acesso igual para todos os nós, de forma a garantir elevada justiça de acesso ao meio. O protocolo AOB, analisado na secção 2.5, é um exemplo de um protocolo baseado em técnicas de optimização que maximiza o débito. Os autores deste protocolo provam que o ajuste da janela de contenção tende para o valor óptimo de acesso. Para este ajuste, os autores consideram que $(1 - p)^n \approx 1 - np$, onde n é o número de nós na rede e p é a probabilidade de acesso ao meio de cada nó. Esta aproximação tem um problema, pois nem sempre é válida.

Outro protocolo baseado em técnicas de optimização é o *Idle Sense*, proposto em [HRGD05]. Neste protocolo, os autores, encontram o valor óptimo da probabilidade média de acesso que maximiza o débito útil, analisando o tempo dispendido em contenção e em colisões. Estes tempos são posteriormente utilizados para maximizar o tempo dispendido em transmissões. Os resultados são obtidos através da minimização de uma função de custo definida por $\frac{p_c T_c / T_{Slot} + p_i}{p_s}$, onde T_c e T_{Slot} representam a duração dos *slots* ocupados por colisão e *slots* livres e, os parâmetros p_c , p_i e p_s representam as probabilidades de num determinado *slot* ocorrer uma colisão, do canal se encontrar livre e de ser realizada uma transmissão com sucesso, respectivamente.

Através da minimização da função de custo, os autores observaram que os valores óptimos da probabilidade de acesso ao meio são obtidos quando se observam em média

5.68 *slots*. Este valor médio mantém-se constante com a variação do número de nós existente no meio, mas quando é considerada uma situação de não saturação de tráfego (tráfego finito) esta observação não é válida.

Assim o protocolos Idle Sense escolhe a probabilidade de acesso de cada nó de forma a observar no meio este número médio de *slots* livres consecutivos.

A tarefa de encontrar um critério de optimização, que não seja baseado em aproximações, é de grande dificuldade. Por essa razão, a maior parte dos protocolos propostos para este tipo de redes são baseados em heurísticas, como é o caso da norma IEEE 802.11.

A norma IEEE 802.11 e os protocolos GDCF e FCR, analisados no capítulo 2, são baseados em heurísticas: no GDCF é adoptada uma medida mais conservadora em relação à norma IEEE 802.11, enquanto o FCR tem como objectivo acelerar o mecanismo de resolução de colisões.

3.3 Método de análise de heurísticas

Nesta secção é apresentado o método de análise qualitativa baseado em funções de utilidade de acesso. Estas funções de utilidade derivam da teoria da utilidade das ciências económicas. A teoria da utilidade permite, através de preceitos simples, quantificar o quão desejável (ou indesejável) é uma determinada situação. Uma função de utilidade quantifica os níveis de satisfação que um nó pode obter com uma determinada decisão e com um determinado estado do sistema. Nos esquemas de acesso ao meio em redes sem fios não infra-estruturadas, a função de utilidade mede a utilidade dos nós, ou seja a satisfação dos nós no acesso ao meio. Para isso, é considerada a probabilidade de o nó ter uma estratégia mais agressiva (probabilidade de aceder ao meio (τ) superior) ou menos agressiva (probabilidade de aceder ao meio (τ) inferior) e o nível de utilização do meio (probabilidade de o meio estar livre (p_i)). Assim, se para uma dada probabilidade do meio estar livre e para uma dada probabilidade de o nó aceder ao meio a função de utilidade for negativa, esta traduz que o nó tem prejuízo em aceder ao meio. Isto indica que, o protocolo baseado em heurísticas que estiver a ser analisado por este método desencoraja o nó a aceder ao meio para os valores de p_i e de τ em análise. Como o acesso ao meio está relacionado com o débito, é de esperar que os protocolos que exibam valores da função

utilidade superiores apresentem maior débito. O valor de τ , particularmente quando a função de utilidade tem o seu valor máximo (ponto onde o nó tem o maior lucro) dado um valor de p_i , permite comparar a tendência dos débitos de cada protocolo. Como τ é a probabilidade de acesso ao meio, e como esse acesso pode resultar em colisão ou numa transmissão com sucesso, a função de utilidade apenas serve para comprar o débito dos protocolos em análise. Para comparar débito útil é necessário retirar à função de utilidade o custo relativo aos acessos do nó que resultaram em colisões. Admitindo que o protocolo analisado é justo em termos de acesso ao meio e, considerando que os nós são capazes de seleccionar a probabilidade de acesso $\tau = \tau^*$ que maximiza a sua função de utilidade, é possível determinar a probabilidade de colisão (p_{col}) do nó com as transmissões a decorrer no meio. Essa probabilidade é definida da seguinte forma:

$$P_{col} = \tau^*(1 - p_i) . \quad (3.1)$$

Assim, analisando a probabilidade de colisão para cada probabilidade do meio estar livre, é possível quantificar a probabilidade de colisão face à ocupação do meio.

Para exemplificar este método de análise, é utilizado um protocolo de controlo de acesso ao meio denominado *Linear Increase Linear Decrease* (LILD). Este protocolo é caracterizado da seguinte forma:

- A janela de contenção é iniciada com $minCW$. Na primeira transmissão cada nó escolhe uniformemente o seu período de contenção no intervalo $[0, minCW]$;
- Se a transmissão teve sucesso, o nó aumenta a sua probabilidade de acesso ao meio diminuindo a sua janela de contenção, fazendo $CW_{new} = CW_{old} - K$;
- Se a transmissão não foi concluída com sucesso, o nó vai diminuir a sua probabilidade de acesso ao meio aumentando a sua janela de contenção, fazendo $CW_{new} = CW_{old} + K$;
- Durante os períodos onde o nó não acede ao meio, a janela de contenção obtida por um dos dois itens anteriores é memorizada. Quando o nó tiver uma nova trama para ser transmitida, é escolhido uniformemente um período de contenção do intervalo $[0, CW]$, onde CW é a janela de contenção memorizada.

A probabilidade de um nó aceder ao meio com uma janela de contenção CW é dada por $\tau = 2/(CW + 1)$ [BCG00b]. A evolução temporal da probabilidade média de acesso ao meio de um nó que utiliza o protocolo LILD no *slot* $t + 1$ é dada por

$$\tau(t+1) = \max \left\{ \tau^{min}, (\tau(t) + K)X_{T(t)=1}X_{C(t)=0} + (\tau(t) - K)X_{T(t)=1}X_{C(t)=1} + \tau(t)X_{T(t)=0} \right\}, \quad (3.2)$$

onde X_α representa o evento α . O evento α pode representar tentativas de transmissão $T(t)$ ou de colisões $C(t)$. O parâmetro $\tau(t)$ é a probabilidade de aceder ao meio no *slot* t , definindo a probabilidade de um nó transmitir uma trama, como mostra a equação

$$P \{T(t) = 1 | \tau(t)\} = \tau(t). \quad (3.3)$$

Tendo em conta que numa colisão um nó e, pelo menos um dos nós vizinhos, acedem simultaneamente ao meio no mesmo *slot*, a probabilidade condicional de colisão é dada por:

$$P \{C(t) = 1 | \tau(t)\} = 1 - \prod_{k \in \mathcal{N}} (1 - \tau_k(t)), \quad (3.4)$$

onde \mathcal{N} é o número de vizinhos de um nó.

Através da equação (3.2) é obtido o valor esperado para a probabilidade de acesso ao meio, sendo

$$\begin{aligned} E\{\tau(t+1) | \tau(t)\} &= \\ &= \max \left\{ \tau^{min}, [\tau(t) + K]E\{\mathbf{X}_{T(t)=1}\mathbf{X}_{C(t)=0} | \tau(t)\} + \right. \\ &\quad \left. + [\tau(t) - K]E\{\mathbf{X}_{T(t)=1}\mathbf{X}_{C(t)=1} | \tau(t)\} + \tau(t)E\{\mathbf{X}_{T(t)=0} | \tau(t)\} \right\} \end{aligned}$$

e, através das equações (3.3) e (3.4), obtém-se

$$\begin{aligned}
 E\{\tau(t+1)|\tau(t)\} &= \\
 &= \max\{\tau^{min}, [\tau(t) + K]\tau(t) \prod_{k \in \mathcal{N}} [1 - \tau_k(t)] + \\
 &+ (\tau(t) - K)\tau(t)(1 - \prod_{k \in \mathcal{N}} (1 - \tau_k(t))) + \tau(t)(1 - \tau(t))\} \\
 &\simeq \tau(t+1), \tag{3.5}
 \end{aligned}$$

Assumindo que a probabilidade de acesso ao meio dos nós vizinhos pode ser conhecida através da observação do meio, cada nó pode ajustar a sua probabilidade de acesso para maximizar a sua função de utilidade. Aplicando a condição de primeira ordem para maximizar a função de utilidade, visto que $\tau(t+1) - \tau(t) \approx \frac{\partial U_n(\tau)}{\partial \tau}$, obtém-se para o nó n

$$\frac{\partial U_n(\tau)}{\partial \tau} = [\tau + K]\tau \prod_{k \in \mathcal{N}} (1 - \tau_k) + [\tau - K]\tau(1 - \prod_{k \in \mathcal{N}} (1 - \tau_k)) - \tau^2. \tag{3.6}$$

Ao primitivar a derivada aproximada pela diferença e, após pequenas manipulações algébricas que desprezam a constante de integração, a função de utilidade é obtida a partir da equação (3.6), obtendo-se

$$\begin{aligned}
 U_n(\tau) &= \frac{1}{2}K\tau^2 \prod_{k \in \mathcal{N}} (1 - \tau_k) - \frac{1}{2}K\tau^2(1 - \prod_{k \in \mathcal{N}} (1 - \tau_k)) \\
 &= \frac{1}{2}K\tau^2 S(\tau) - \frac{1}{2}K\tau^2 F(\tau). \tag{3.7}
 \end{aligned}$$

Como se pode observar na equação, o valor de $U_n(\tau)$ está directamente relacionado com a probabilidade de acesso ao meio e, por isso, está também relacionado com o débito.

Nesta equação a probabilidade de transmitir com sucesso é de $S(\tau) = \tau \prod_{k \in \mathcal{N}} (1 - \tau_k)$ e a probabilidade de colisão é $F(\tau) = \tau(1 - \prod_{k \in \mathcal{N}} (1 - \tau_k))$ que são respectivamente pesados pelo lucro $\Theta(\tau) = 1/2K\tau$ e pelo prejuízo $\Gamma(\tau) = 1/2K\tau$. Sendo a probabilidade de um dado *slot* se encontrar livre dada por $p_i = \prod_{k \in \mathcal{N}} (1 - \tau_k)$, a equação (3.7) pode ser reescrita

como

$$U_n(\tau, p_i) = \left(p_i - \frac{1}{2} \right) K \tau^2 .$$

Através desta equação é possível observar que o protocolo LILD não tem uma boa estratégia de controlo de acesso, visto que a função de utilidade de acesso é negativa quando o meio está ocupado com uma probabilidade superior a 50% ($p_i < 0.5$). Desta forma, o nó tem prejuízo em aceder ao meio. Observando a figura 3.3, que representa a função utilidade $U(\tau, p_i)$ com $K = 1/16$, a função não exibe nenhum ganho para valores de $p_i < 0.5$ e a melhor forma de um nó maximizar o seu ganho no acesso para $p_i > 0.5$ é aceder ao meio com probabilidade $\tau = 1$. Assim, pode-se concluir que, através de uma simples análise da função de utilidade, o protocolo LILD não é capaz de reduzir o número de colisões, visto que, a melhor estratégia individual é aceder ao meio com a máxima probabilidade, como foi possível observar na figura 3.3. Ora na presença de múltiplos nós, esta estratégia resulta em elevadas colisões, ou, em elevada injustiça de acesso ao meio.

Aplicando este método ao protocolo MAC da norma IEEE 802.11, obtemos

$$\tau(t+1) = \tau(t)p_i\tau^{max} + \tag{3.8}$$

$$\tau(t)(1-p_i)(\tau(t)\beta) + \tag{3.9}$$

$$(1-\tau(t))\tau(t) \tag{3.10}$$

onde: (3.8) aumenta a probabilidade para τ^{max} quando um nó transmite com probabilidade $\tau(t)$ e encontra o meio livre com probabilidade p_i (ou seja representa a situação de transmissão com sucesso); (3.9) diminui a probabilidade para $\tau(t)\beta$, $\beta < 1$, quando um nó transmite com probabilidade $\tau(t)$ e encontra o canal ocupado com probabilidade $1-p_i$ (ou seja, representa a situação de colisão) e, por fim, (3.10) mantém o valor de $\tau(t)$ quando o nó não acede ao canal com probabilidade $(1-\tau(t))$. Definindo a equação às diferenças, obtém-se

$$\tau(t+1) - \tau(t) = \tau(t)p_i\tau^{max} + \tau(t)^2[(1-p_i)\beta] + \tau(t)^2$$

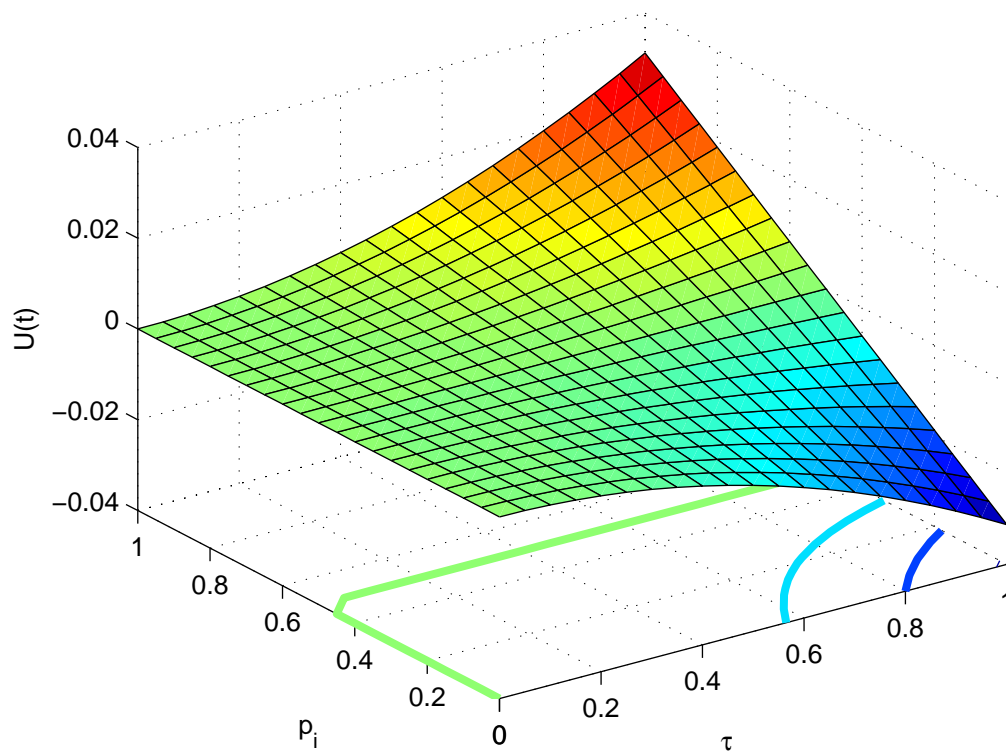


Figura 3.1: Representação da função de utilidade $U(\tau, p_i)$ do protocolo LILD (considerando $K = 1/16$).

Sabendo que $\frac{\partial U}{\partial \tau} \approx \tau(t+1) - \tau(t)$, onde U é a função de utilidade, então ao primitivar a equação diferencial, obtém-se a seguinte função de utilidade para a norma IEEE 802.11

$$U_n(\tau, p_i) = \frac{1}{2}\tau^{max}\tau^2 p_i + \frac{1}{3}\beta\tau^3(1 - p_i) - \frac{1}{3}\tau^3. \quad (3.11)$$

Esta função está representada na figura 3.3, assumindo $\beta = 0.5$. Ao analisar a figura, observa-se que, para valores de probabilidade de acesso $\tau > 0.08$, a função de utilidade é negativa. Isto indica que o nó obtém prejuízo em aceder ao meio com probabilidades superiores a 0.08. Logo o nó não se apodera do meio independentemente da ocupação deste, aumentando a probabilidade de outros nós acederem. Para valores de acesso entre 0 e 0.08, a função de utilidade apresenta um máximo, independentemente da probabilidade p_i . Quando o meio se encontra mais livre ($p_i \rightarrow 1$), os valores de τ que maximizam a função são superiores aos valores de τ quando o meio se encontra mais ocupado ($p_i \rightarrow 0$). Isto indica que o nó vai diminuindo o acesso à medida que o canal se encontra mais ocupado, medida que verifica a escalabilidade face à maior ocupação do canal, quase sempre relacionada com o número de nós da rede.

Ao comparar as funções de utilidade dos protocolos LILD e do BEB, pode observar-se, através da amplitude de cada função, o desempenho de cada um em termos de débito útil. A escalabilidade do protocolo pode ser observada sempre que o máximo da função de utilidade diminui à medida que p_i diminui.

3.4 Fast Collision Resolution - Nova

Nesta secção é proposta uma nova variante do protocolo FCR, denominada FCR-NOVA. O protocolo FCR-NOVA é utilizado para a validação do método de análise de heurísticas.

No protocolo FCR, a janela de contenção só é iniciada com o valor de $minCW$ quando é realizada uma transmissão com sucesso. No protocolo FCR-NOVA a janela de contenção é inicializada quando a trama é transmitida com sucesso pelo nó ou, quando a trama sofre uma colisão. As restantes características e os valores de $minCW(3)$ e $maxCW(2047)$ do FCR são mantidos. Com este mecanismo, as janelas de contenção dos nós são, em comparação ao protocolo FCR, menores ao longo de várias tentativas de transmissão.

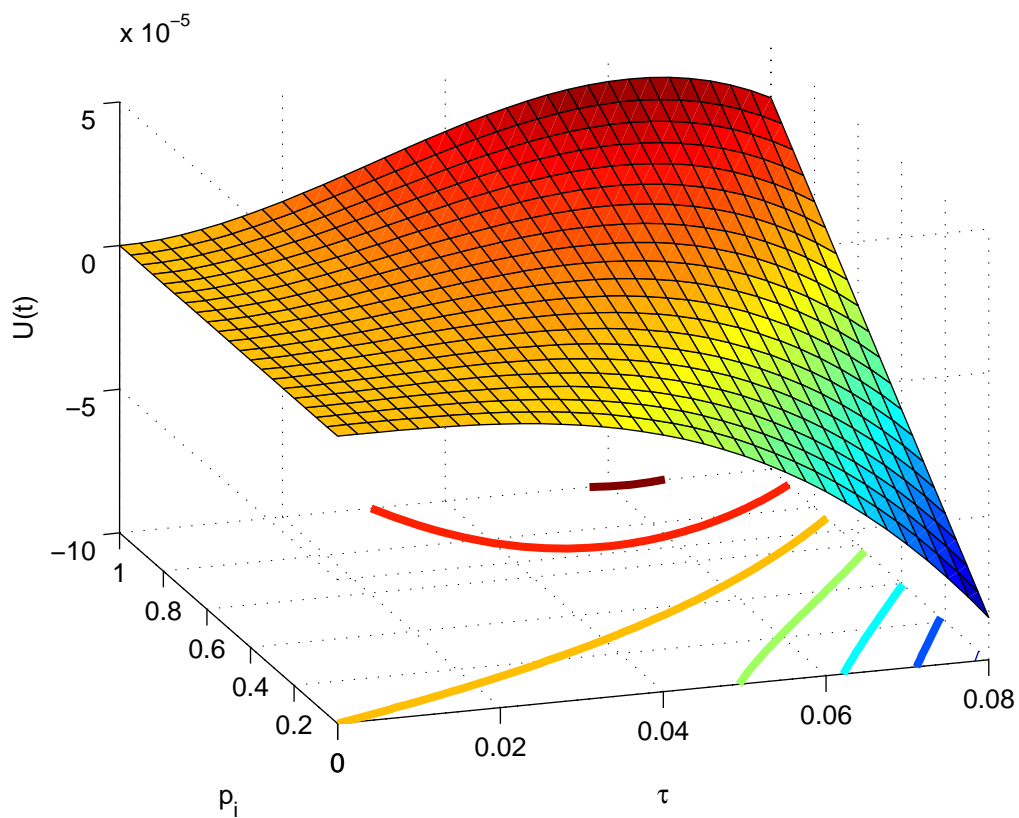


Figura 3.2: Representação da função de utilidade $U(\tau, p_i)$ do protocolo BEB (considerando $\tau^{max} = 1/16$ e $\beta = 0.5$).

Este comportamento pode ser observado comparando a tabela 2.2 do protocolo FCR com a tabela 3.1 do protocolo FCR-NOVA. Com a diminuição das janelas de contenção, o acesso ao meio é mais disputado entre os nós. Devido a este aumento, o débito útil do protocolo FCR-NOVA é um pouco menor que no FCR, mas continua a ser superior aos restantes protocolos analisados no capítulo 2. A superioridade do protocolo FCR-NOVA no débito útil, em relação aos protocolos do capítulo 2, deve-se à gestão da janela de contenção ser diferente para os nós que sofreram a colisão e para os restantes nós. No protocolo FCR-NOVA, quando uma transmissão sofre uma colisão, os nós envolvidos vêm a sua janela inicializada com $minCW$, enquanto que restantes nós vêm a sua janela de contenção incrementada. Desta forma, a trama que sofreu uma colisão é novamente transmitida com uma maior probabilidade de sucesso.

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	Nó
1(3)	3(3)	2(3)	3(3)	2(3)	3(3)	3(3)	3(3)	1(3)	3(3)	Início
0(3) 2(3)	2(3) 1(7)	1(3) 2(7)	2(3) 7(7)	1(3) 2(7)	2(3) 6(7)	2(3) 3(7)	2(3) 4(7)	0(3) 3(3)	2(3) 1(7)	Colisão no nó 0 e 8
1(3) 2(7)	0(7) 2(3)	1(7) 2(15)	6(7) 1(15)	1(7) 12(15)	5(7) 4(15)	2(7) 15(15)	3(7) 6(15)	2(3) 3(7)	0(7) 3(3)	Colisão no nó 1 e 9
1(7) 12(15)	1(3) 6(7)	1(15) 28(31)	0(15) 1(3)	11(15) 5(31)	3(15) 17(31)	14(15) 11(31)	5(15) 9(31)	2(7) 14(15)	2(3) 5(7)	Transmissão com sucesso no nó 3
11(15) 9(31)	5(7) 8(15)	27(31) 38(63)	0(3) 3(3)	4(31) 58(63)	16(31) 24(63)	10(31) 17(63)	8(31) 20(63)	13(15) 19(31)	4(7) 1(15)	Transmissão com sucesso no nó 3
8(31) 50(63)	8(15) 24(31)	37(63) 29(127)	2(3) 5(7)	57(63) 111(127)	23(63) 46(127)	16(63) 81(127)	19(63) 30(127)	18(31) 28(63)	0(15) 1(3)	Transmissão com sucesso no nó 9
49(63) 67(127)	23(31) 29(63)	28(127) 189(255)	4(7) 11(15)	110(127) 55(255)	45(127) 210(255)	80(127) 160(255)	29(127) 240(255)	27(63) 120(127)	0(3) 2(3)	Transmissão com sucesso no nó 9

Tabela 3.1: Exemplo de gestão da janela de contenção do algoritmo FCR-NOVA.

A operação do protocolo FCR-NOVA sumariza-se da seguinte forma:

1. cada nó começa a transmitir escolhendo aleatoriamente o período de contenção BT a partir do intervalo $[0, W_1]$, onde $W_1 = minCW = 3$;
2. quando um nó em fase de contenção observa um *slot* ocupado incrementa a sua janela $W_{i+1} = min(2W_i, maxCW)$, onde $maxCW = 2047$, escolhendo depois aleatoriamente um novo valor para BT a partir do intervalo $[0, W_{i+1}]$;
3. quando um nó em fase de contenção observa um *slot* livre diminui BT em uma unidade; após observar 8 *slots* consecutivamente livres diminui o contador BT para

$$BT = BT/2;$$

4. quando o contador BT atinge o valor de 0, o nó acede ao meio e, independentemente da transmissão ter ou não sucesso, a janela de contenção é novamente colocada com o valor $minCW$.

A tabela 3.1, exemplifica algumas das características do FCR-NOVA. Comparando a tabela do protocolo FCR-NOVA com a tabela 2.2 do protocolo FCR, no capítulo 2, são observadas as seguintes diferenças:

- Quando ocorre a colisão entre os nós 0 e 8 ou na colisão entre os nós 1 e 9, no protocolo FCR-NOVA os nós envolvidos na colisão vêm a sua janela de contenção iniciada com o valor de $minCW$, sendo depois escolhido um período de contenção no intervalo $[0, minCW]$. No protocolo FCR, os nós envolvidos na colisão vêm a sua janela de contenção incrementada.
- Os nós que, utilizando o protocolo FCR-NOVA, já tentaram realizar uma transmissão, mesmo tendo a tentativa resultado em colisão, têm janelas de contenção menores do que na tabela do protocolo FCR no final da sexta tentativa.

Para as transmissões com sucesso, o protocolo FCR-NOVA tem o mesmo comportamento que o FCR, sendo a janela de contenção do nó que realizou a transmissão iniciada com o valor de $minCW$.

Caracteriza-se de seguida o protocolo através da sua função de utilidade. Através das características do FCR-NOVA apresentadas, obtém-se

$$\tau(t+1) = \tau(t)p_i\tau^{max} + \tau(t)(1-p_i)\tau^{max} + \quad (3.12)$$

$$(1-\tau(t))(1-p_i)(\tau(t)\beta) + \quad (3.13)$$

$$(1-\tau(t))p_i^8(\tau(t)/\beta) + \quad (3.14)$$

$$(1-\tau(t))(p_i-p_i^8)\tau(t) \quad (3.15)$$

onde os membros em (3.12), com $\tau^{max} = 2/(W_1+1)$, modelam as seguintes características: quer um nó tenha sucesso na sua transmissão (com probabilidade τp_i) quer tenha insucesso (com probabilidade $\tau(1-p_i)$) o nó adapta a sua janela de contenção ao valor mínimo (a

probabilidade de acesso é máxima (τ^{max}) O membro em (3.13), com $\beta = 0.5$, modela a característica de quando um nó, na fase de contenção, observa um *slot* ocupado com probabilidade $(1 - p_i)$ e, incrementa a sua janela para metade ($\beta\tau$). A expressão (3.14) representa a situação em que um nó, encontrando-se em fase de contenção, ao observar 8 *slots* consecutivamente livres (com probabilidade p_i^8) diminui o seu período de contenção para metade. Por fim, o membro em (3.15) modela a situação onde, a probabilidade de acesso do *slot* anterior se mantém. Descrevendo a derivada aproximada pela diferença, obtém-se

$$\tau(t+1) - \tau(t) = \tau(t)(\tau^{max} - 1) + (1 - \tau(t))\tau(t) \left[(1 - p_i)\beta + \frac{p_i^8}{\beta} + p_i - p_i^8 \right].$$

Como $\frac{\partial U}{\partial \tau} \approx \tau(t+1) - \tau(t)$, a função de utilidade do protocolo FCR-NOVA é dada por

$$U_n(\tau, p_i) = \frac{\tau^2}{2}(\tau^{max} - 1) + \left(\frac{\tau^2}{2} - \frac{\tau^3}{3} \right) \left((1 - p_i)\beta + \frac{p_i^8}{\beta} + p_i - p_i^8 \right).$$

Esta função está representada na figura 3.3, juntamente com as funções de acesso dos protocolos BEB, FCR e LILD, para os valores de $p_i = \{0.05, 0.25, 0.55, 0.9\}$. O valor máximo de cada protocolo está representado na figura pelo símbolo *, excepto no LILD que não possui um máximo para os valores de τ entre 0 e 1. Através da função de utilidade do protocolo LILD, é possível observar que este possui um baixo desempenho, pois caso haja mais do que um nó a maximizar a função de utilidade ($\tau^* = 1$), o meio tende a ficar muito ocupado ($p_i < 0.5$). Ao ficar muito ocupado, a função de utilidade do protocolo LILD é negativa, logo o nó tem prejuízo em aceder ao meio. Ao comparar as funções de utilidade dos protocolos BEB e FCR, será de esperar que o protocolo FCR tenha um débito mais elevado do que o BEB, visto que a função de utilidade do FCR tem uma maior amplitude nos quatro cenários de ocupação do meio. O facto da função de utilidade do FCR exibir valores elevados para todo o domínio de τ , independentemente de p_i , significa que, mesmo em situação grande ocupação do meio, um nó mantém a probabilidade de acesso ao meio ainda muito elevada. Por outras palavras, um nó utilizando o protocolo FCR, vai ter um elevado débito para qualquer p_i . Este facto pode eventualmente diminuir a justiça de acesso ao meio mas, como a função de utilidade apenas analisa a probabilidade

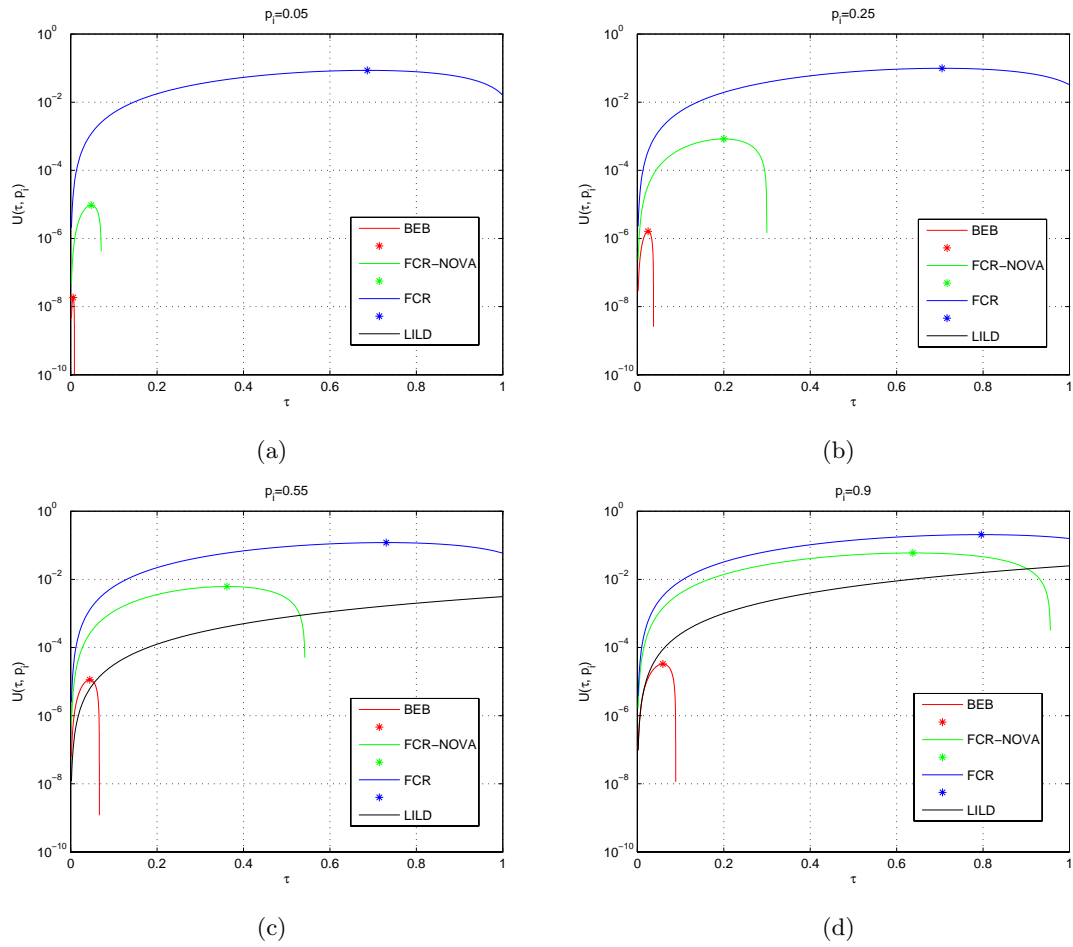


Figura 3.3: Funções de utilidade dos protocolos BEB, FCR-NOVA, FCR e LILD para: (a) $p_i = 0.05$; (b) $p_i = 0.25$; (c) $p_i = 0.55$; (d) $p_i = 0.90$;

de acesso de um nó, não é possível validar esta afirmação por este método.

A função de utilidade do protocolo FCR-NOVA, que está situada entre as amplitudes das funções do BEB e do FCR, mostra que este protocolo deverá ter um débito mais elevado que o BEB, mas inferior ao FCR. Desta forma, o FCR-NOVA, em relação ao BEB, tem um maior lucro representado pela amplitude da função de utilidade, a qual aumenta à medida que a ocupação do meio diminui.

Admitindo que o nó tem como ponto de operação o valor τ^* , o qual maximiza a satisfação do nó que deseja aceder ao meio (valor máximo da função de utilidade) e admitindo também que o protocolo utilizado é justo, é possível obter a probabilidade de colisão para cada valor p_i (probabilidade do canal estar livre), utilizando a equação (3.4). Através da obtenção dos valores máximos de τ para cada valor de p_i , foi possível obter a tabela 3.2 e a figura 3.4 para os protocolos BEB, FCR-NOVA e FCR. Com a análise da tabela e da figura, é possível avaliar a escalabilidade de cada protocolo. No caso do protocolo FCR, quando o meio se encontra pouco ocupado ($p_i = 0.05$), o nó tem como probabilidade de colisão $P_{col} = 0.063$. Esta probabilidade aumenta aproximadamente uma ordem de grandeza para $P_{col} = 0.665$, quando o meio está muito ocupado ($p_i = 0.9$). Isto significa que o protocolo FCR não é escalável com o aumento de p_i pois, a probabilidade de colisão aumenta com o aumento da carga no meio ($p_i \rightarrow 0$), como se pode observar na figura 3.2. A razão deste comportamento pode ser analisada na figura 3.5. Nesta figura é possível observar a variação de τ^* com a variação da probabilidade de o meio estar livre. A variação de τ^* mostra como o protocolo em análise altera a probabilidade de um nó aceder ao meio dependendo de p_i . Um protocolo com valor de τ^* pequeno e, quase constante ao longo do domínio de p_i , indica que esse protocolo tem um baixo débito quando o meio está livre e, uma probabilidade de colisão baixa quando o meio se encontra muito ocupado. Este facto é justificado pela probabilidade de acesso ao meio ser pequena. Caso o valor de τ^* seja elevado, o resultado seria o oposto ao do exemplo anterior. Neste caso um nó teria um elevado débito, quando o meio estivesse livre, mas uma elevada probabilidade de colisão quando o meio estivesse mais saturado. O comportamento ideal é um protocolo que tenha uma grande variação no valor de τ^* , onde para $p_i \rightarrow 0$, o protocolo diminua a sua probabilidade de acesso forma a diminuir a probabilidade de colisão e, para $p_i \rightarrow 1$, o

protocolo aumente a probabilidade de acesso de forma a ter um débito elevado.

Observando o comportamento do protocolo FCR, ilustrado na figura 3.5, verifica-se que a probabilidade de um nó aceder ao meio é ligeiramente diminuída à medida que se verifica um aumento da ocupação do meio. Logo, com este protocolo, mesmo com o meio muito ocupado, o nó mantém a sua probabilidade de acesso elevada. Por outras palavras, o nó tem um débito elevado. Esta é a razão de, com o aumento da ocupação do meio, aumentar também a sua probabilidade de colisão. Para o protocolo FCR-NOVA a probabilidade de colisão na figura 3.4, no intervalo $[0.05 \dots 0.9]$ de p_i , não tem uma grande variação, permitindo prever que este protocolo é escalável conforme o valor de p_i . O motivo para este comportamento, pode ser novamente observado na figura 3.5. O protocolo FCR-NOVA, mostra uma grande variação na probabilidade de acesso ao meio que maximiza a satisfação do nó. Isto indica que, quando o meio se encontra muito ocupado, o nó tem a probabilidade de acesso um pouco maior que o BEB. Mas à medida que o meio fica mais livre, o FCR-NOVA exhibe uma probabilidade de acesso ligeiramente menor que o FCR. É por causa deste comportamento que, quando o meio se encontra livre, o FCR-NOVA tem praticamente o mesmo número de colisões do FCR e tem um débito elevado. Mas com o aumento da carga no meio, o FCR-NOVA consegue manter pequena a variação da probabilidade de colisão no domínio de p_i pois, o débito do nó é agora menor. Comparando o BEB com o FCR, estes têm quase o mesmo comportamento na probabilidade de colisão, devendo-se esta diferença de amplitude ao FCR-NOVA ter um maior débito em relação ao BEB.

p_i	BEB	FCR	FCR-NOVA
0.05	5,65e-3	0,652346	4,52e-2
0.2	1,67e-2	0,560592	1,33e-1
0.51	2,07e-2	0,3561467	1,67e-1
0.6	1,88e-2	0,294044	1,55e-1
0.8	1,11e-2	0,15324	1,06e-1
0.85	8,61e-3	0,1169355	8,74e-2
0.9	5,92e-3	0,079602	6,38e-2
0.99	6,22e-4	0,0083269	7,39e-3

Tabela 3.2: Probabilidade de colisões obtida através das funções de utilidade dos protocolos BEB, FCR e FCR-NOVA para cada p_i .

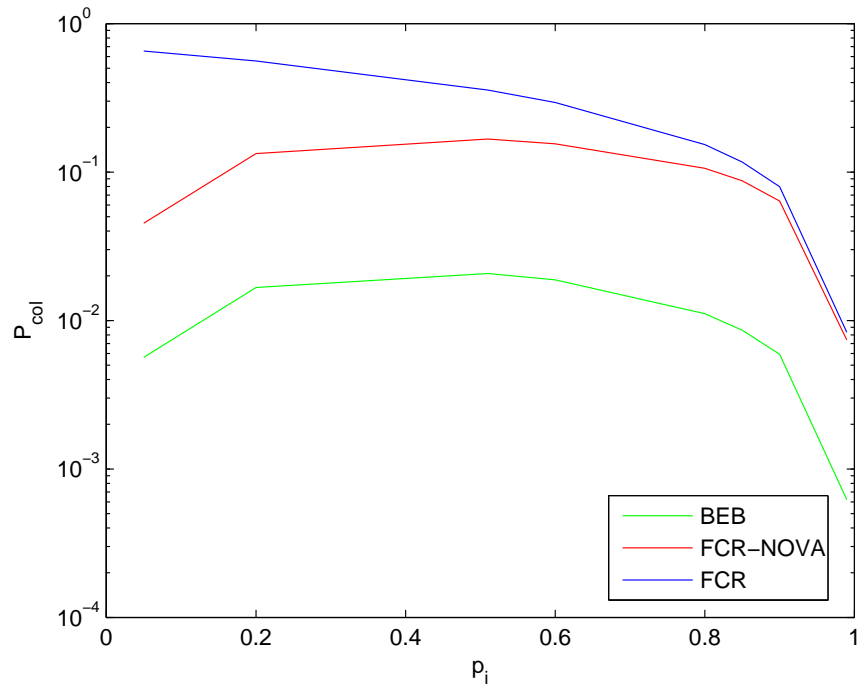


Figura 3.4: Representação da probabilidade de colisão dos protocolos BEB, FCR-NOVA e FCR.

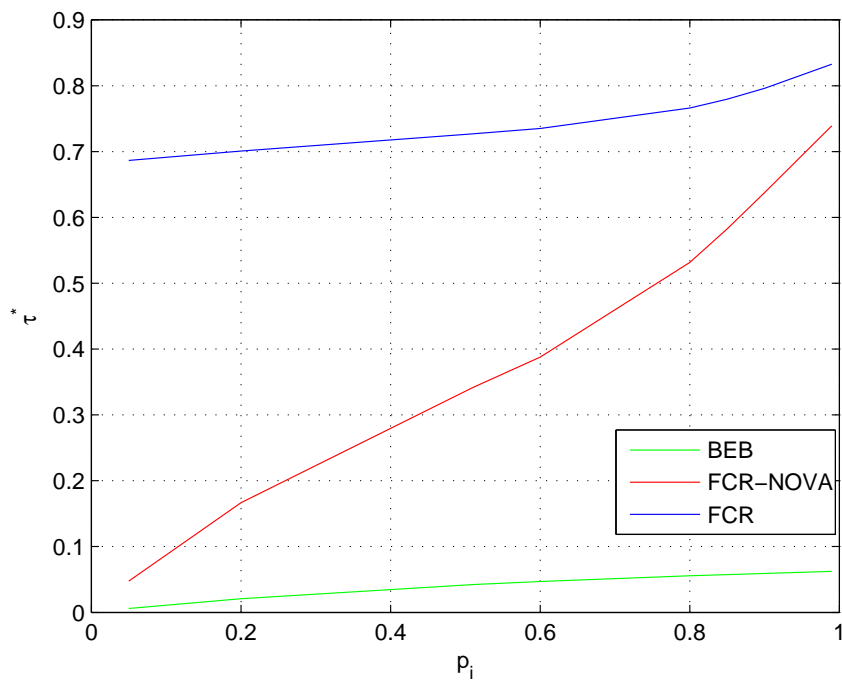


Figura 3.5: Representação da probabilidade de acesso (τ^*) ao longo de p_i dos protocolos BEB, FCR-NOVA e FCR.

3.5 Fast Collision Resolution - ACK

No capítulo 2 foi referida a necessidade de encontrar o ponto de equilíbrio entre o custo de ocorrência de colisões e o custo de *slots* vazios. Ao encontrar este ponto de equilíbrio, a utilização do meio é maximizada. Os protocolos analisados no capítulo 2 modificam a fase de contenção de maneira diferente, de forma a encontrar esse equilíbrio. O protocolo FCR, embora tenha um elevado débito útil em relação aos outros protocolos, peca pela falta de justiça de acesso. Por isso, os autores do protocolo FCR propuseram o protocolo FS-FCR que, embora utilize o mesmo mecanismo que o FCR, corrige a falta de justiça de acesso ao meio embora diminua acentuadamente o débito útil comparativamente ao FCR. Outro dos problemas dessa proposta é a necessidade de utilização de uma entidade central para a sincronização do valor do tempo virtual.

Nesta secção é proposta uma variante do protocolo FCR, denominada FCR-ACK. O protocolo FCR-ACK tem como objectivo aumentar a justiça de acesso em relação ao FCR sem a utilização da entidade central, necessária no FS-FCR e, sem diminuir acentuadamente o seu débito útil comparativamente ao protocolo FCR.

Como se analisou anteriormente, o protocolo FCR tem como principal problema a falta de justiça de acesso ao meio, visto que um nó pode "apoderar-se" do meio. O protocolo FCR-ACK, foi desenhado para ter um alto débito, como no FCR, mas também para evitar que um nó se possa apoderar do meio, permitindo assim aumentar a justiça de acesso. Para isso, foi criado um mecanismo que permite distribuir o acesso ao meio pelos nós. Para que seja possível distribuir o acesso ao meio pelos nós, foram utilizadas as tramas de reconhecimento (ACK). Quando um nó B recebe uma trama de dados com sucesso, este tem que enviar uma trama ACK de forma a informar o nó A (nó emissor) que recebeu a trama com sucesso. No protocolo FCR-ACK o nó B, depois de enviar a trama ACK, analisa se tem uma trama pronta para ser transmitida. Caso exista, a janela de contenção do nó é iniciada com o valor mínimo senão, o valor da janela de contenção é mantido. Se o nó B enviar uma trama com sucesso para o nó C, o nó C transmite uma trama ACK para o nó B. Depois de o nó C transmitir a trama ACK e, caso tenha uma trama pronta para enviar, a sua janela de contenção é iniciada com o valor mínimo. Este processo repete-se para qualquer nó que receba uma trama com sucesso. Outra característica existente neste

mecanismo é quando o meio se encontra livre e um nó não tem tramas na fila de espera para transmitir. Nesta situação, quando o nó recebe uma trama da camada superior para transmitir, a sua janela de contenção é iniciada com o valor mínimo.

Através deste simples mecanismo, que exhibe uma complexidade semelhante ao protocolo FCR, o meio é normalmente disputado por mais nós do que no protocolo FCR, aumentando assim a justiça de acesso ao meio. Quando um nó não tem tramas para transmitir, mantém a sua janela de contenção anterior de forma a diminuir a probabilidade de colisão no meio (já que a janela é normalmente superior à janela mínima).

Na tabela 3.3 exemplifica-se o comportamento do protocolo FCR-ACK.

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	Nó
1(3)	3(3)	2(3)	3(3)	2(3)	3(3)	3(3)	3(3)	1(3)	3(3)	Início
0(3) 3(7)	2(3) 1(7)	1(3) 2(7)	2(3) 7(7)	1(3) 2(7)	2(3) 6(7)	2(3) 3(7)	2(3) 4(7)	0(3) 6(7)	2(3) 1(7)	Colisão no nó 0 e 8
2(7) 10(15)	0(7) 8(15)	1(7) 2(15)	6(7) 1(15)	1(7) 12(15)	5(7) 4(15)	2(7) 15(15)	3(7) 6(15)	5(15) 3(15)	0(7) 14(15)	Colisão no nó 1 e 9
9(15) 18(31)	7(15) 22(31)	1(15) 28(31)	0(15) 1(3)	11(15) 5(31)	3(15) 17(31)	14(15) 2(3)	5(15) 9(31)	2(15) 14(31)	13(7) 23(31)	Transmissão com sucesso do nó 3 para o nó 6
17(31) 9(63)	21(31) 3(3)	27(31) 38(63)	0(3) 3(3)	4(31) 58(63)	16(31) 24(63)	1(3) 6(7)	8(31) 20(63)	13(31) 44(63)	22(31) 1(63)	Transmissão com sucesso do nó 3 para o nó 1
8(63) 100(127)	2(3) 55(127)	37(63) 29(127)	2(3) 5(7)	57(63) 111(127)	23(63) 2(3)	5(7) 12(15)	19(63) 30(127)	43(63) 9(127)	0(63) 1(3)	Transmissão com sucesso do nó 9 para o nó 5
99(127) 67(255)	54(127) 29(255)	28(127) 189(255)	4(7) 11(15)	110(127) 55(255)	1(3) 1(3)	11(15) 22(31)	29(127) 240(255)	8(127) 120(255)	0(3) 2(3)	Transmissão com sucesso do nó 9 para o nó 5
66(255) 3(3)	28(255) 452(511)	188(255) 382(511)	10(15) 23(31)	54(255) 124(511)	0(3) 2(3)	21(31) 43(63)	239(255) 112(511)	119(255) 98(511)	1(3) 4(7)	Transmissão com sucesso do nó 5 para o nó 0

Tabela 3.3: Exemplo de gestão da janela de contenção do algoritmo FCR-ACK.

Nas duas primeiras tentativas dos nós acederem ao meio, o protocolo FCR-ACK tem o mesmo funcionamento que o protocolo FCR. Dado que nas duas tentativas de acesso ao meio ocorreram colisões, os nós que sofreram a colisão incrementam as suas janelas de contenção como acontece com os restantes nós, por observarem o meio ocupado. Este comportamento também pode ser observado nas duas primeiras tentativas de acesso ao meio, na tabela 2.2 do protocolo FCR. Na terceira tentativa de acesso, o nó 3 transmite para o nó 6. Visto que a trama chegou ao nó 6 sem sofrer uma colisão, o nó 6 envia uma trama ACK para informar o nó 3 que a trama foi recebida com sucesso. Depois do envio da trama ACK pelo nó 6 e, como este nó já tem uma trama pronta para ser

enviada, a sua janela é iniciada com o valor mínimo ($minCW = 3$). Na quarta tentativa de acesso, o nó 3 consegue novamente transmitir com sucesso mas, desta vez, para o nó 1. Tal como aconteceu com o nó 6 no acesso anterior, o nó 3 tem uma trama pronta para ser enviada, logo, também vê a sua janela de contenção iniciada com o valor mínimo. Esta característica mantém-se nas tentativas seguintes. Na última tentativa, é possível observar que um nó que tenha uma janela de contenção grande (como o caso do nó 1), pode ver no instante a seguir, a sua janela com o valor mínimo, obtendo com isso uma maior probabilidade de aceder ao meio. Outra característica do protocolo FCR-ACK, que não se encontra representada na tabela, sucede quando o nó, depois de enviar a trama ACK, não tem nenhuma trama para ser enviada. Nesta situação o nó mantém o valor janela de contenção, tal como foi explicado anteriormente.

Como foi analisado no capítulo 2, no protocolo FCR um nó apoderava-se do meio, visto que os restantes nós viam as suas janelas de contenção incrementadas, logo tinham menor probabilidade de transmitir. Como foi possível observar na tabela 3.3, é a trama ACK que distribui o acesso ao meio pelos nós. Este mecanismo vem melhorar o problema de falta de justiça de acesso existente no protocolo FCR, visto que, existe sempre disputa para aceder ao meio, ao contrário do protocolo FCR, impedindo assim, que um nó se apodere do meio.

O protocolo FCR-ACK, embora seja de fácil implementação, apresenta grande dificuldade em ser modelado através do método da análise de heurísticas proposto na secção 3.2. Isto porque a probabilidade de acesso ao meio de um nó na próxima tentativa depende da probabilidade de um nó receber uma trama com sucesso e, este ter uma trama pronta para ser transmitida. Devido à complexidade em obter esta informação e, devido à limitação temporal imposta neste trabalho, o protocolo FCR-ACK não é analisado através do método de análise de heurísticas, sendo analisado o seu desempenho através de simulações e, de seguida, comparado com os protocolos mencionados no capítulo 2.

3.6 Conclusão

Neste capítulo foi analisado o problema das aproximações existentes nos métodos de optimização. Estas aproximações, na maior parte das vezes, são demasiado importantes para

serem desprezadas. É devido a este problema que normalmente, os métodos baseados em heurísticas obtêm melhores resultados em termos de débito útil.

Para a análise do desempenho dos protocolos baseados em heurísticas, foi também apresentado neste capítulo um método de análise qualitativa baseado em funções de utilidade. Com estas funções de utilidade é possível compreender o comportamento de um protocolo, analisando o valor máximo da função para cada valor da probabilidade de o meio estar ocupado. Como a função de utilidade está directamente relacionada com o débito de um nó, é possível comparar o débito de um nó para um protocolo, dada a probabilidade de ocupação do meio. Para além de ser possível caracterizar indirectamente o débito, também é possível analisar a escalabilidade do protocolo. Para isso é calculada a probabilidade de colisão para cada valor de p_i , utilizando o valor de probabilidade de acesso do nó quando a função tem o seu valor máximo. Através da análise das heurísticas, baseada nas funções de utilidade, é possível concluir que o FCR-NOVA deverá apresentar valores de débito útil mais elevados, em comparação com o BEB. Quando comparado com o protocolo FCR, o débito útil do protocolo FCR-NOVA deverá ser menor.

Os valores obtidos, através deste método, para o protocolo BEB, FCR e FCR-NOVA são validados no próximo capítulo com a simulação dos protocolos. Os resultados do débito útil das simulações são comparados com o débito útil obtido com este método.

No final do capítulo, apresentou-se o protocolo FCR-ACK baseado no protocolo FCR, que, embora tenha um menor débito útil em comparação ao FCR, reduz o problema de falta de justiça de acesso ao meio existente no FCR. Este protocolo, ao contrário que foi proposto pelos autores do FS-FCR, não necessita de uma entidade central que sincronize os relógios lógicos e, assim, não destrói a natureza distribuída do algoritmo FCR. No próximo capítulo são analisados os desempenhos dos protocolos do capítulo 2 e do FCR-NOVA utilizando para isso o simulador ns-2.

Tendo em conta o débito dos protocolos analisados anteriormente e, com as conclusões retiradas através da análise da probabilidade de colisão, é possível observar que o protocolo FCR deverá ter o maior débito útil. No caso do FCR-ACK, visto que o seu débito é ligeiramente menor que o FCR e, como a sua probabilidade de colisão é muito semelhante à probabilidade de colisão do FCR, é possível afirmar que este protocolo deverá mostrar

um débito útil significamente superior ao protocolo BEB. Para confirmar esta afirmação, será analisado o débito útil dos protocolos no próximo capítulo.

Capítulo 4

Análise de Desempenho

4.1 Introdução

Neste capítulo avalia-se o desempenho dos protocolos BEB, GDCF, AOB, FCR, FCR-NOVA e do FCR-ACK. Para que seja possível esta avaliação, os protocolos foram implementados no simulador ns-2 de forma a obter o desempenho de cada protocolo nos diferentes cenários considerados. Os cenários incluem, a variação do número de nós no meio, a variação do número de tramas geradas por cada nó e a distribuição usada para gerar as tramas.

Nesta secção são realizadas duas análises dos resultados obtidos, de forma a atingir dois objectivos distintos. Na primeira análise, os resultados são observados e comparados com os resultados obtidos no capítulo 3, através do método de análise de heurísticas, de forma a confirmar a validade do método. Na segunda análise, os resultados do protocolo FCR-ACK são estudados de forma a validar a sua superioridade, em termos de justiça de acesso em relação ao FCR e, em termos de débito em relação aos restantes protocolos, tal como foi observado no capítulo anterior.

Para a implementação dos protocolos estudados foi utilizado o código do protocolo BEB existente no ns-2. A estrutura do algoritmo BEB, existente no ns-2, encontra-se representada no esquema existente no anexo A. Os mecanismos utilizados na implementação dos protocolos GDCF, AOB, GEN e FCR encontram-se descritos nos anexos B, C, D e E, respectivamente. Para a implementação dos protocolos FCR-NOVA e FCR-ACK, devido a derivarem do protocolo FCR, utilizam o código do FCR. O mecanismo imple-

mentado nos protocolos FCR-NOVA e FCR-ACK encontra-se descrito nos anexos F e G, respectivamente.

4.2 Resultados experimentais

Nesta secção são comparados os protocolos BEB, GDCF, AOB, FCR e FCR-NOVA, através de simulação, utilizando o simulador do ns-2 [Inf09]. Os resultados são obtidos com uma rede com N nós, variando o N entre [2...58] e, gerando cada nó tramas com comprimento fixo de 1500 bytes de dados transmitidos a 11 Mbps. Nesta secção, sempre que é referido o termo carga apenas é considerada a carga útil da trama (1500 bytes), desprezando-se a ocupação do meio devido aos cabeçalhos das tramas bem como outras tramas de controlo, como por exemplo a trama de reconhecimento (ACK).

Nas simulações realizadas, foram utilizados diferentes valores de carga no meio e, foi utilizada a distribuição exponencial e a distribuição de Pareto com variância infinita no gerador de tramas. Logo, é possível observar o comportamento dos protocolos em situações de não saturação ou, em saturação. Para ser possível a comparação dos protocolos nas mesmas condições, é utilizada a mesma carga para todos os protocolos.

Como base de comparação, foi utilizado o protocolo denominado GEN que consiste em aceder ao meio logo que a trama a transmitir é gerada (ALOHA-puro). Os protocolos foram simulados durante um período de 1000 segundos. Todas as parametrizações utilizadas nas simulações podem ser encontradas na tabela 4.1.

SIFS	10 μs	ritmo de transmissão de dados	11 Mbps
DIFS	50 μs	ϕ	416 μs
EIFS	364 μs	ACK	304 μs
σ	20 μs	Atraso de Propagação (δ)	1 μs
Etapas de <i>backoff</i> (m)	7	ACK <i>Timeout</i>	304 μs
<i>minCW</i>	Variável	Tempo de Simulação	1000 s
Comprimento da fila de espera (K)	49	Comprimento das tramas	1500 bytes
Comprimento da janela de amostragem (B)	6000	Mecanismo de transmissão	básico

Tabela 4.1: Parametrização da simulação e da norma IEEE 802.11b DSSS utilizada nos resultados experimentais.

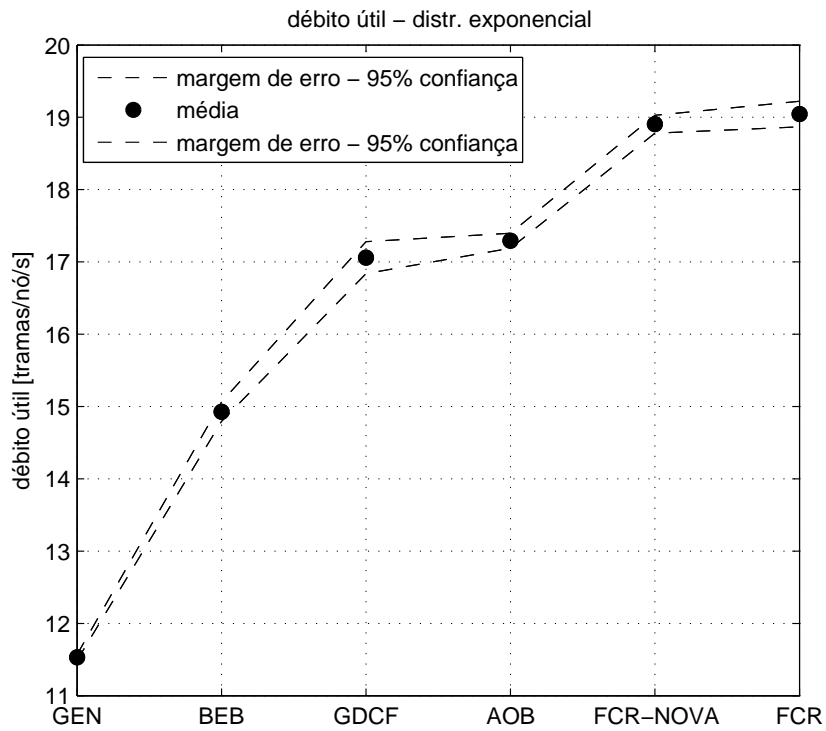
4.2.1 Validação do Método de Análise de Heurísticas

Para a validação do método de análise de heurísticas são utilizados os resultados dos protocolos GEN, GDCF, AOB, BEB, FCR-NOVA e do FCR, onde apenas os três últimos foram modelados pelo método. A figura 4.1 compara a quantidade de tramas transmitidas com sucesso por cada nó (débito útil individual). Na figura 4.1(a), é considerada uma média de geração de 24 tramas por nó de acordo com uma distribuição exponencial. Para estudar os protocolos com um padrão de geração de tráfego com mais rajadas, são apresentados na figura 4.1(b) os resultados do débito útil obtidos através do uso de uma distribuição de Pareto para a geração de tramas com a mesma média de 24, mas com variância infinita. Nesta figura encontram-se também representadas as margens de erro com um intervalo de confiança de 95%.

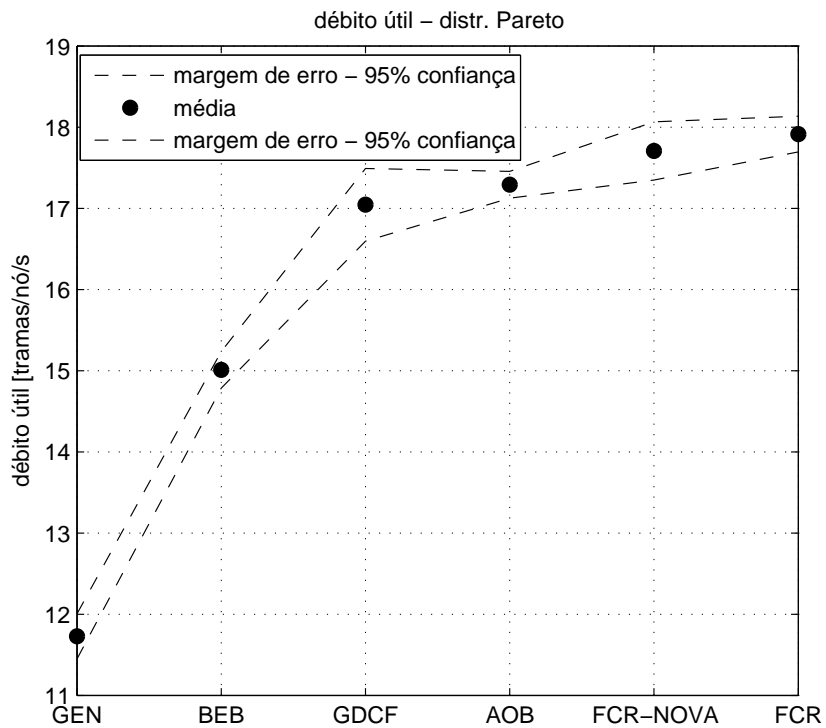
Através da análise da figura 4.1(a), verifica-se que o protocolo GEN é o que apresenta o menor débito útil. Este resultado era o esperado visto que neste protocolo não é utilizado nenhum mecanismo de aleatoriedade. Comparando os resultados da função de utilidade, representados na figura 3.3, com os resultados da figura 4.1(a), é possível observar que as duas figuras indicam a mesma tendência. Em ambas as figuras o protocolo BEB apresenta pior débito útil do que o protocolo FCR-NOVA, sendo o protocolo FCR o que exibe o maior débito útil.

Com a observação da figura 4.1(a), também é possível confirmar a superioridade de desempenho normalmente apresentada pelos protocolos baseados em heurísticas face aos protocolos baseados em otimizações. Na figura 4.1(a), o protocolo AOB, baseado em otimização, exibe débito inferior aos protocolos FCR-NOVA e FCR, que são baseados em heurísticas.

Analisando os resultados quando o tráfego gerado exibe mais rajadas, apresentados na figura 4.1(b), observa-se o mesmo resultado apresentado na figura 4.1(a). Nos resultados obtidos através de simulações, verificou-se a mesma tendência existente nos resultados obtidos através das funções de utilidade. Assim, é possível confirmar a validade do método através da semelhança entre os dois resultados. As funções de utilidade podem ser utilizadas como uma ferramenta de comparação de protocolos, pois este novo método caracteriza com sucesso o débito útil do protocolo analisado.



(a)



(b)

Figura 4.1: Débito útil para os diferentes protocolos simulados:(a) geração de tráfego de acordo com distrib. exponencial; (b) geração de tráfego de acordo com distrib. de Pareto com variância infinita.

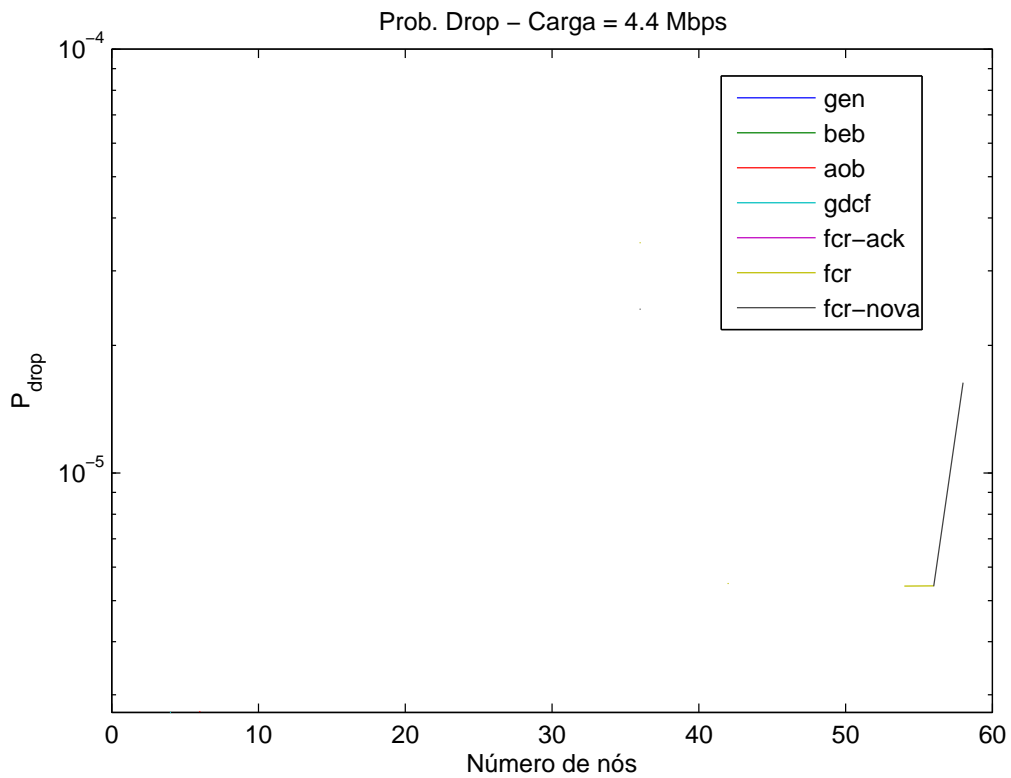
4.2.2 Análise de desempenho do protocolo FCR-ACK

Como já foi referido, o protocolo FCR-ACK não foi analisado através do método das funções de utilidade. Por essa razão, o desempenho deste protocolo é analisado através dos resultados obtidos nas simulações e comparado com os restantes protocolos. Tal como foi referido na descrição do protocolo FCR-ACK na secção 3.5, este protocolo tem como objectivo ter um elevado débito, tal como o protocolo FCR, com o requisito de apresentar elevada justiça de acesso ao meio, ao contrário do FCR.

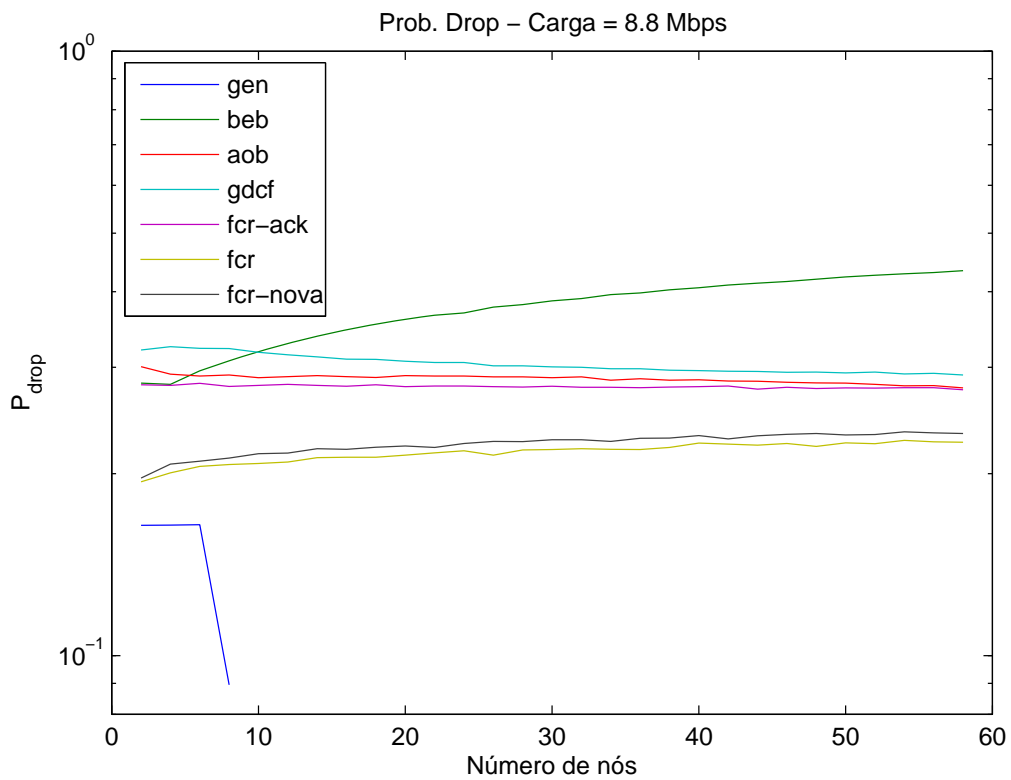
Estudo da probabilidade de *drop* e do débito.

O primeiro parâmetro a ser analisado é a probabilidade de *drop*. Esta probabilidade refere-se à probabilidade de uma trama ser descartada devido à fila de espera do MAC estar cheia. Na figura 4.2, estão representadas as probabilidades de *drop* para cada protocolo em função do número de nós no meio. Para baixa carga no meio (*carga* = 4.4 Mbps), a probabilidade de *drop* de cada protocolo é praticamente nula. Quando o meio se encontra saturado (*carga* = 8.8 Mbps), é possível verificar que é a probabilidade de *drop* do protocolo BEB que sofre um maior aumento com o incremento do número de nós. A probabilidade de *drop* do protocolo FCR é a menor de todos os protocolos. O FCR-NOVA tem uma probabilidade de *drop* muito semelhante ao FCR. A probabilidade de *drop* do protocolo FCR-ACK é maior que o FCR, o que indica que o débito do FCR-ACK possa ser ligeiramente menor que o FCR. Entretanto, pode observar-se que o protocolo FCR-ACK consegue ter uma menor probabilidade de *drop* do que os protocolos BEB, GDCF e AOB. Isto permite ao FCR-ACK ter um débito maior que estes protocolos, como se irá verificar quando for analisado do seu débito.

A figura 4.3, mostra a probabilidade de *drop* em função da carga existente no meio. Em todas as figuras é possível verificar que, para baixas cargas no meio (*carga* ≤ 5.5 Mbps), independentemente da quantidade de nós no meio, a probabilidade de *drop* é nula para todos os protocolos. Quando o meio se aproxima da saturação (*carga* → 8.8 Mbps), os protocolos BEB e GDCF têm a maior probabilidade de *drop* enquanto que, os protocolos FCR e FCR-NOVA têm a menor probabilidade. É possível verificar que a probabilidade de *drop* do protocolo FCR-ACK é sempre maior que a probabilidade dos protocolos FCR e



(a)



(b)

Figura 4.2: Probabilidade de *drop* para os diferentes protocolos em função do número de nós com: (a) baixa carga no meio; (b) alta carga no meio.

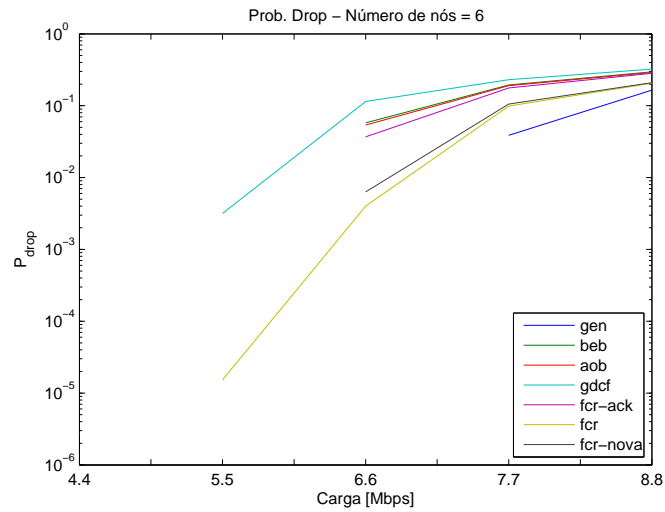
FCR-NOVA, quando o meio se aproxima da saturação, mas sempre inferior à do protocolo BEB. Para o protocolo GEN, a probabilidade de *drop* é praticamente nula, excepto quando o número de nós é de 6 e com a carga no meio superior a 7.7 Mbps. Este protocolo não utiliza nenhum mecanismo de aleatoriedade, por outras palavras, este protocolo acede ao meio sempre que tiver uma trama para enviar. A razão da probabilidade de *drop* ser diferente de zero, quando o número de nós é 6 e com a carga no meio superior a 7.7 Mbps, deve-se ao número de tramas geradas ser superior ao que o protocolo consegue transmitir.

Sabendo que a probabilidade de *drop* está directamente ligada ao débito, então é possível afirmar que, o protocolo FCR-ACK deverá ter um débito maior que o protocolo BEB (norma IEEE 802.11) mas ligeiramente menor que o débito do FCR, do qual deriva. Para verificar a validade desta afirmação é analisado o débito dos protocolos.

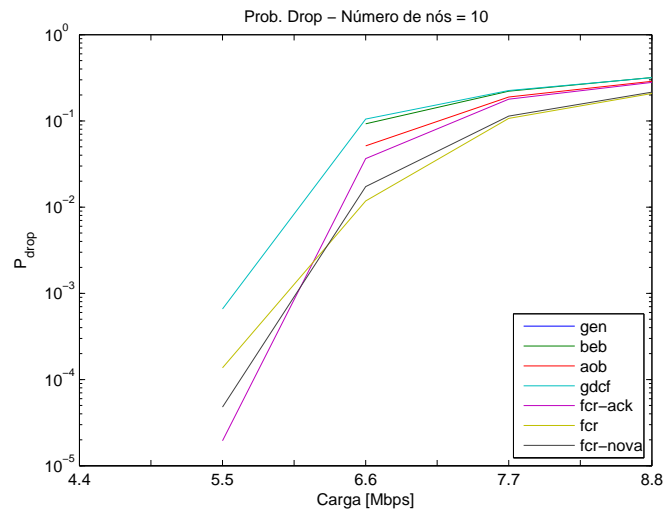
Essa análise pode ser feita observando a figura 4.4. Esta figura mostra o débito de cada protocolo, em função do número de nós existentes no meio. A figura 4.4(a) é obtida para baixa carga no meio (*carga* = 4.4 Mbps) enquanto que, a figura 4.4(b) é obtida para alta carga no meio (*carga* = 8.8 Mbps).

Analisando a figura 4.4, é possível observar que todos os protocolos apresentam valores de débito muito semelhantes para baixa carga no meio. Isto deve-se ao meio estar com pouca ocupação e, por essa razão, a probabilidade de *drop* é praticamente nula, tal como foi observado na figura 4.2(a). Para carga elevada, esta situação já não se mantém. Quando o meio se aproxima da saturação (*carga* → 8.8 Mbps), o protocolo GEN tem o maior débito, devido à falta de um mecanismo de aleatoriedade. Para o protocolo FCR-ACK, a figura mostra que o seu débito se encontra entre os débitos dos protocolos FCR-NOVA e AOB. O protocolo FCR evidencia o maior débito de todos os protocolos estudados, tal como era esperado depois da análise da probabilidade de *drop*. Do lado oposto, encontra-se o protocolo BEB, que apresenta o débito mais baixo.

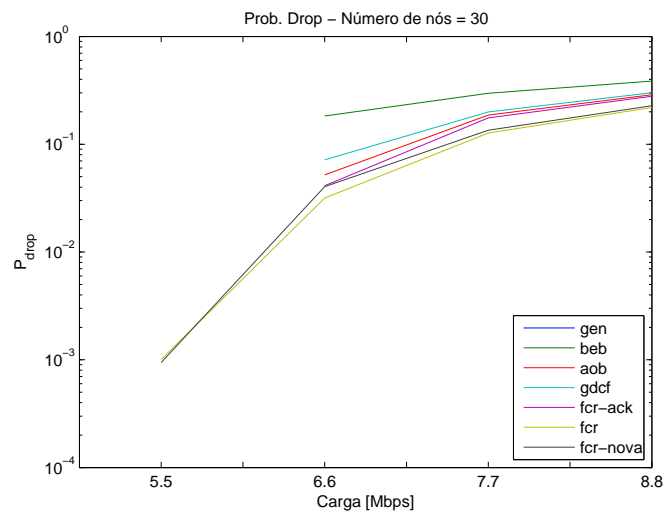
Na figura 4.5 apresenta-se o débito dos protocolos em função da carga existente no meio. Ao observar cada uma das três figuras é possível tirar as mesmas conclusões obtidas anteriormente. Para meia carga no meio (*carga* = 5.5 Mbps) todos os protocolos têm o mesmo débito mas, quando o meio começa a ficar saturado (*carga* > 5.5 Mbps), o protocolo GEN tem o maior débito e, o protocolo FCR-ACK tem uma ligeira diminuição



(a)

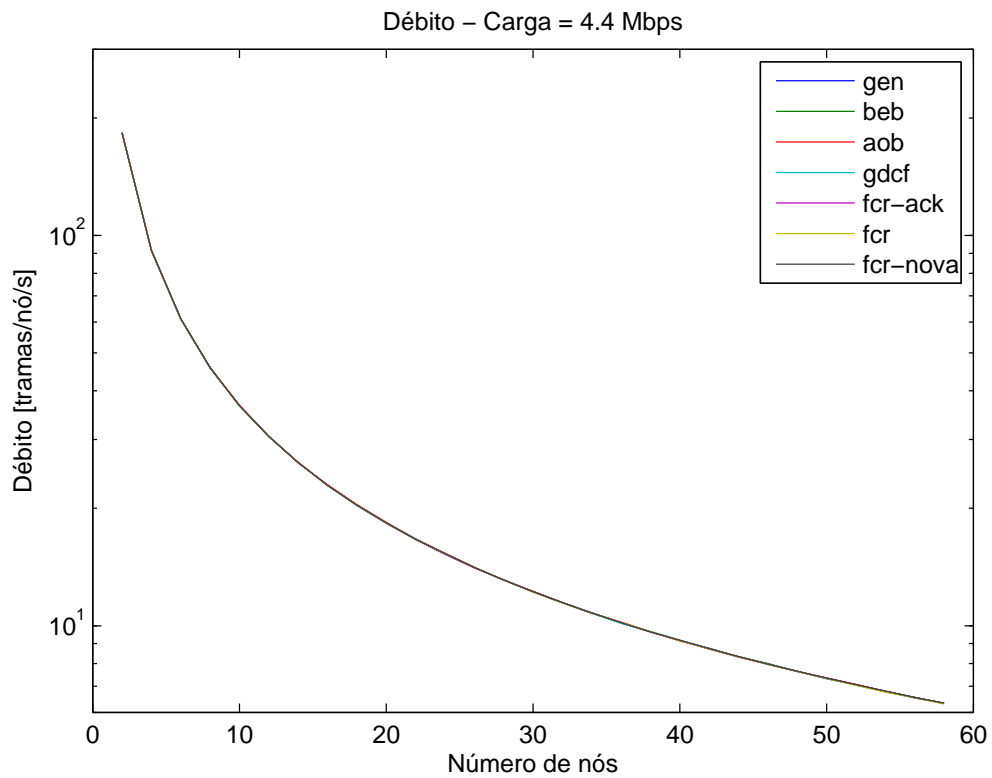


(b)

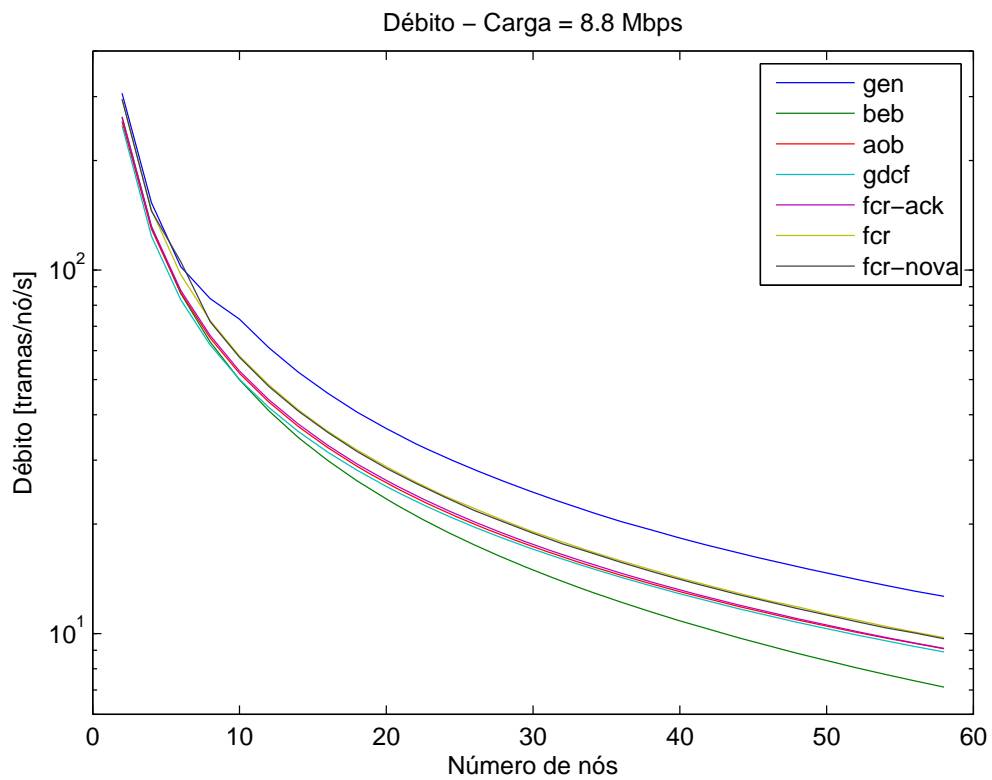


(c)

Figura 4.3: Probabilidade de *drop* para os diferentes protocolos em função da carga no meio com:(a) 6 nós no meio; (b) 10 nós no meio; (c) 30 nós no meio.



(a)



(b)

Figura 4.4: Débito dos protocolos GEN, BEB, AOB, GDCF, FCR-ACK, FCR, FCR-NOVA para: (a) Com baixa carga no meio; (b) Com alta carga no meio.

no débito em relação aos protocolos FCR e FCR-NOVA, tal como já tinha sido verificado na figura 4.4(b).

Com esta análise do débito, confirma-se o que foi observado no estudo da probabilidade de *drop*: o débito do FCR-ACK é superior ao protocolo BEB e ligeiramente menor do que o protocolo FCR.

Concluída a análise do débito e da probabilidade de *drop* do protocolo FCR-ACK comparativamente com os outros protocolos, é agora analisada a probabilidade de colisão.

Estudo da probabilidade de colisão e do débito útil.

A figura 4.6 representa a probabilidade de colisão em função do número de nós, para diferentes cargas no meio. Para baixa carga no meio, representada na figura 4.6(a), o protocolo GEN é o protocolo que sofre mais colisões, enquanto os restantes protocolos, têm probabilidades muito semelhantes. Quando o meio se aproxima da saturação, representada na figura 4.6(b), os protocolos AOB e BEB, sofrem um grande aumento nas suas probabilidades de colisão com o incremento do número de nós no meio. Relativamente aos protocolos GDCF, FCR-ACK, FCR e FCR-NOVA, estes têm probabilidades de colisão muito semelhantes.

O mesmo pode se verificar, na figura 4.7. As figuras 4.7(a), 4.7(b) e 4.7(c), mostram a probabilidade de colisão dos protocolos em função da carga existente no meio para 6, 10 e 30 nós no meio, respectivamente. Quando existem poucos nós no meio, figura 4.7(a), o protocolo GEN exhibe a maior probabilidade de colisões enquanto que, os restantes protocolos têm probabilidades semelhantes. Nas figuras 4.7(b) e 4.7(c), é possível observar que, quando o meio se aproxima da saturação, a probabilidade de colisão dos protocolos AOB e do BEB aumenta em relação aos restantes protocolos. Com o aumento do número de nós, essa probabilidade aumenta ainda mais, tal como foi verificado pela análise da figura 4.6. Para os protocolos GDCF, FCR-ACK, FCR e FCR-NOVA, as suas probabilidades são muito semelhantes, principalmente quando o meio se encontra saturado.

Os valores do débito útil para cada protocolo encontram-se representados na figura 4.8, onde o débito útil está em função do número de nós no meio.

Tal como foi observado para o débito, para baixa carga no meio, os protocolos têm

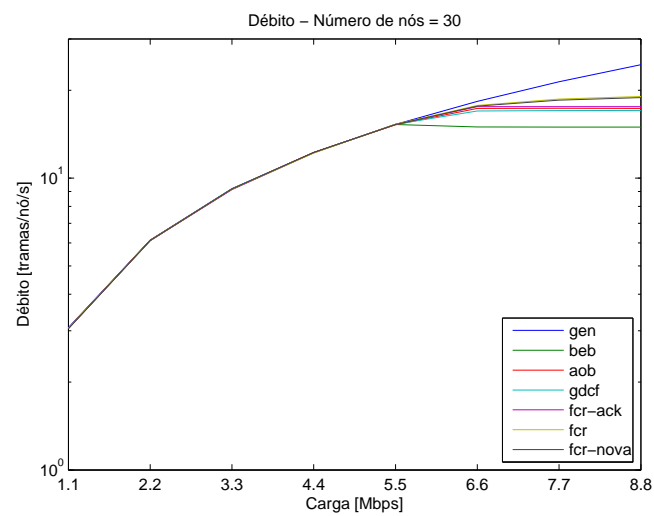
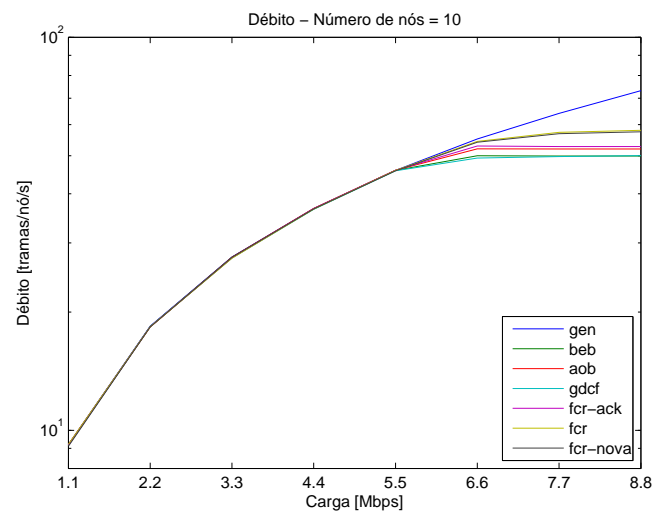
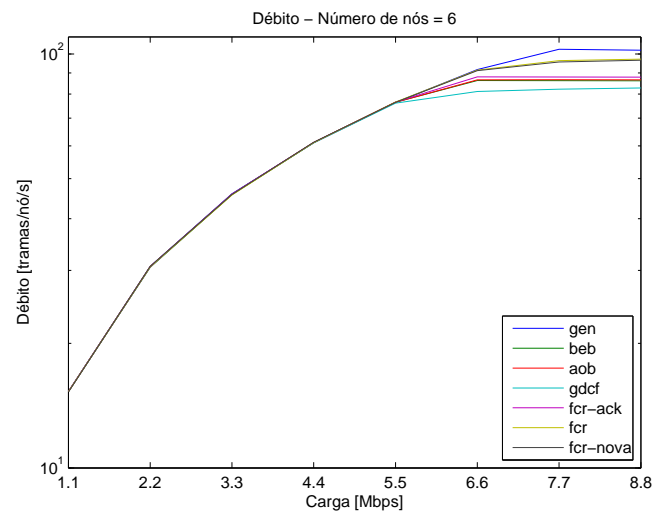
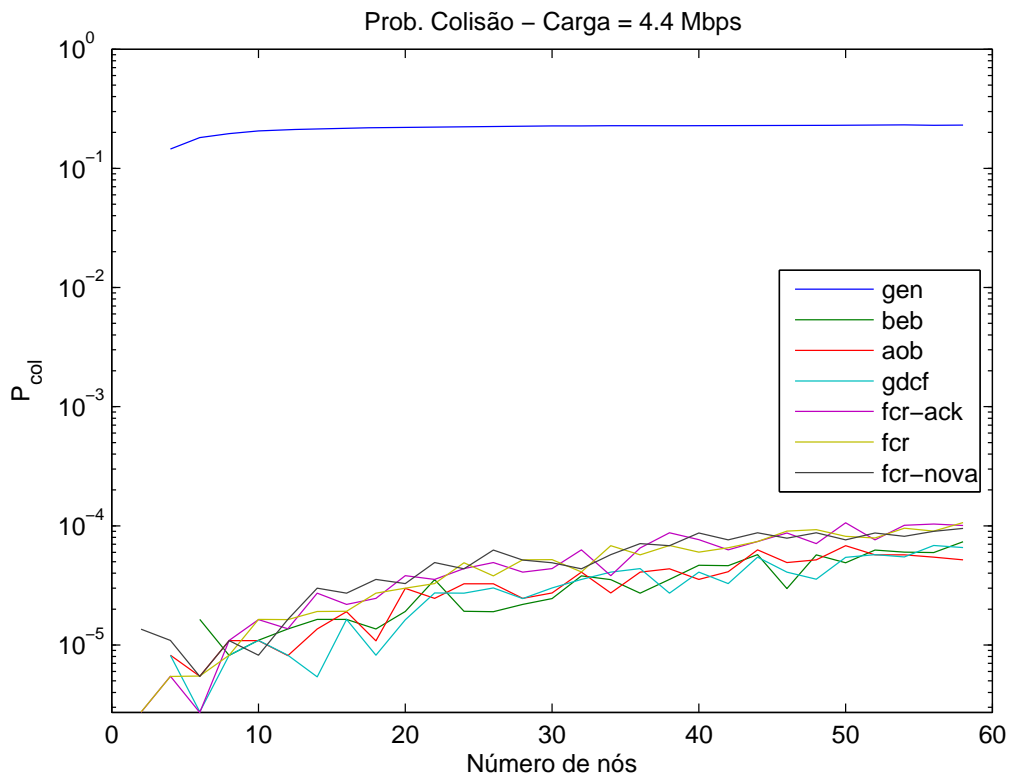
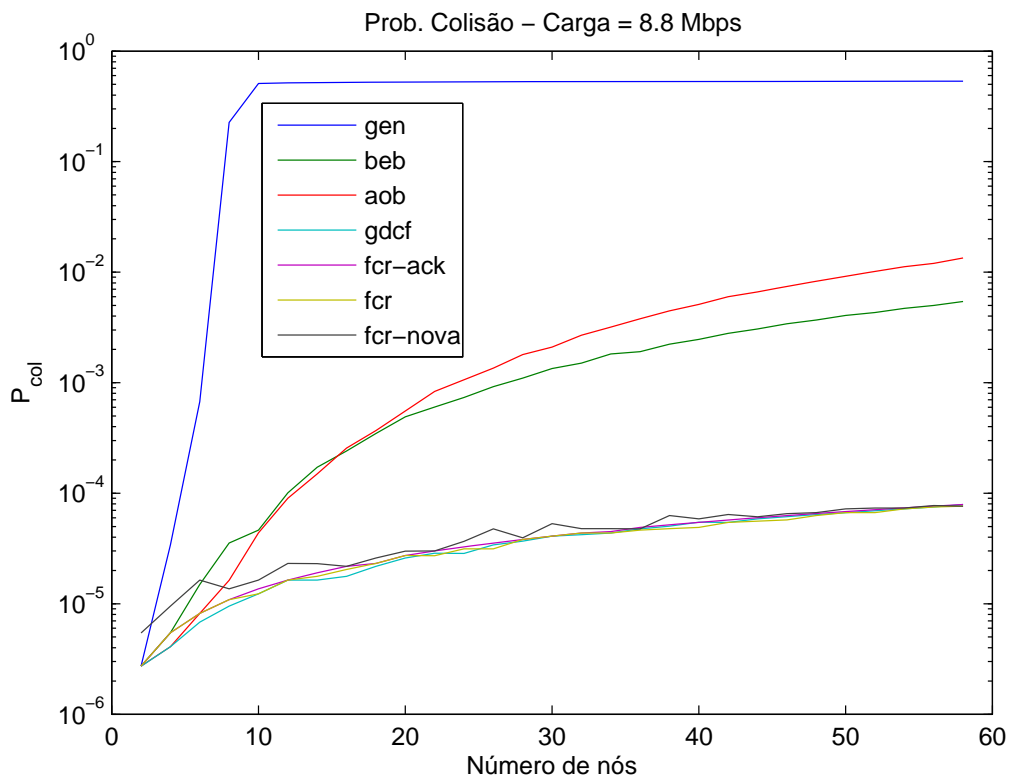


Figura 4.5: Débito em função da carga no meio dos protocolos GEN, BEB, AOB, GDCF, FCR-ACK, FCR, FCR-NOVA para: (a) 6 nós no meio; (b) 10 nós no meio; (d) 30 nós no meio.

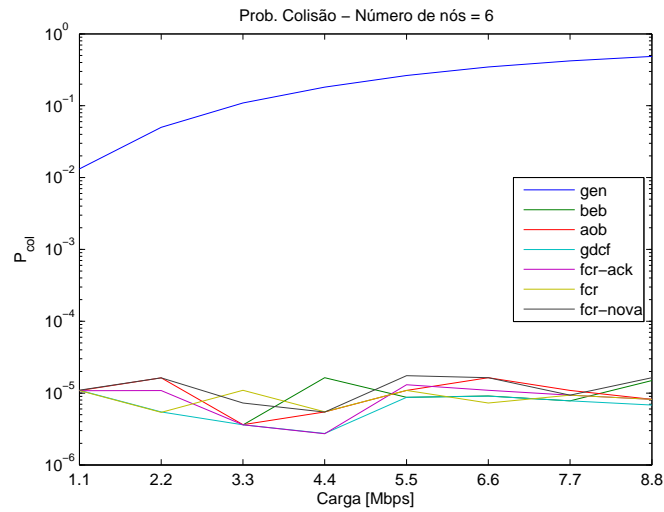


(a)

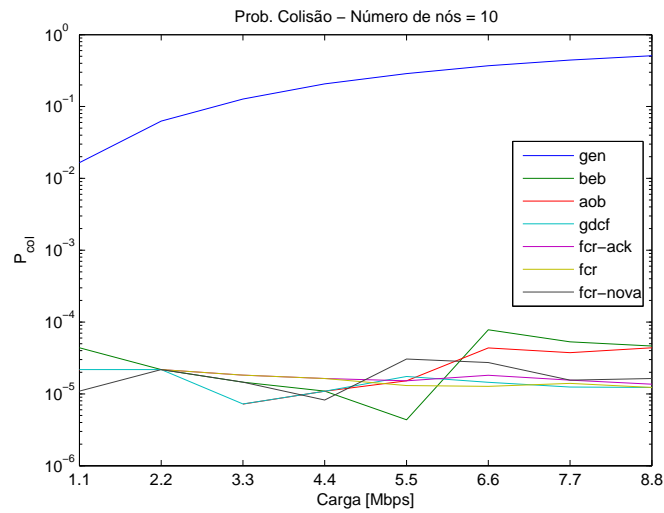


(b)

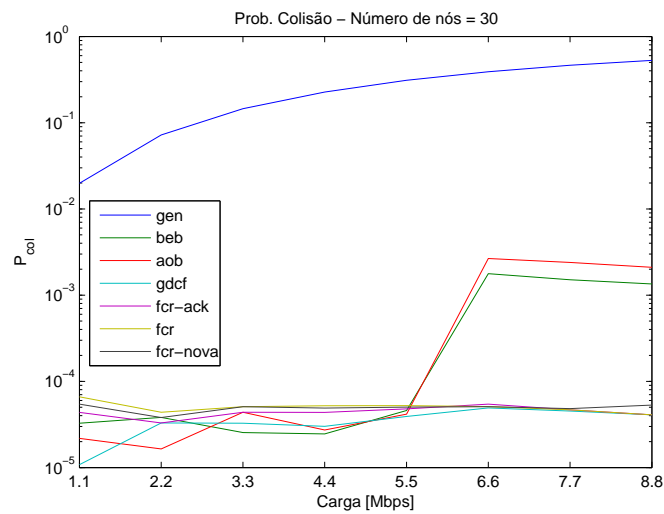
Figura 4.6: Probabilidade de colisão para os diferentes protocolos em função do número de nós com:(a) baixa carga no meio; (b) alta carga no meio.



(a)



(b)



(c)

Figura 4.7: Probabilidade de colisão para os diferentes protocolos em função da carga no meio com:(a) 6 nós no meio; (b) 10 nós no meio; (c) 30 nós no meio.

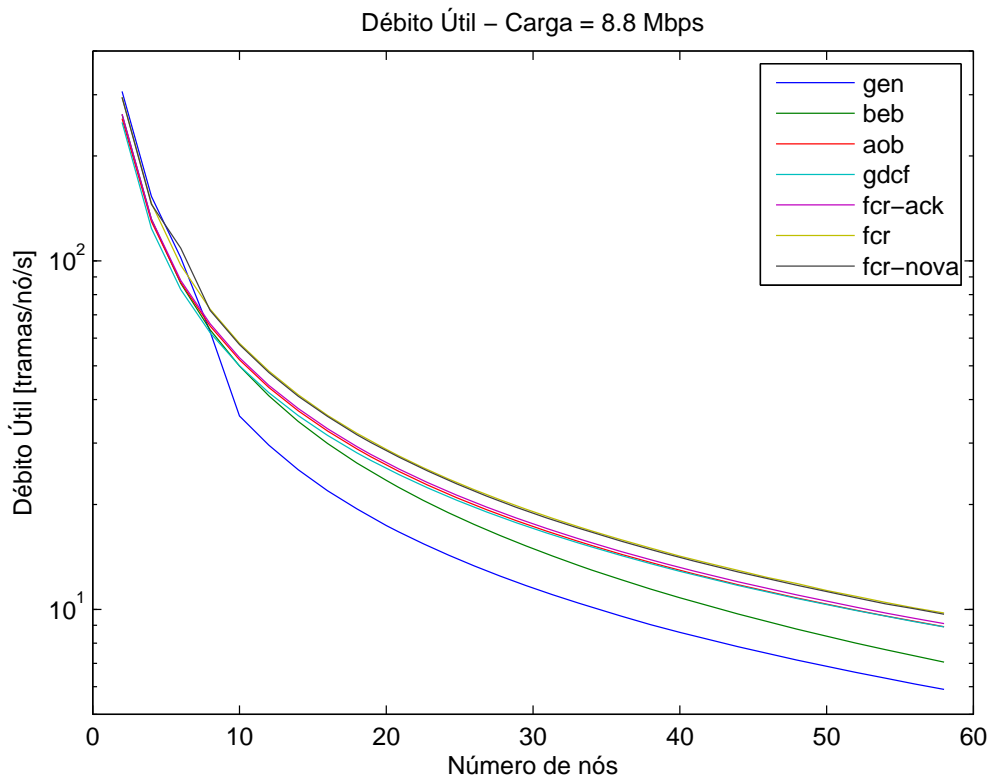
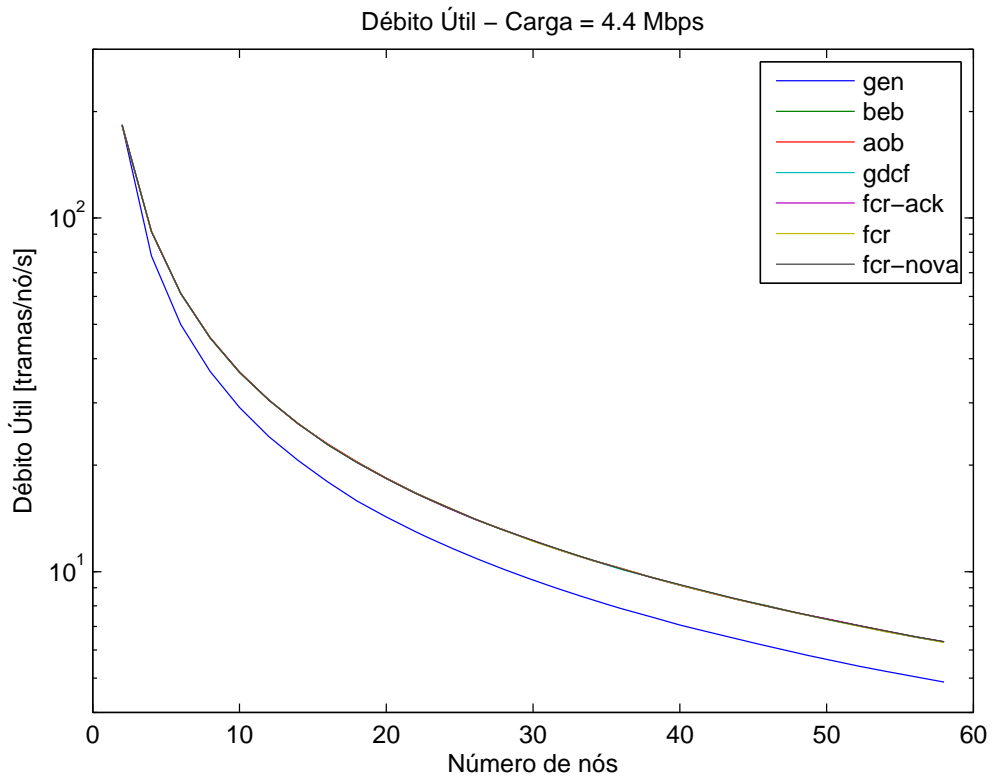


Figura 4.8: Débito útil dos protocolos GEN, BEB, AOB, GDCF, FCR-ACK, FCR, FCR-NOVA para: (a) Com baixa carga no meio; (b) Com alta carga no meio.

débitos úteis muito semelhantes, excepto para o protocolo GEN que devido à falta de um mecanismo de aleatoriedade, sofre muitas colisões, o que diminui o seu débito útil. Quando o meio se aproxima da saturação, é possível observar que o FCR é o protocolo com maior débito útil, enquanto que o protocolo FCR-ACK tem um débito ligeiramente menor que os protocolos FCR e FCR-NOVA. O protocolo FCR-NOVA apresenta novamente valores muito semelhantes ao FCR, tal como foi verificado em termos de débito. O protocolo FCR-ACK exhibe um débito útil superior aos protocolos AOB, GDCE, BEB e GEN. É possível ainda observar que com o aumento do número de nós no meio o protocolo BEB se aproxima cada vez mais do protocolo GEN.

Na figura 4.9 representa-se o débito útil em função da carga existente no meio para diferentes números de nós no meio. Ao analisar as três figuras é possível observar que todos os protocolos diminuem o seu débito com o aumento do número de nós no meio. O protocolo BEB é o que sofre mais com esse aumento, aproximando-se cada vez mais do débito útil do protocolo GEN. Para os restantes protocolos, como já se tinha observado anteriormente, o protocolo FCR apresenta o melhor débito nos três cenários, seguido por muito perto pelo protocolo FCR-NOVA. O débito útil do protocolo FCR-ACK, tal como foi verificado anteriormente, é o terceiro melhor, situando-se acima do débito útil dos protocolos AOB, GDCE, BEB e GEN.

Concluída a análise do débito útil, confirma-se a superioridade do protocolo FCR-ACK em relação ao protocolo BEB em termos de débito e débito útil, ficando ligeiramente abaixo dos protocolos FCR e FCR-NOVA que mostraram ter os maiores valores de débito e de débito útil.

É de lembrar que o mecanismo utilizado pelo protocolo FCR-ACK, tem como principal objectivo melhorar a justiça de acesso, em relação ao protocolo FCR, e sem causar uma grande diminuição no débito, aproveitando assim, o ponto forte do protocolo FCR. Em termos de débito já se confirmou que, apenas existe uma ligeira perda em relação ao FCR, mas superior ao débito do protocolo BEB, utilizado na norma IEEE 802.11. Falta apenas analisar os protocolos em termos de justiça de acesso.

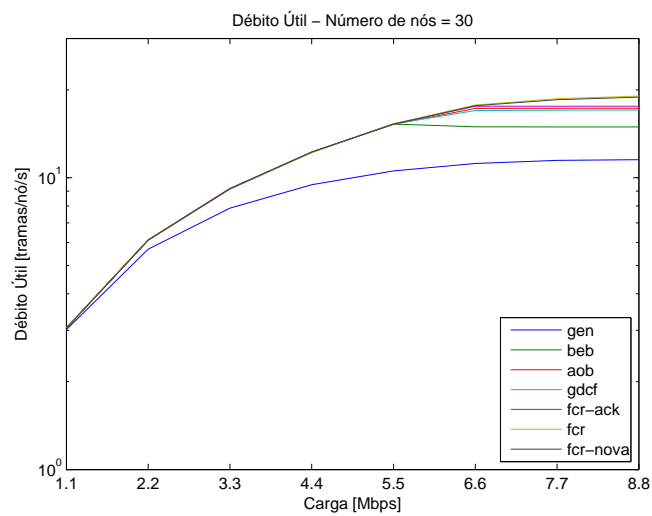
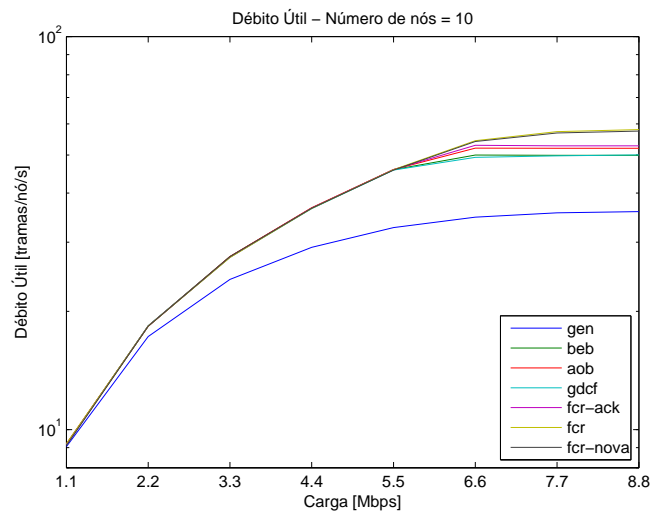
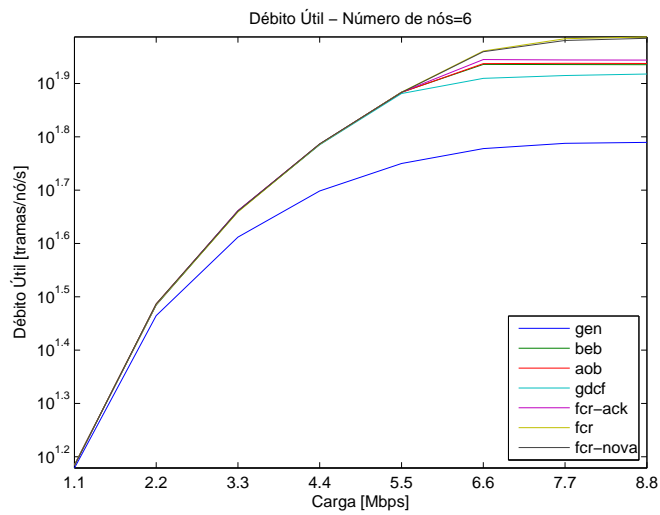


Figura 4.9: Débito Útil em função da carga no meio dos protocolos GEN, BEB, AOB, GDCF, FCR-ACK, FCR, FCR-NOVA para: (a) 6 nós no meio; (b) 10 nós no meio; (d) 30 nós no meio.

Estudo da justiça de acesso ao meio.

Para a análise da justiça de acesso ao meio, utilizou-se o índice de Jain [JCH84] como métrica de avaliação. Para o cálculo desta métrica, é utilizado o método de janela deslizante (*sliding window method (SWM)*). Este método obtém a percentagem de acesso de cada nó para cada janela. Em cada passagem realizada no registo de acessos ao meio, a janela é incrementada. Para obter a justiça de acesso ao meio é utilizado o método janela deslizante. O índice de Jain é definido por:

$$F_j = \frac{\left(\sum_{i=1}^N \gamma_i\right)^2}{N \sum_{i=1}^N \gamma_i^2},$$

onde, N é o número de nós utilizados na simulação e γ_i é a percentagem de acesso ao meio do nó i . Este índice tende para 1 quando a política de acesso do protocolo analisado é completamente justa ou para 0, quando esta é totalmente injusta. Os resultados do índice de Jain obtidos encontram-se representados na tabela 4.2. Esta tabela apresenta os resultados da justiça de acesso utilizando o índice de Jain com janela deslizante de tamanho 50 (curto prazo). Ao observar a tabela, verifica-se que o protocolo FCR-ACK se apresenta como o protocolo mais justo. Quando é utilizada a distribuição de Pareto, o tráfego contém mais rajadas, originando mais situações em que alguns nós possuem algumas tramas para transmitir enquanto que outros nós não possuem nenhuma. Estas situações de carga pioram a justiça de todos os protocolos, como pode ser observado na tabela 4.2. Com a distribuição de Pareto, a justiça de acesso ao meio do protocolo FCR-ACK é mais elevada do que o protocolo GEN. Isto mostra que, o protocolo FCR-ACK redistribui o acesso ao meio mais equitativamente pelos diferentes nós, sendo ainda mais justo do que transmitir as tramas logo após terem sido geradas, tal como acontece no protocolo GEN. As figuras 4.10 mostram o índice de Jain com a janela deslizante de 500 (longo prazo) para os protocolos BEB, GDCF, FCR-ACK, FCR, FCR-NOVA e o AOB. As duas figuras referem-se à situação em que 30 nós tentam aceder ao meio utilizando uma distribuição exponencial. A figura 4.10(a) ilustra que, com baixa carga no meio, o protocolo FCR-ACK tem uma maior justiça de acesso ao meio do que o protocolo FCR e o protocolo FCR-NOVA. Com alta carga no meio, representado na figura 4.10(b), o

	exponencial	pareto
GEN	0.9391	0.8759
FCR-ACK	0.9285	0.8934
AOB	0.8913	0.8770
BEB	0.8599	0.8442
GDCF	0.8366	0.8052
FCR	0.7969	0.7721
FCR-NOVA	0.7950	-

Tabela 4.2: Justiça de acesso ao meio aferida através do índice de *Jain* com um valor de janela=50 (justiça a curto prazo) com o protocolo FCR-ACK

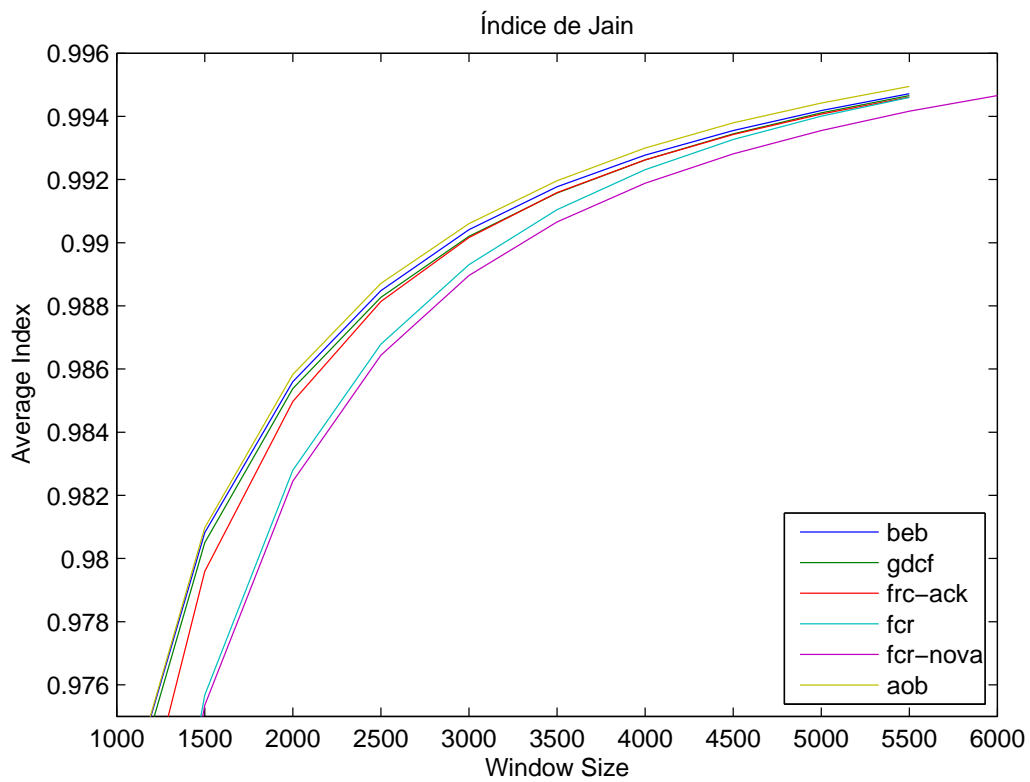
protocolo FCR-ACK tem a maior justiça de acesso ao meio, em relação aos restantes protocolos. Na mesma figura, verifica-se novamente a falta de justiça de acesso, mesmo a longo prazo, do protocolo FCR. Assim, o mecanismo utilizado no protocolo FCR-ACK cumpre o seu principal objectivo, conseguindo obter uma boa justiça de acesso, enquanto que, em termos de débito útil, é ligeiramente menor que o protocolo FCR.

4.3 Conclusão

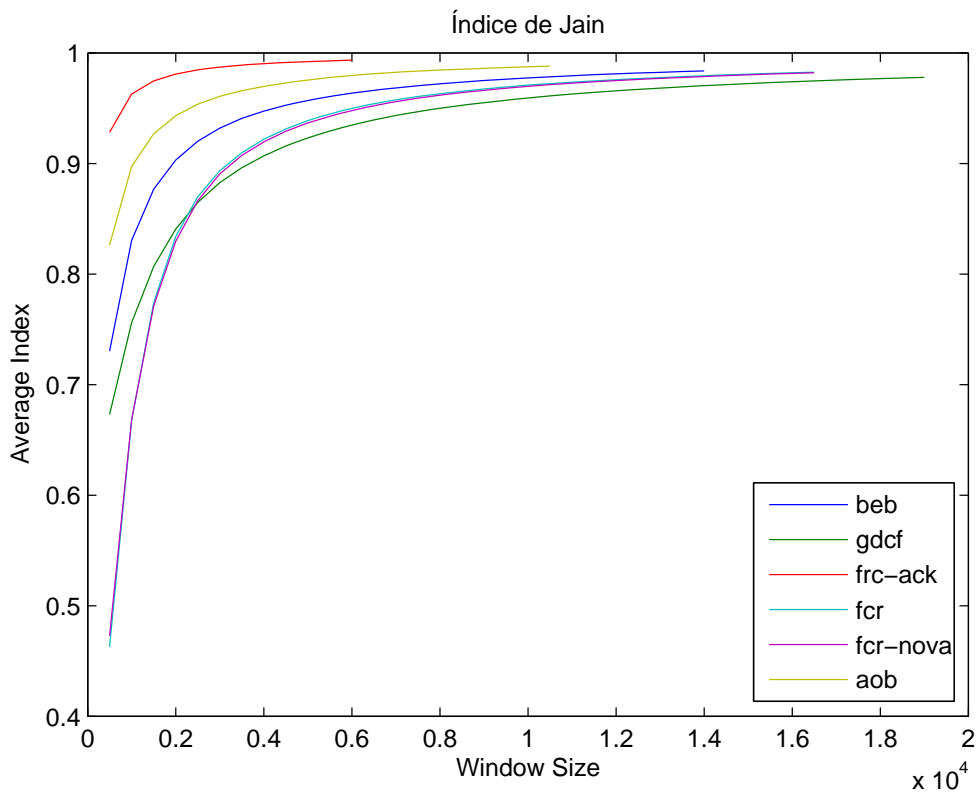
Neste capítulo é feita a validação do método de análise de heurísticas e a análise de desempenho do protocolo FCR-ACK.

Na secção da validação do método de análise de heurísticas, os resultados obtidos pelas funções de utilidade dos protocolos BEB, FCR e FCR-NOVA foram comparados com os resultados obtidos nas simulações. O protocolo FCR-ACK, não foi comparado devido à complexidade da sua modelação através do método de análise de heurísticas. Esta complexidade advém da necessidade de determinar as probabilidades de um nó receber uma trama com sucesso e, depois de concluído o envio da respectiva trama ACK, ter uma trama pronta para a transmissão.

Através da comparação dos resultados obtidos, verificou-se que, nos resultados das simulações, os débitos úteis dos protocolos BEB, FCR e FCR-NOVA demonstraram a mesma tendência do débito útil, caracterizado formalmente através das funções de utilidade para cada protocolo. Assim, com esta tendência é confirmada a validade do método de análise de heurísticas, apresentado no capítulo 3. Nestes resultados, foi também confirmada a superioridade dos protocolos testados baseados em heurísticas (FCR-NOVA,



(a)



(b)

Figura 4.10: Índice de Jain com janela deslizante de tamanho 500 (longo prazo) para: (a) baixa carga no meio; (b) alta carga no meio.

FCR) em relação aos protocolos testados baseados em otimizações (AOB).

Por fim, foi feita a análise de desempenho do protocolo FCR-ACK. Nesta análise foram estudados os resultados de débito, débito útil, probabilidade de colisão, probabilidade de *drop* e de justiça de acesso ao meio dos protocolos mencionados no capítulo 2. No estudo verificou-se que o débito útil do protocolo FCR-ACK é ligeiramente menor que o débito útil do FCR. Em termos de justiça de acesso ao meio, o FCR-ACK é protocolo com a maior justiça de acesso de todos os protocolos analisados. Assim, o protocolo FCR-ACK exhibe o melhor compromisso entre o débito útil e a justiça de acesso ao meio em relação aos restantes protocolos.

Capítulo 5

Conclusões

5.1 Considerações Finais

Neste trabalho é proposta a utilização de funções de utilidade de acesso ao meio para caracterizar o débito útil dos protocolos de acesso baseados em heurísticas. A caracterização do débito útil é obtida através da função de utilidade de acesso do protocolo. Esta função indica o ganho que um nó poderá ter, dependendo da probabilidade de acesso ao meio de cada nó e, da probabilidade de o meio estar livre no instante que o nó pretende transmitir. Os resultados das funções de utilidade apresentados no capítulo 3 são validados através das simulações no ns-2. Os resultados dessas simulações encontram-se no capítulo 4 para os protocolos BEB, FCR e para o protocolo FCR-NOVA, proposto neste trabalho. Os resultados do débito útil obtidos para estes três protocolos evidenciam a mesma tendência demonstrada nos resultados obtidos pela função de utilidade de cada um. Nas simulações, o protocolo FCR-NOVA exibe um débito útil semelhante ao FCR, e o protocolo BEB exibe o pior débito dos três protocolos. Estes resultados confirmam o que foi observado nas funções de utilidade dos protocolos BEB, FCR-NOVA e do FCR. Assim, é possível concluir que o método apresentado neste trabalho caracteriza com sucesso o comportamento do débito útil dos protocolos baseados em heurísticas, permitindo assim obter formalmente o desempenho do protocolo analisado e, compará-lo com outros protocolos.

Durante a análise dos resultados obtidos nas simulações realizadas no ns-2, foi ainda possível confirmar a superioridade dos protocolos baseados em heurísticas, relativamente aos protocolos baseados em otimizações, tal como descrito no capítulo 3.

Neste trabalho, para além do protocolo FCR-NOVA utilizado para a validação do método de análise de heurísticas, é proposto outro protocolo derivado do protocolo FCR. Tal como foi verificado no capítulo 4, o protocolo FCR exhibe um elevado débito útil mas uma justiça de acesso ao meio muito baixa. O protocolo FCR-ACK foi desenhado para ter uma boa justiça de acesso ao meio e, ficando um pouco áquem do FCR em termos de débito útil. Nos resultados obtidos através das simulações realizadas no capítulo 4, observou-se a superioridade do protocolo FCR-ACK, no compromisso entre o débito útil e a justiça de acesso ao meio. O protocolo FCR-ACK resolve o problema da falta de justiça de acesso ao meio do protocolo FCR, sem a necessidade de um esquema de justiça de acesso baseado em relógios lógicos, proposto pelos autores do protocolo FCR. Tal esquema exigia uma entidade central, o que destruía a natureza distribuída do protocolo. No protocolo FCR-ACK, o débito útil é ligeiramente menor do que o débito útil dos protocolos FCR-NOVA e FCR mas, mesmo assim, é superior ao protocolo BEB, utilizado na norma IEEE 802.11. O protocolo FCR-ACK, apesar de apresentar uma pequena degradação do débito relativamente ao FCR, apresenta valores de justiça de acesso ao meio superiores a todos os protocolos analisados. Esta superioridade mostra que o protocolo FCR-ACK distribui o acesso por todos os nós, sem aumentar a probabilidade de colisão. Em termos de complexidade, as alterações realizadas no protocolo FCR necessárias para a implementação do protocolo FCR-ACK foram mínimas, não acrescentando assim nenhuma complexidade ao protocolo que o originou (FCR).

5.2 Trabalho Futuro

Como foi possível observar no capítulo 3, a utilização de funções de utilidade apenas permite caracterizar indirectamente o débito do protocolo. Devido à impossibilidade de análise da justiça de acesso ao meio com a utilização de funções de utilidade, é desejável no futuro encontrar outros métodos que permitam caracterizar numericamente o seu valor. A utilização da teoria de jogos nestes novos métodos, de forma a analisar a justiça de acesso, será tema de investigação em trabalhos futuros.

Tal como foi referido nesta conclusão, o protocolo FCR-ACK, devido às suas características de funcionamento, torna a sua modelação complexa. Devido à sua complexidade

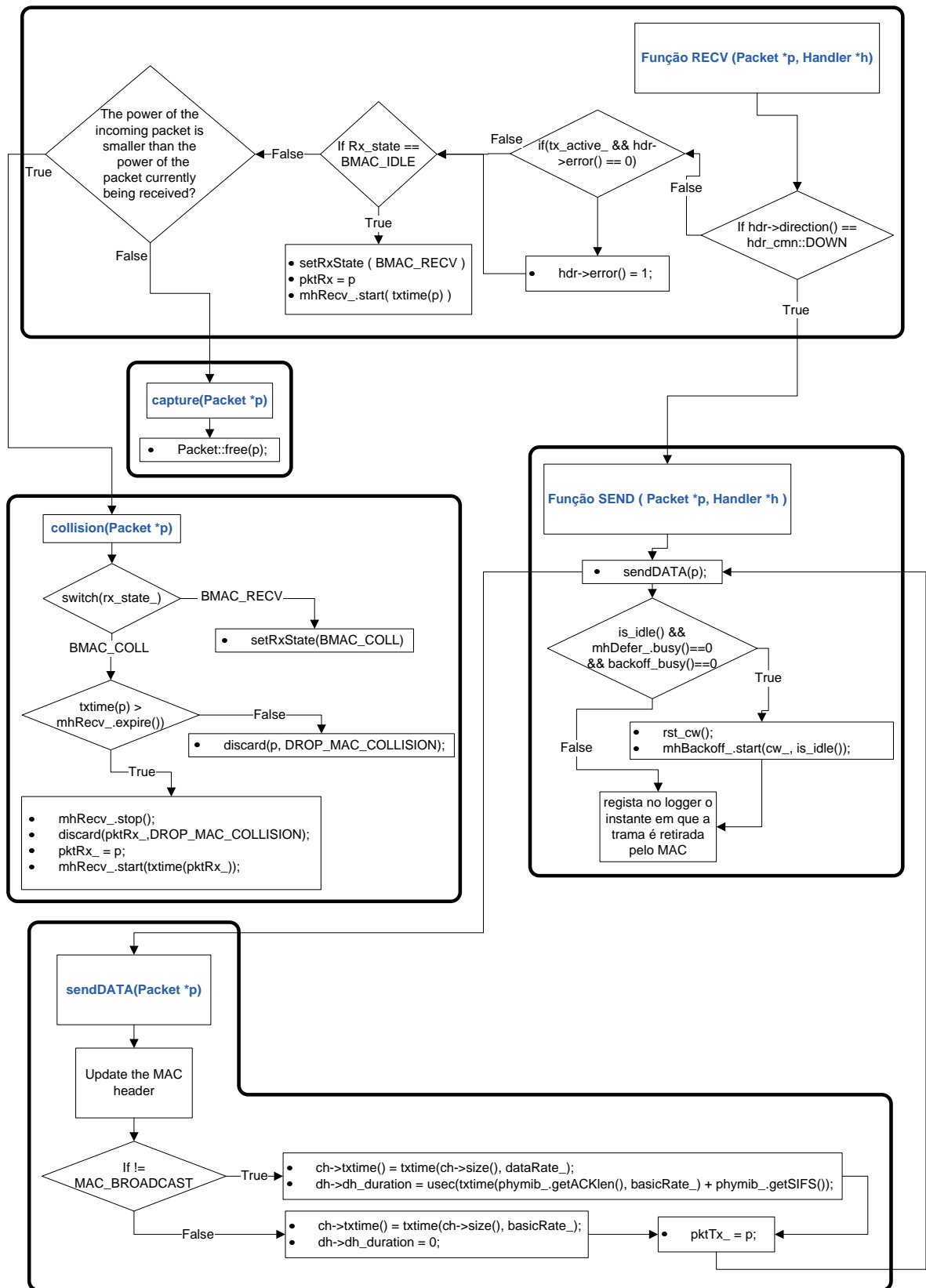
e a restrições temporais na elaboração do presente trabalho, não foi possível o estudar protocolo FCR-ACK com o método das funções de utilidade. Por essa razão, propõe-se como trabalho futuro a modelação do protocolo FCR-ACK através do método de análise de heurísticas aqui apresentado.

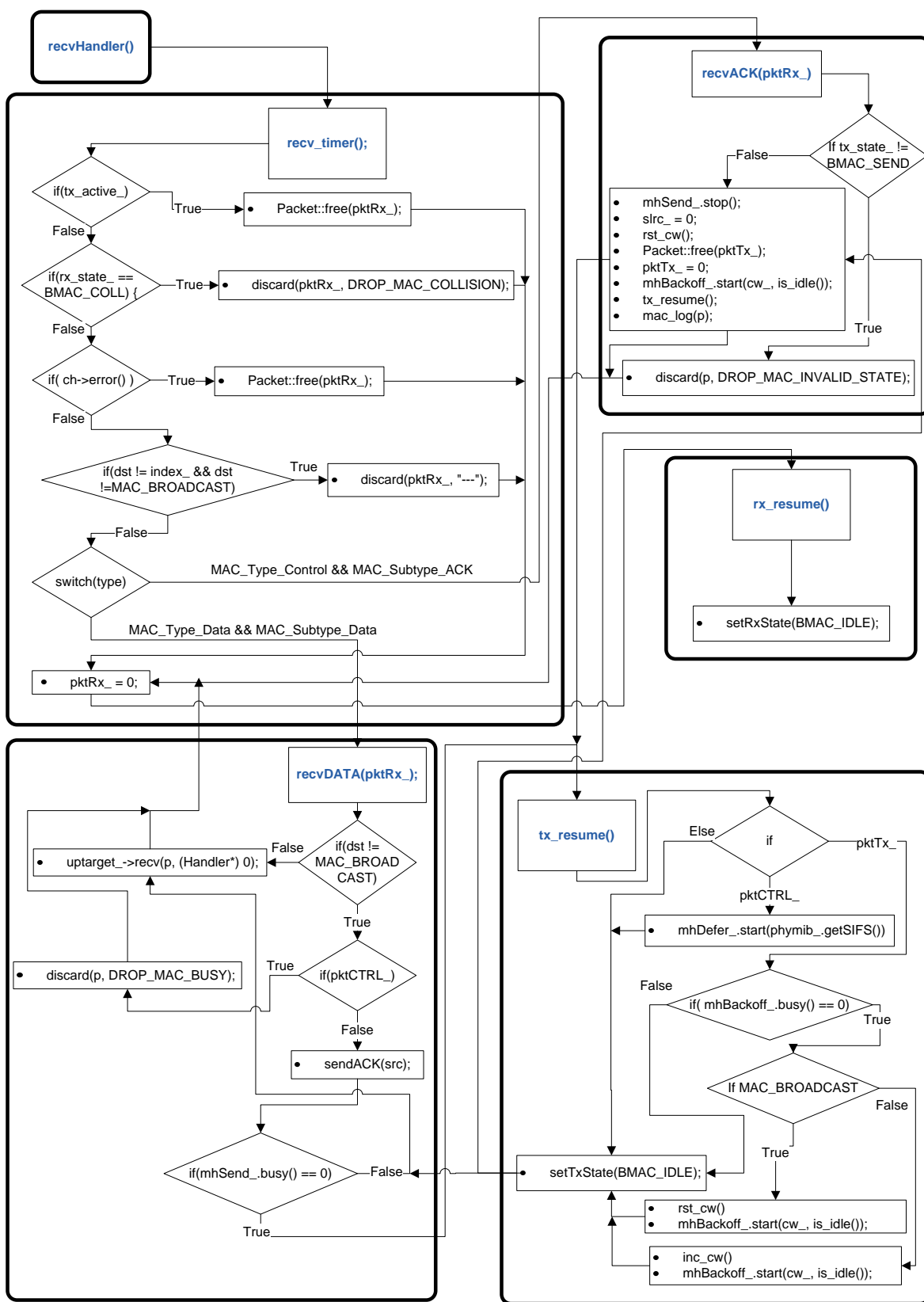
Anexos

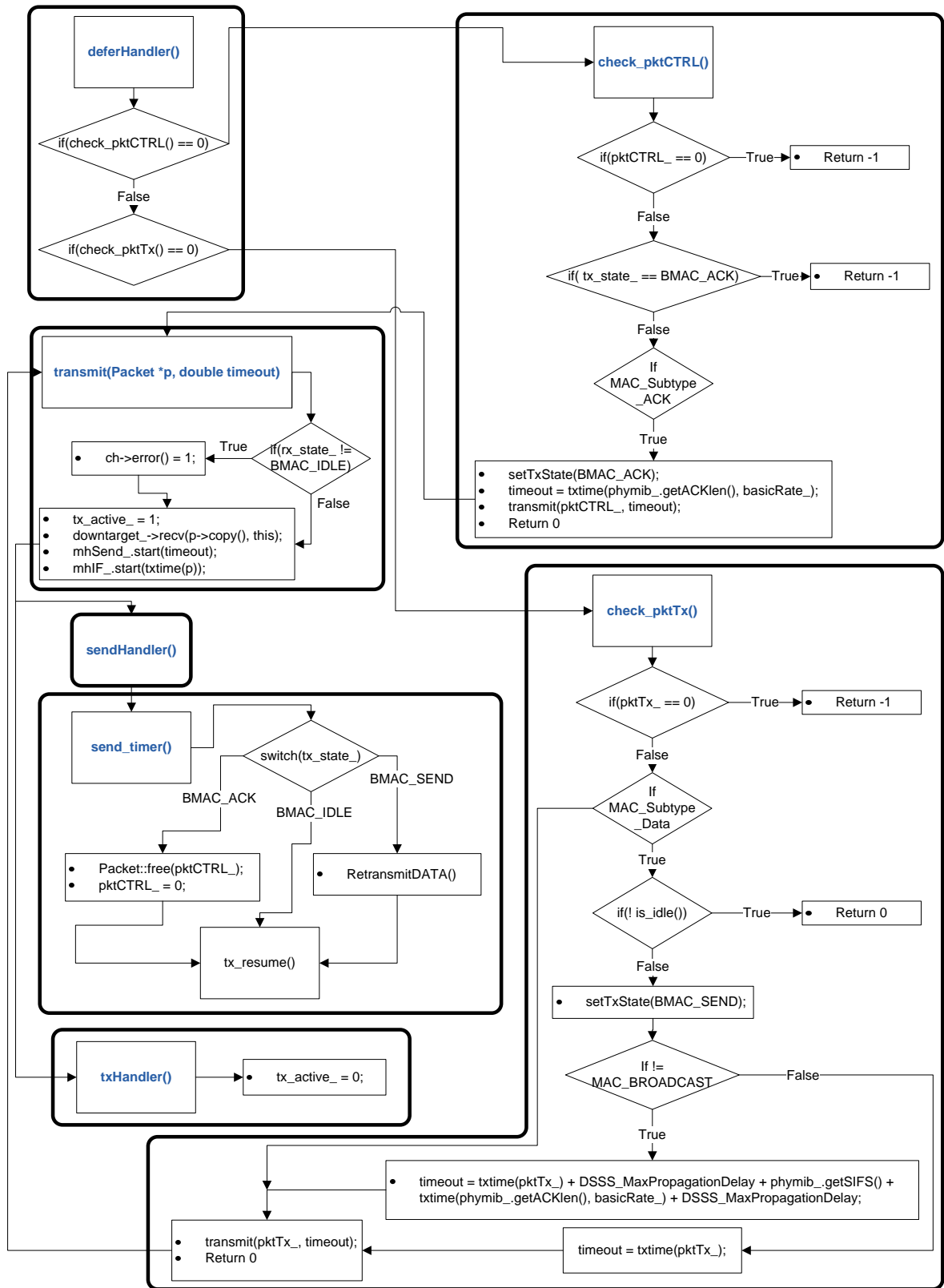
Apêndice A

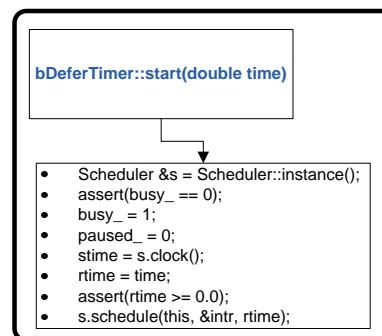
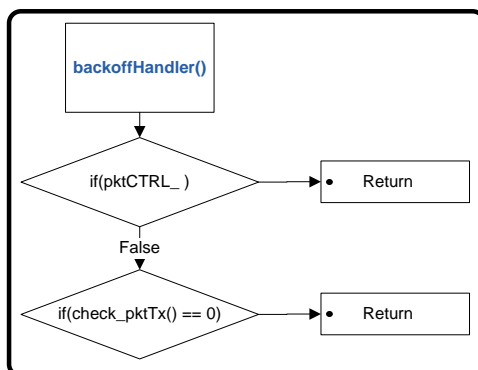
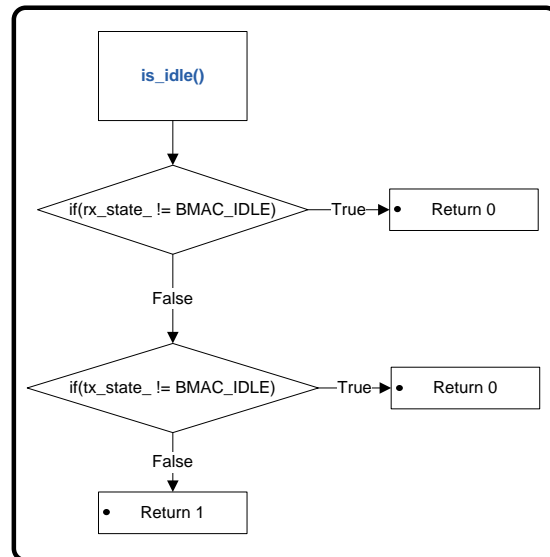
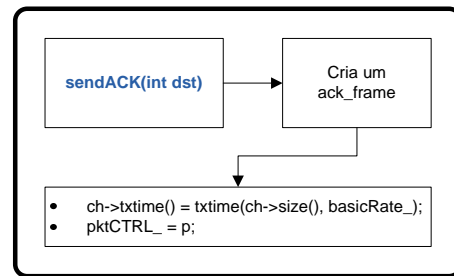
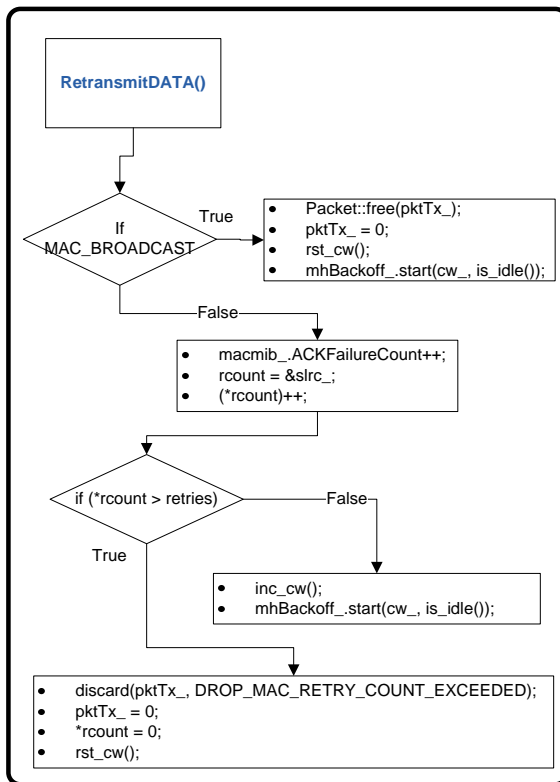
Protocolo BEB existente no Ns-2

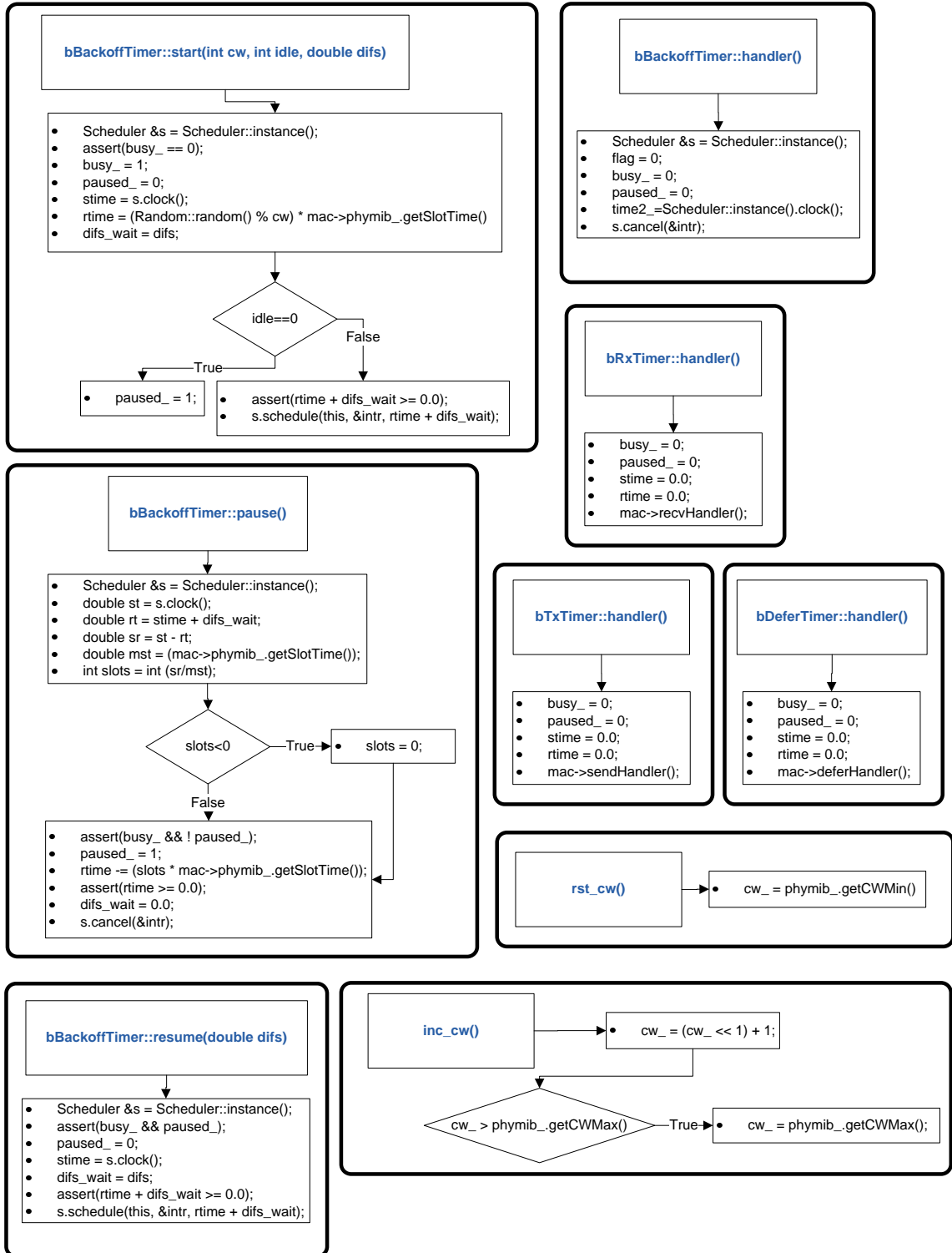
Este protocolo se encontra implementado no simulador ns-2 visto se tratar da norma 802.11. Todos protocolos estudados neste trabalho foram implementados através da modificação do código deste protocolo. A estrutura do protocolo BEB encontra-se representada a seguir.











Apêndice B

Implementação do protocolo GDCF no Ns-2

O esquema da implementação do protocolo GDCF no simulador ns-2 é representado a seguir. No capítulo 2, foi descrito o protocolo GDCF. Este protocolo, em comparação com a norma IEEE 802.11, utiliza um contador de tramas transmitidas consecutivamente com sucesso. Este contador, ao atingir um valor c , indica que houve c transmissões consecutivas com sucesso. O protocolo GDCF utiliza este contador para decrementar a janela de contenção. Caso o valor do contador seja menor que c , a janela de contenção é mantida para a próxima transmissão. Assim, com este contador, o GDCF é "gentil" ao decrementar a janela depois de uma transmissão com sucesso, visto que na norma IEEE 802.11, no final de cada transmissão com sucesso, a janela de contenção é iniciada com o valor mínimo da janela.

Este contador está implementado na função *recvACK()*. Esta função é chamada pela função *recv_timer* após um pacote ACK ter sido recebido, indicando que a transmissão de dados foi bem sucedida. Esta função, em primeiro lugar, verifica se o MAC acabou de enviar uma trama de dados através do estado da transmissão (*tx_state == MAC_SEND*) e descarta a confirmação se ele não o fez. O MAC sabe agora que transmitiu com sucesso a trama de dados e, por isso, altera o valor da variável *pktTX_* para 0 e o temporizador *Send* é cancelado. Com a confirmação do sucesso da transmissão, o MAC reinicia o contador do número de retransmissões, altera o valor da janela de contenção para o valor mínimo e

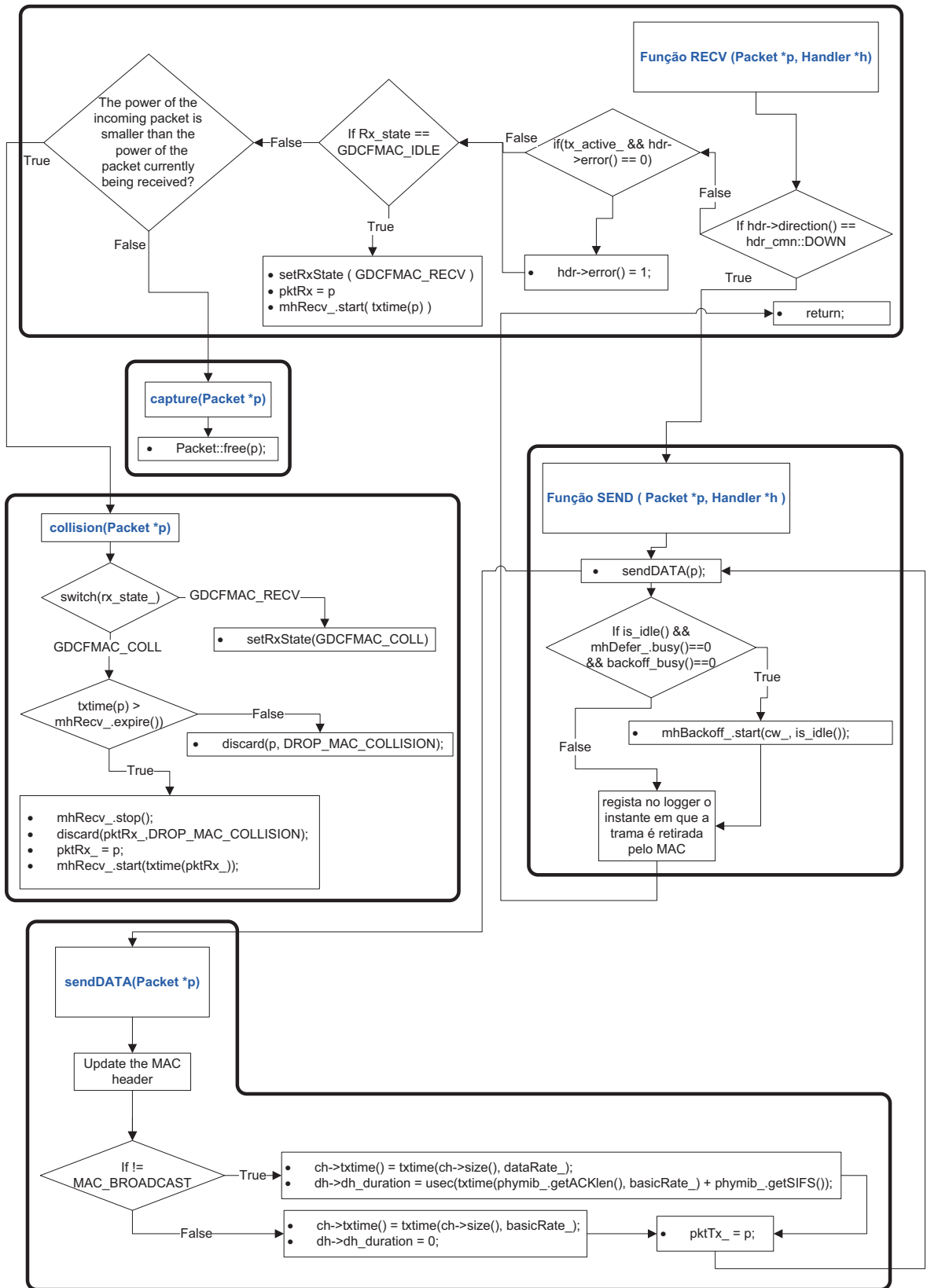
inicia um novo período de contenção de forma que o nó não aceda ao canal imediatamente.

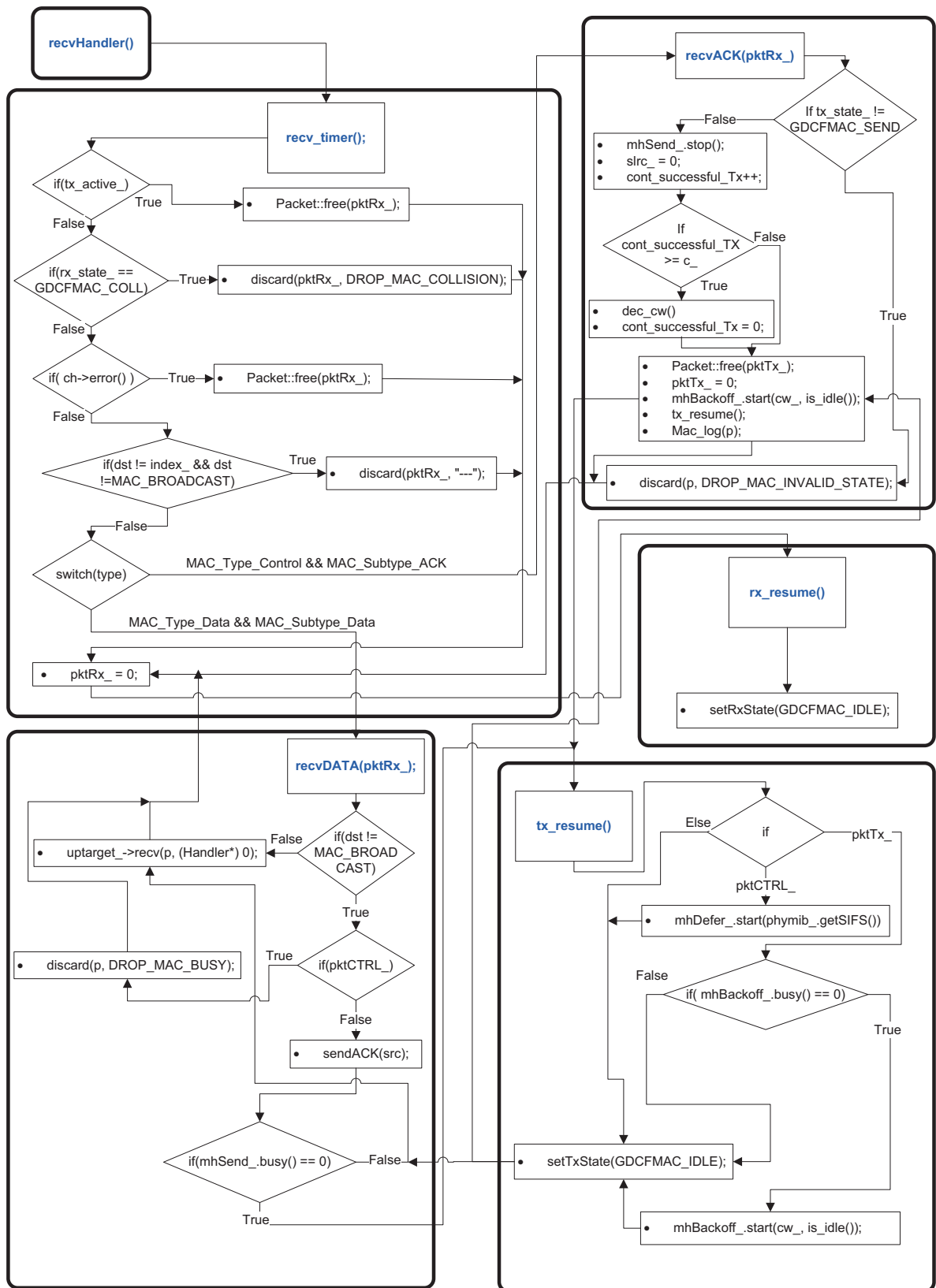
O contador *cont_successful_TX*, implementado na função *recvACK()*, é incrementado quando o estado *tx_state* é do tipo *MAC_SEND*. De seguida, é verificado se o contador igualou o valor *c*. Caso seja igualado, a janela de contenção é decrementada com a função *dec_cw()*, que decrementa a janela de contenção para metade do seu valor, tal como indica a equação (2.4). Por fim, o contador *cont_successful_TX* é iniciado com o valor 0. Caso o valor do contador seja menor que *c*, então a janela de contenção é mantida. Após isto, é chamada a função *gdcfBackoffTimer :: start()*. Esta função tem como objectivo escolher um período de contenção e iniciar o temporizador entre $[0 \dots CW]$, onde *CW* é a janela de contenção.

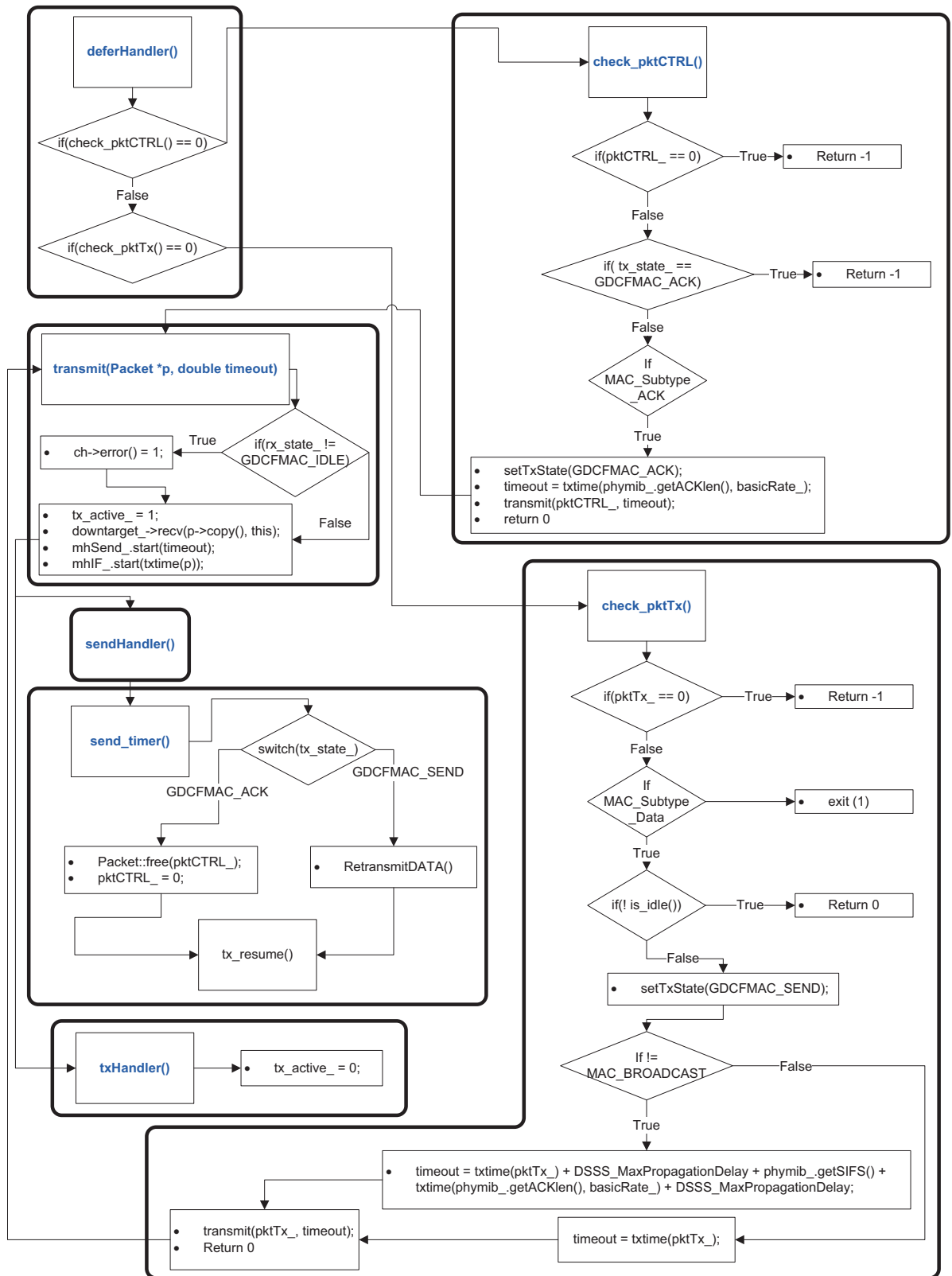
Quando ocorre uma colisão, a função *RetransmitDATA()* é iniciada. Esta função é chamada quando um ACK não é recebido em resposta a um pacote de dados previamente enviado. Visto que existe um número máximo de retransmissões para uma trama, nesta função existe um contador *rcount* que é incrementado sempre que a mesma trama sofre um colisão. Quando o valor do contador *rcount* é menor que o número máximo de retransmissões, é incrementada a janela de contenção com a função *inc_cw()*. Esta função incrementa a janela de contenção, utilizando a equação (2.3). Após incrementar a janela de contenção, é iniciado um novo período através da função *gdcfBackoffTimer :: start()*, explicada atrás. Quando o contador *rcount* iguala o número máximo de retransmissões, a trama é descartada e o contador *rcount* é iniciado a 0.

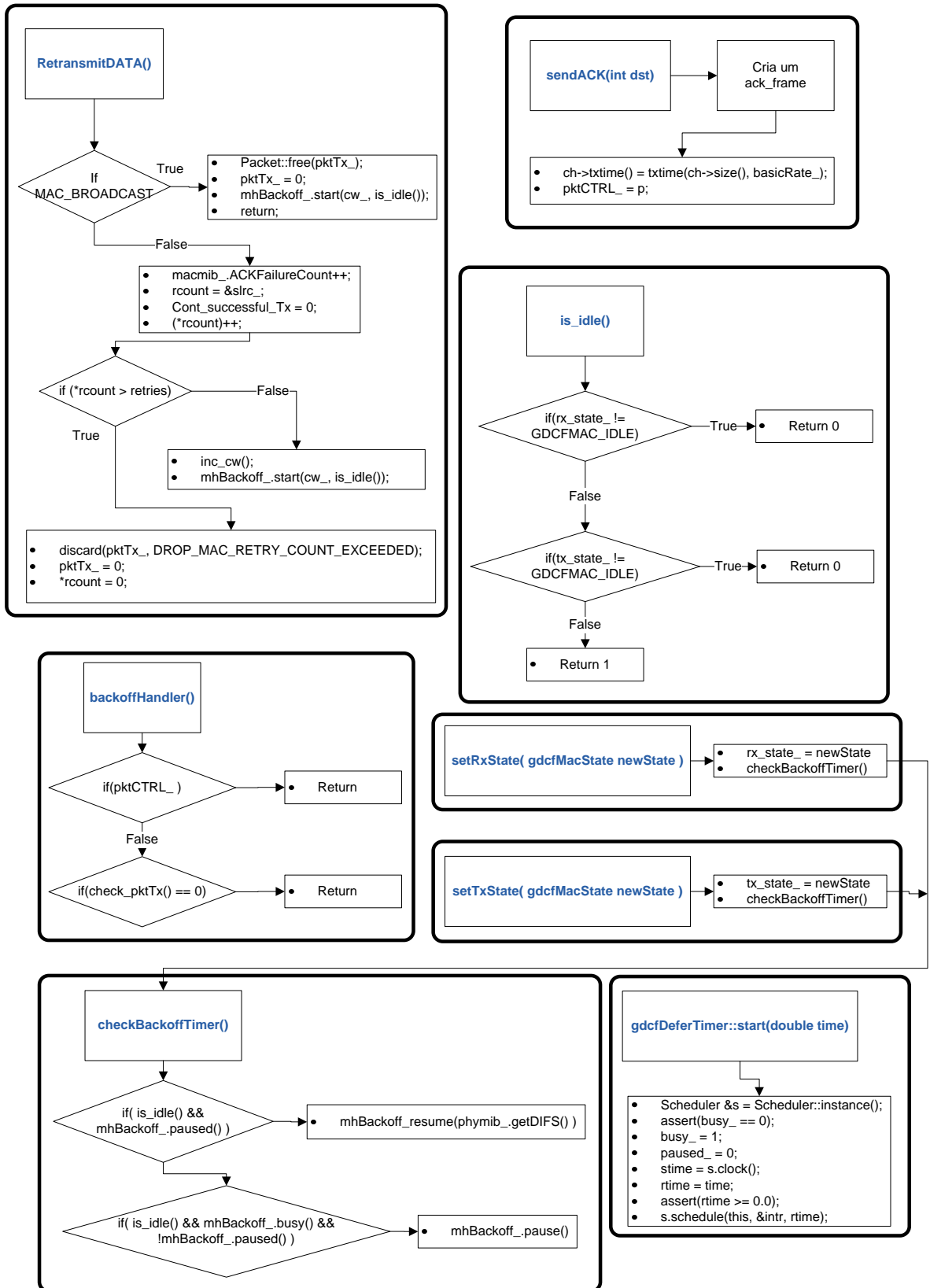
Como foi explicado anteriormente, o contador *cont_successful_TX* indica o número de transmissões consecutivas com sucesso. Logo, caso haja uma colisão, é necessário iniciar o contador *cont_successful_TX* a 0. Esta inicialização é feita na função *RetransmitDATA()* pois, como já foi explicado atrás, é sempre chamada na existência de colisões.

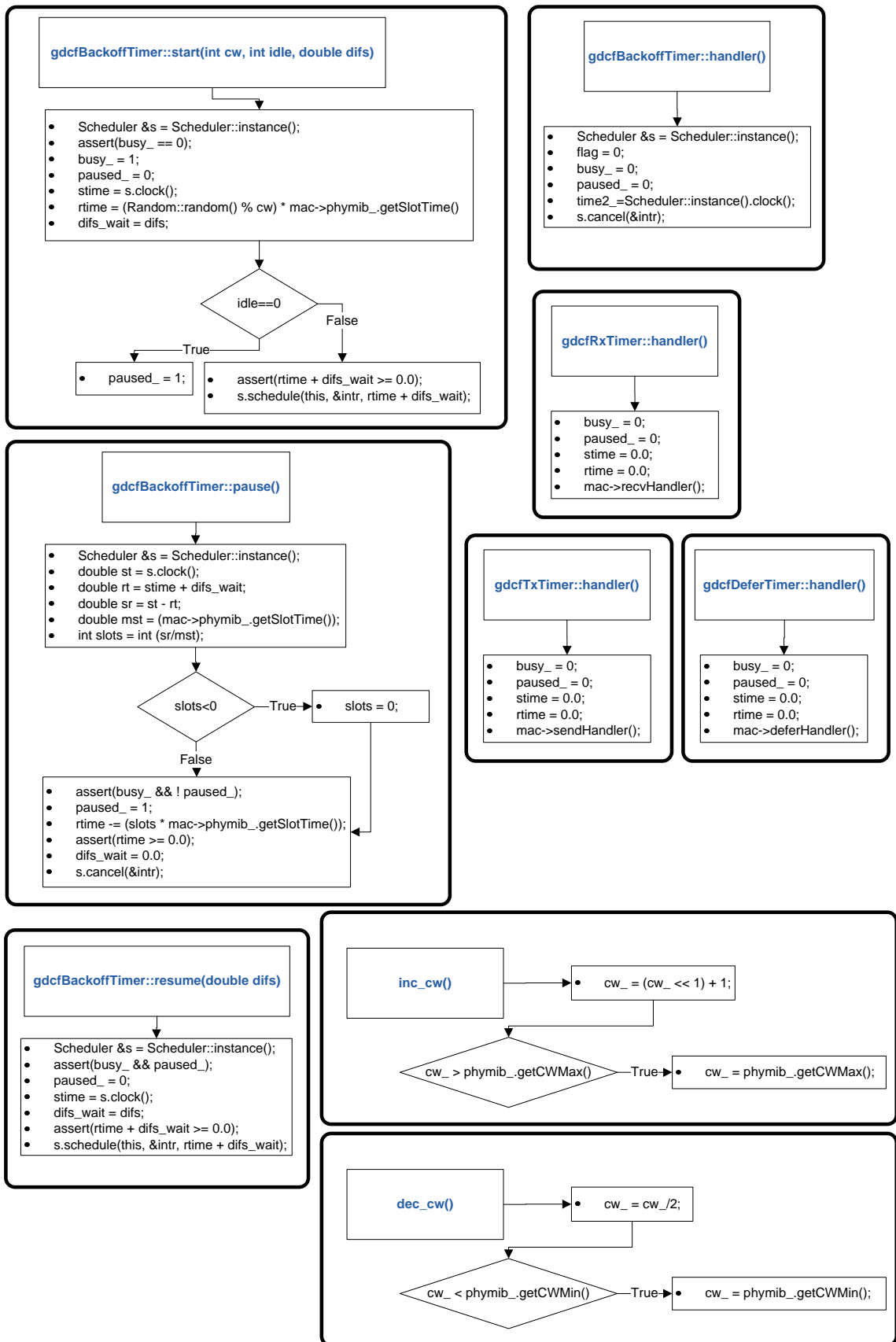
Com esta configuração, a próxima tentativa de transmissão é tratada pela função *SEND()*. Nesta função é iniciado um novo período de contenção, através de *gdcfBackoffTimer :: start()*, com o valor da janela de contenção da última transmissão ou, com a janela incrementada caso haja uma colisão ou, por fim, com o valor da janela decrementado, caso tenham ocorrido 8 transmissões consecutivas com sucesso.











Apêndice C

Implementação do protocolo AOB no Ns-2

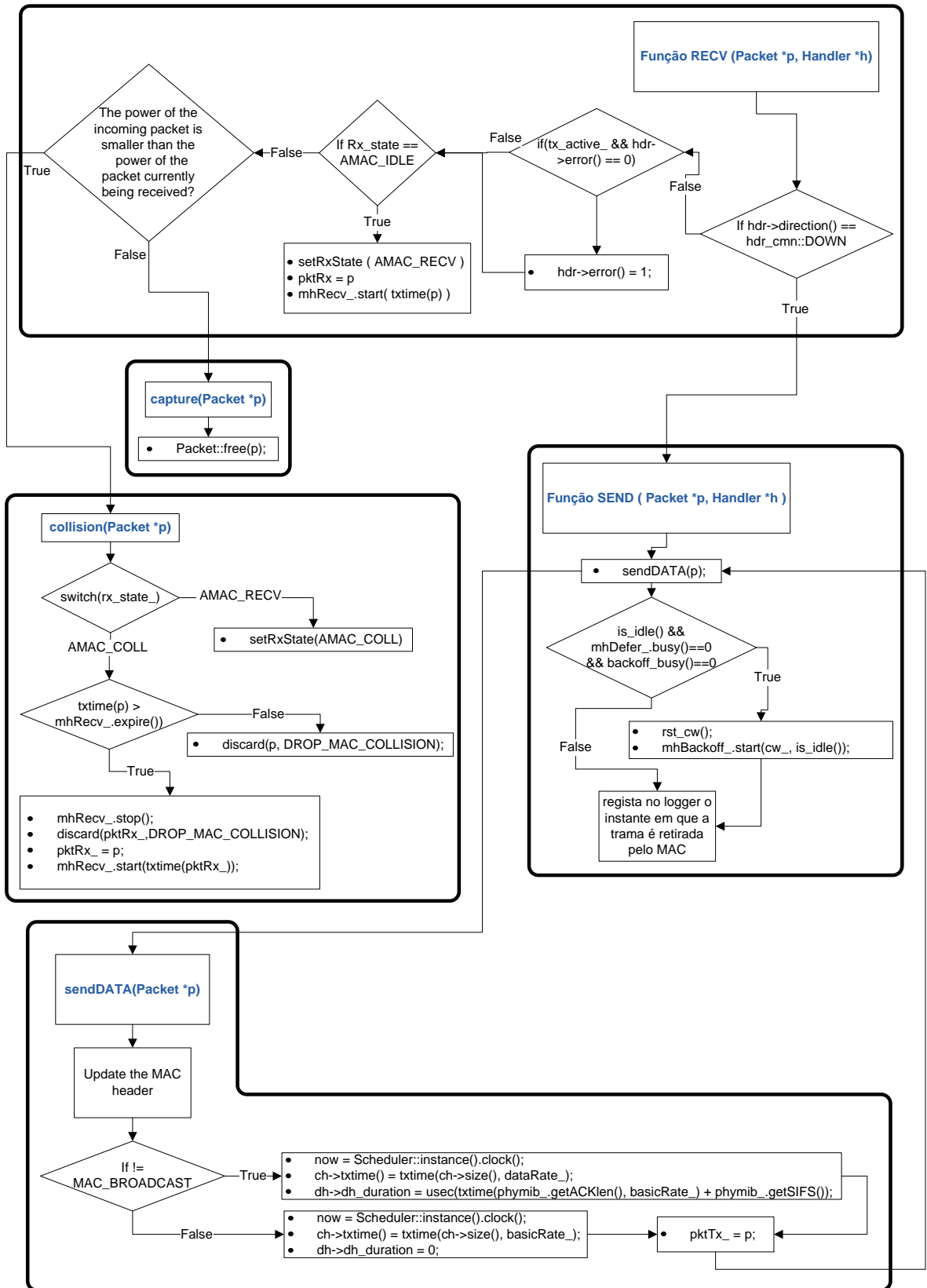
O esquema da estrutura do protocolo AOB implementada no simulador ns-2 é observado a seguir. Como foi analisado no capítulo 2, na secção 2.5, este protocolo utiliza duas métricas de estimação do nível de contenção do meio: a taxa de utilização dos *slots* S_U e o tamanho médio das tramas q . Nestas duas métricas são necessários quatro valores que são obtidos com a observação do meio. Estes são:

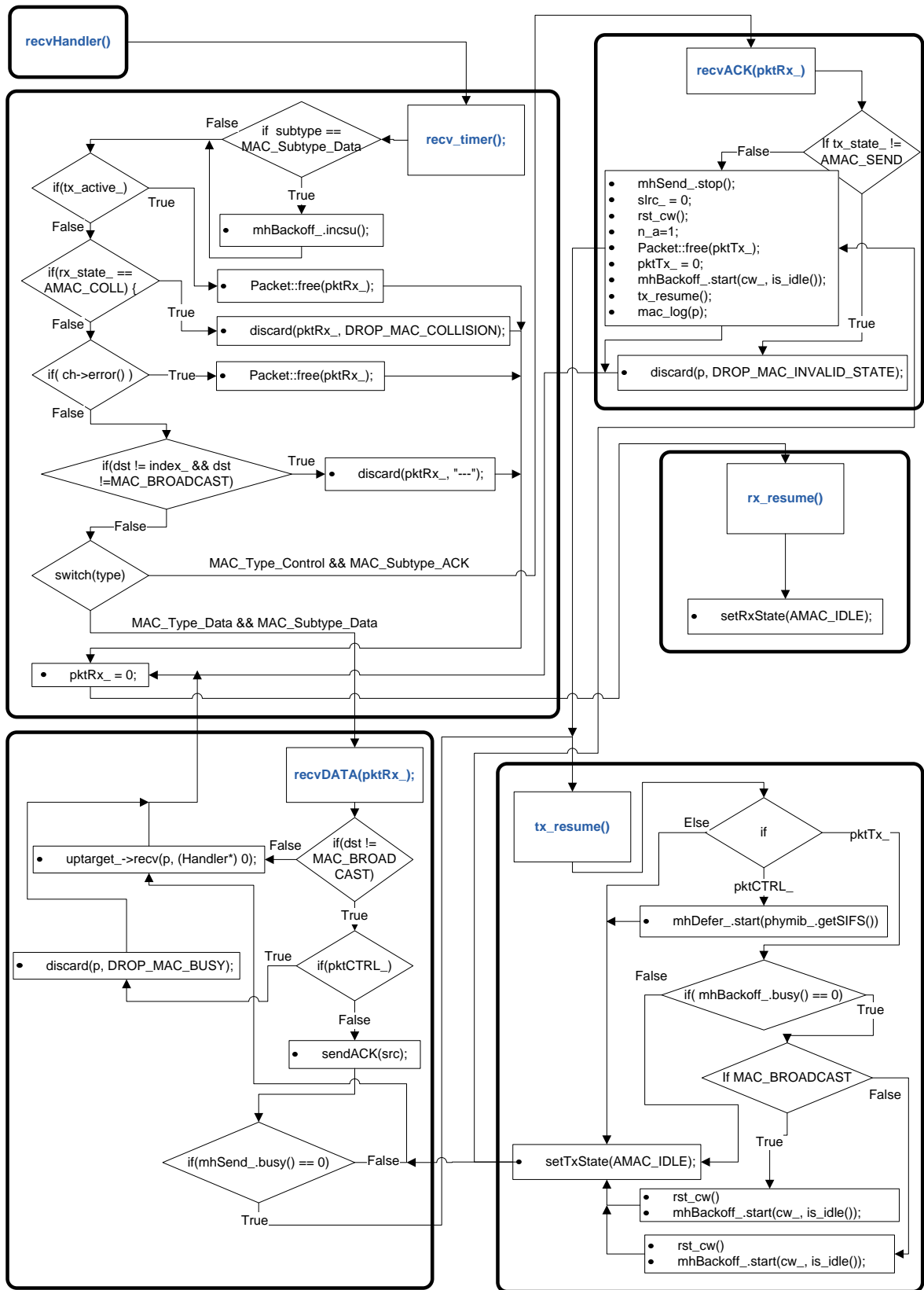
- *Clock* - Este parâmetro, apenas utilizado para o cálculo do FSE, é o tempo que demora o período de contenção a chegar a 0, instante após o qual o nó tem acesso ao meio. Este tempo inclui o tempo em que o nó esteve em pausa, devido ao meio estar ocupado. Para obter este valor, foi necessário saber o instante em que o período de contenção (BT) foi iniciado e o instante em que este termina. Para isso, foi guardado na função *aBackoffTimer :: start()* e na função *aBackoffTimer :: handler()* o instante temporal em que cada uma das funções foi chamada, através da função *Scheduler :: instance().clock()*. Por fim, na função *backoffHandler()*, para determinar o tempo que o período de contenção demorou, basta fazer a diferença $mhBackoff_time2() - mhBackoff_time1()$, onde *time2()* se refere ao instante em que o BT terminou e, *time1()* representa o instante em que BT foi inicializado.
- *Num_tr* - Este parâmetro, utilizado em vários cálculos, representa o número total de transmissões observadas durante o período de contenção (*Slot utilization*). Foi

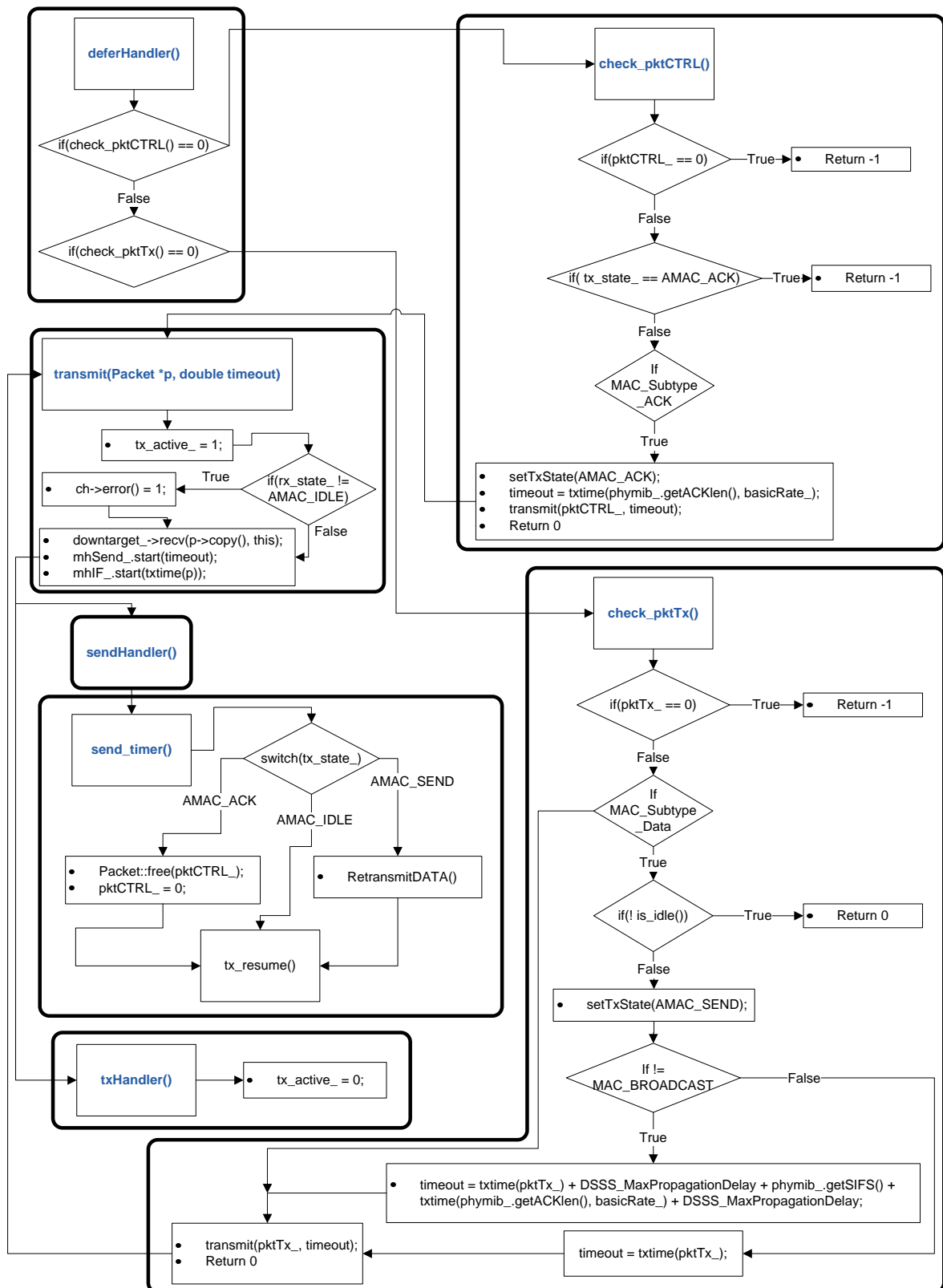
utilizada a função *recv_timer* para obter este parâmetro. A função *recv_timer* é chamada quando o nó recebe uma trama do meio. É nesta função que as tramas são analisadas e, as que não são endereçadas para este nó, são descartadas. Logo, foi invocada a função *mhBackoff_incsu()* que incrementa o contador de tramas observadas no meio. O valor de *su* é iniciado com o valor 0, sempre que é iniciado um novo período de contenção. O valor de *su* pode ser obtido com a função *mhBackoff_su()*.

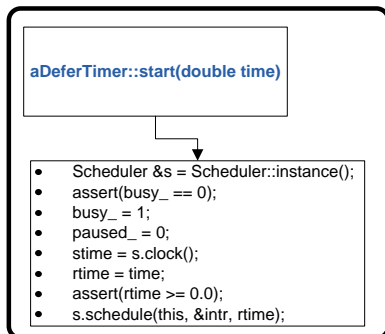
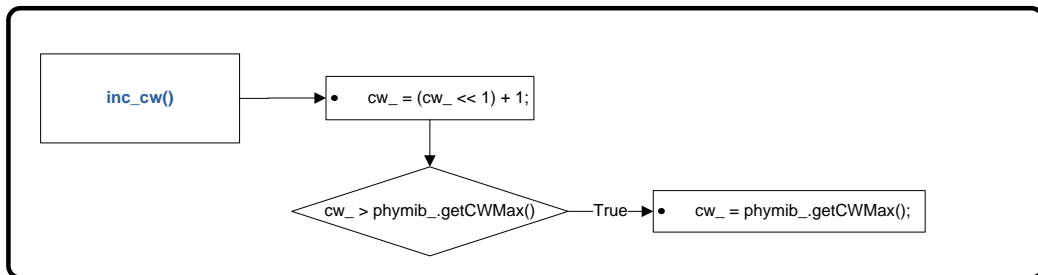
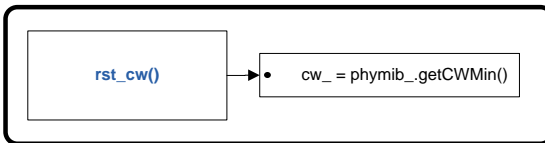
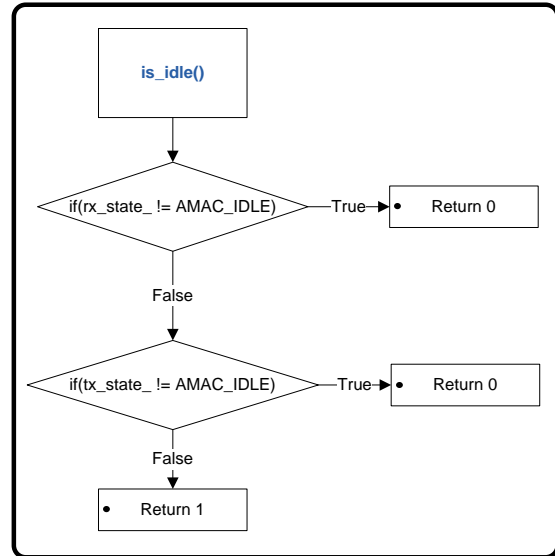
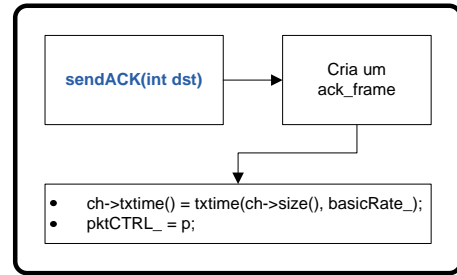
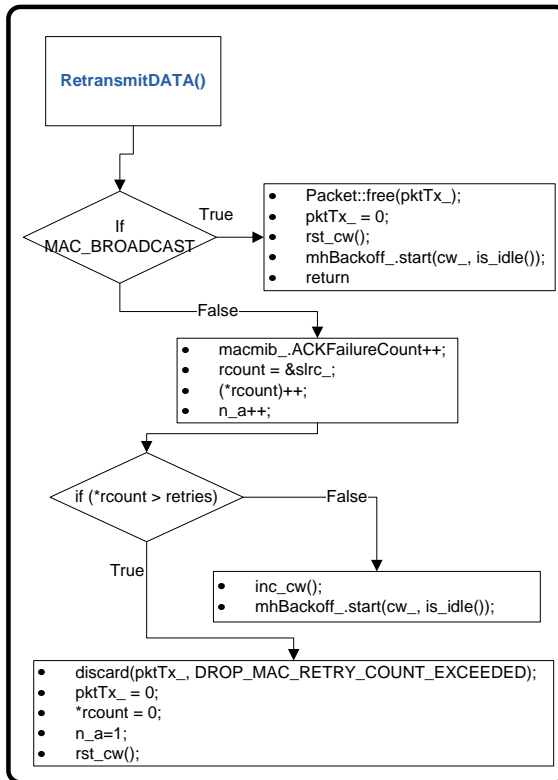
- *Init_Backoff* - Este parâmetro é o valor do período de contenção no tempo. Este valor representa o número de *slots* que foram escolhidos de forma aleatória para o período de contenção, que pode ser obtido, invocando a função *mhBackoff_numslots()*.
- *sum_num_tr* - Este parâmetro representa o número total de tramas observadas no meio desde a inicialização do MAC. Este valor nunca é perdido ao longo do funcionamento do MAC. Este parâmetro é simplesmente o somatório de todas as tramas observadas no meio. Como a função *mhBackoff_su()* devolve o número total de tramas observadas no meio durante um período de contenção, basta somar este número ao número de tramas observadas noutros períodos de contenção. Isso é feito na função *backoffHandler()*, com a seguinte instrução: *sum_num_tr += mhBackoff_su()*.

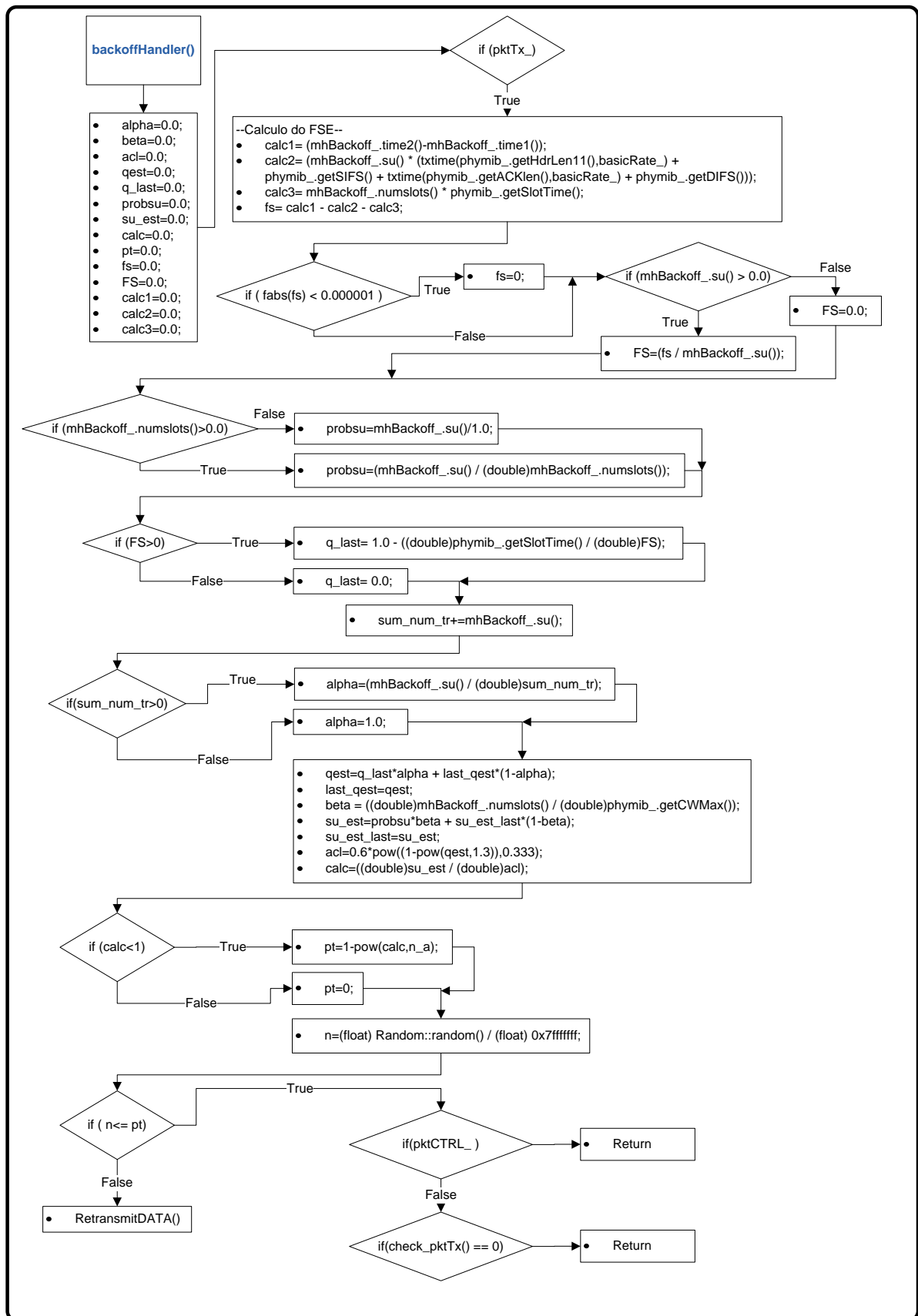
Os cálculos necessários para obter o nível de contenção do meio são realizados na função *backoffHandler()*. No final, é calculada a probabilidade de transmissão (*PT*). Para que a transmissão do nó seja controlada pela probabilidade de transmissão, é obtido um valor de forma aleatória (*n*) no intervalo $[0 \dots 1]$ (de acordo com uma distribuição uniforme) e, de seguida, compara-se o valor *PT* com o valor (*n*). Se o valor de *n* for menor ou igual que *PT* o nó inicia a o processo de transmissão com a invocação da função *check_pkTx()*. Caso contrário, o nó não inicia a sua transmissão, sendo invocada a função *RetransmitDATA()*, que irá agendar uma nova tentativa de transmissão. Logo, se o valor de *PT* for pequeno, a probabilidade de transmissão é baixa. Se o valor *PT* for alto, a probabilidade de transmissão também é alta.

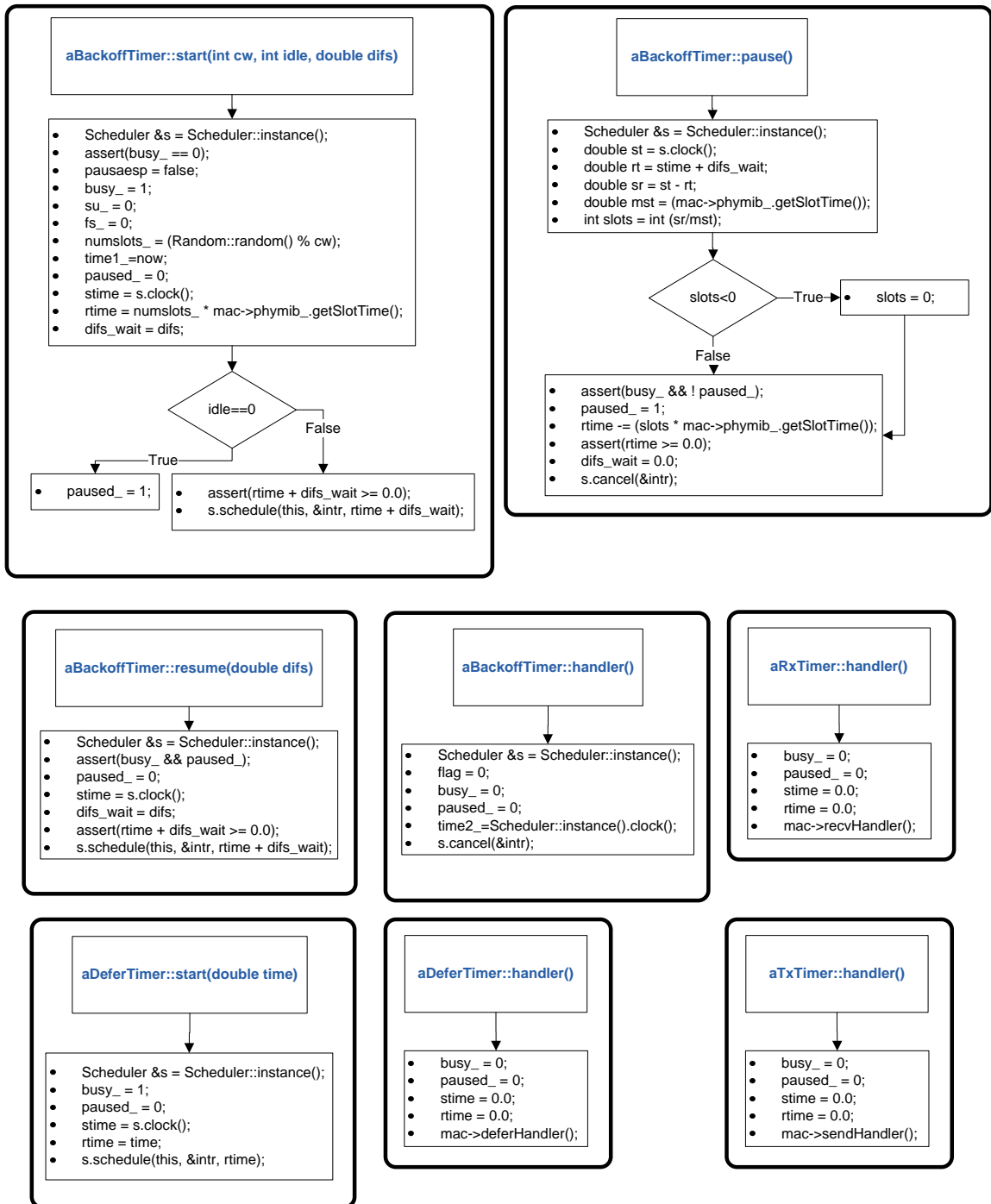












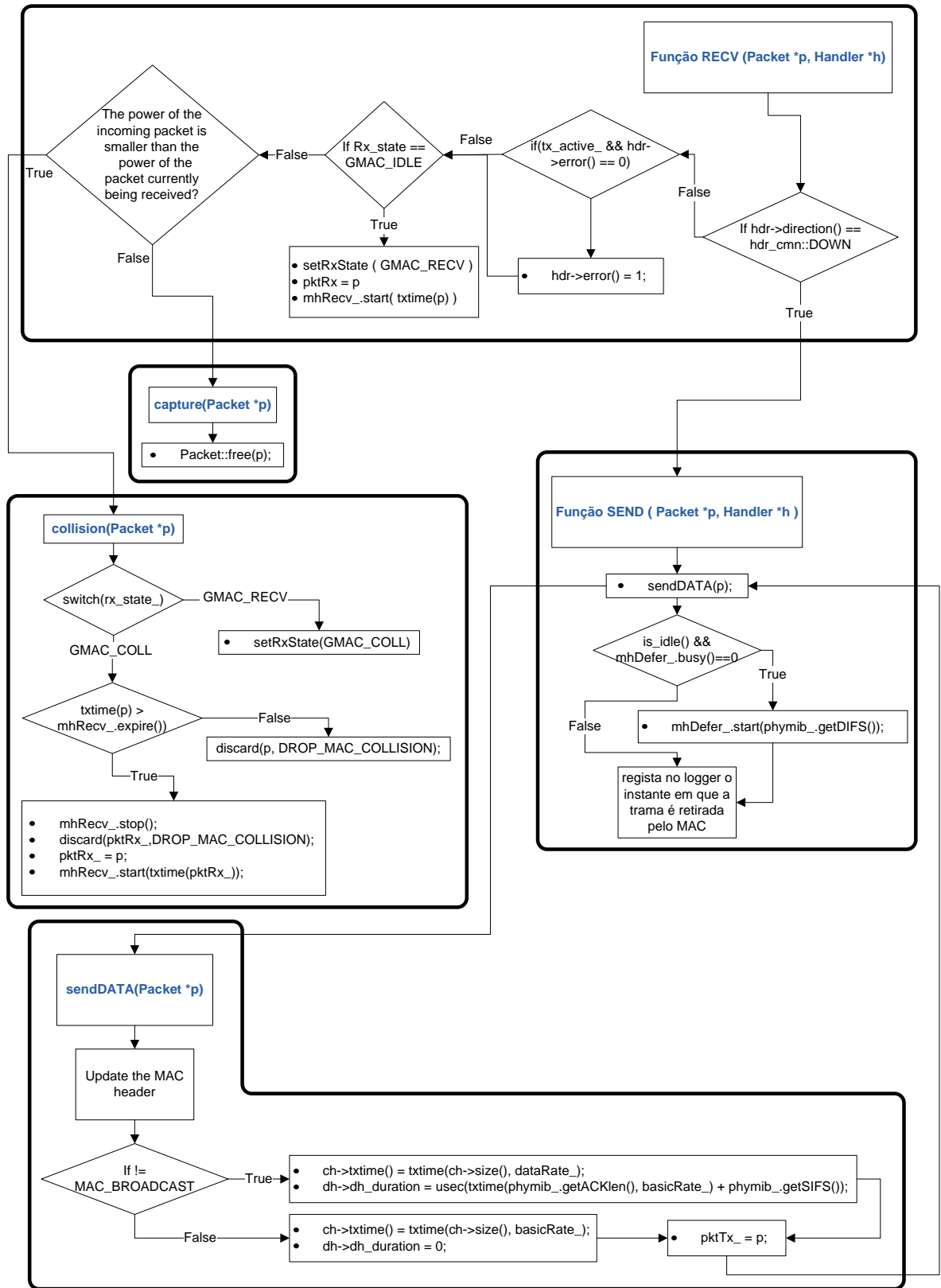
Apêndice D

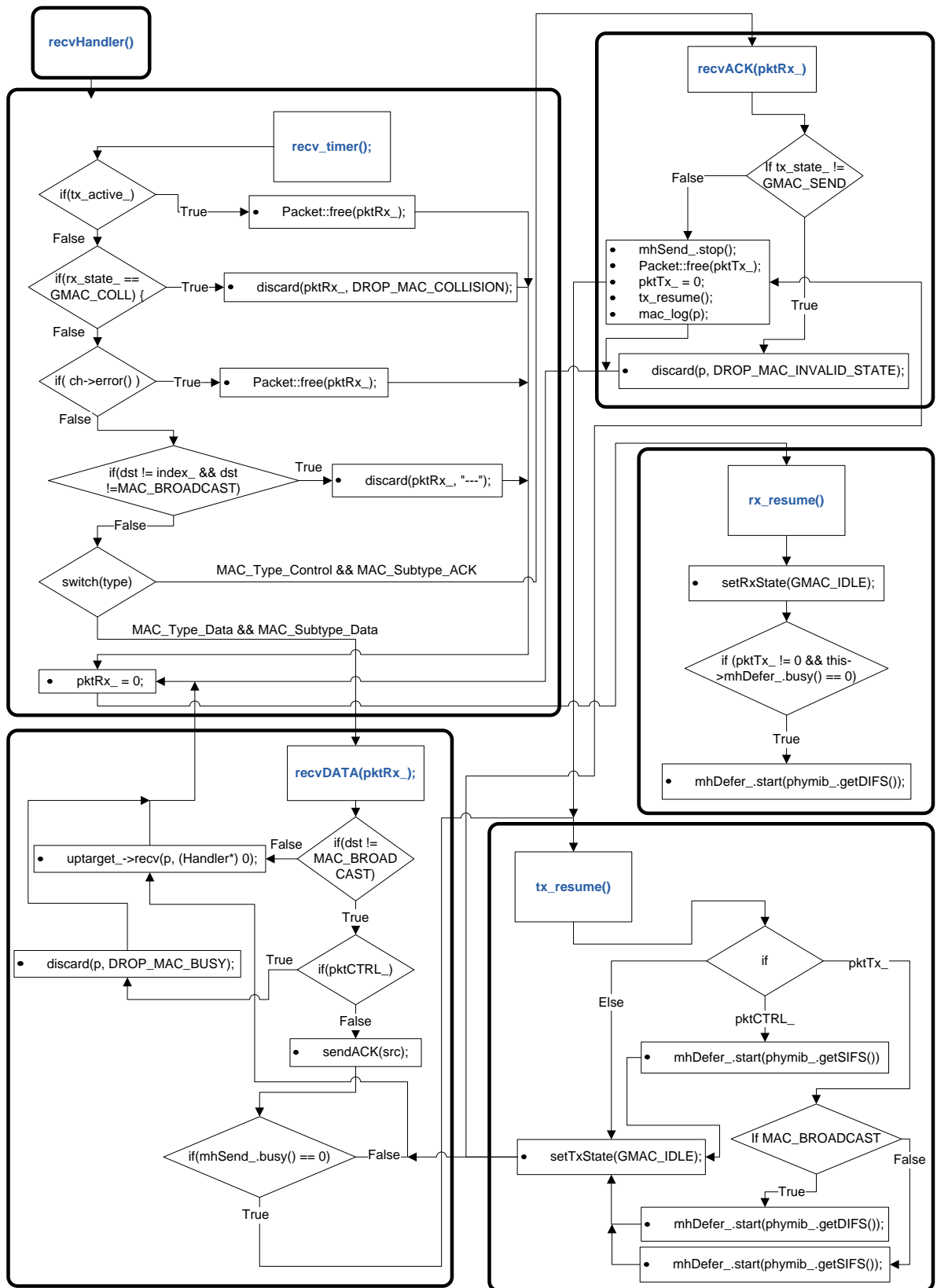
Implementação do protocolo GEN no Ns-2

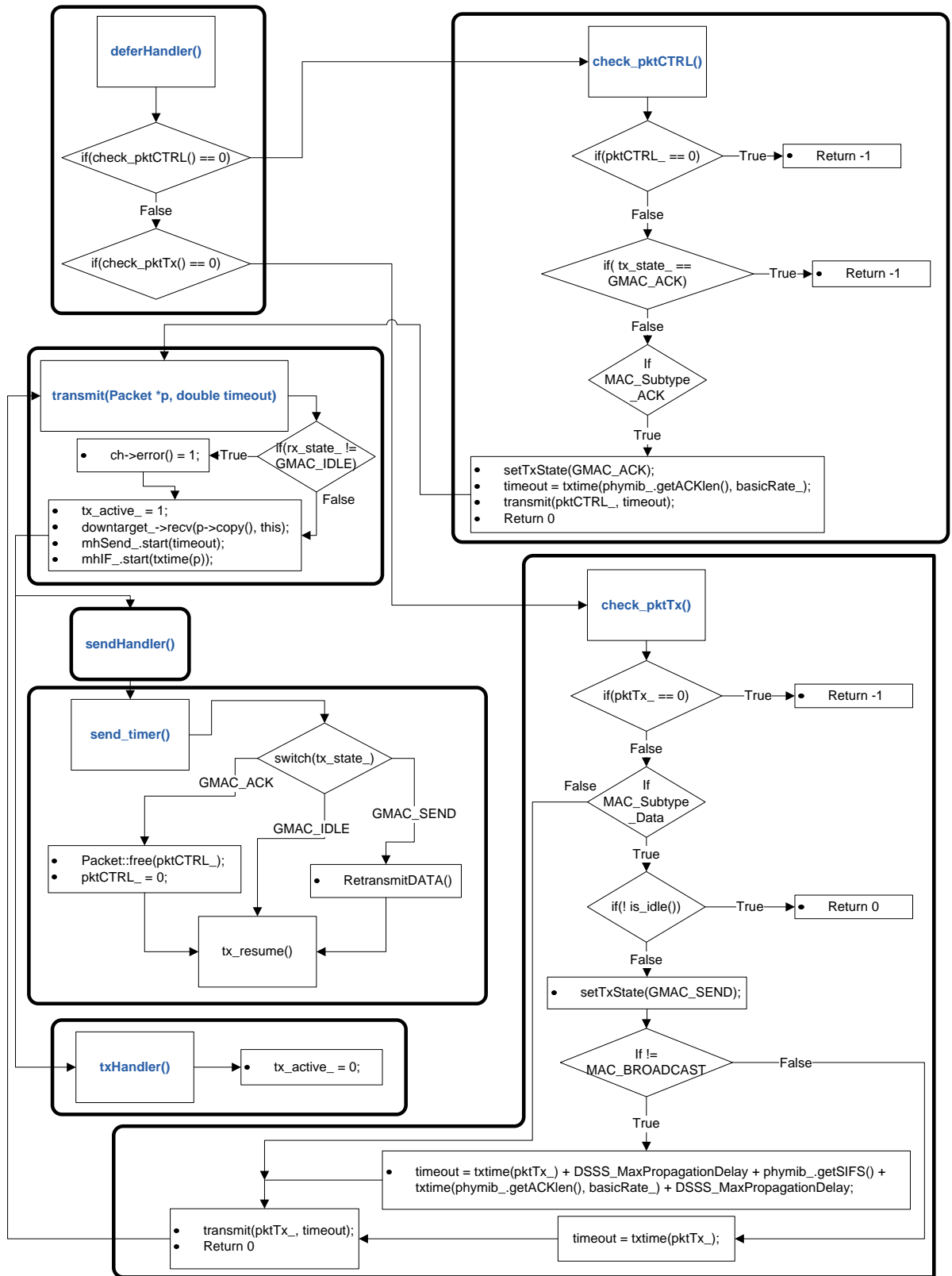
A característica do protocolo GEN consiste em aceder ao meio sempre que uma trama é gerada. De forma a cumprir esta característica, não é utilizado o temporizador *backoff*. Sem o temporizador *backoff*, o protocolo deixa de ter períodos de contenção e por essa razão o nó acede ao meio logo que a trama a transmitir é gerada.

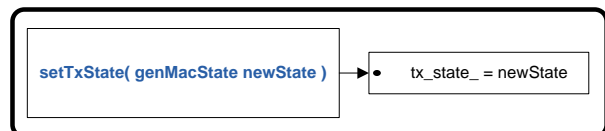
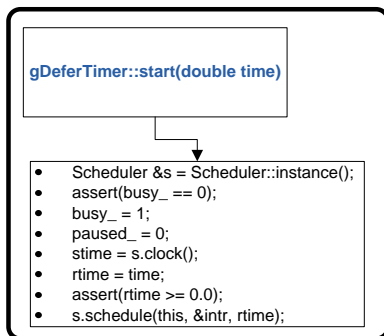
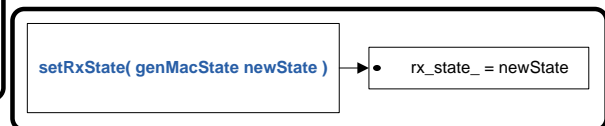
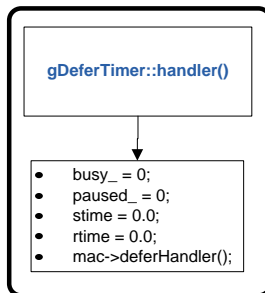
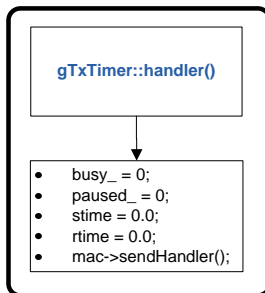
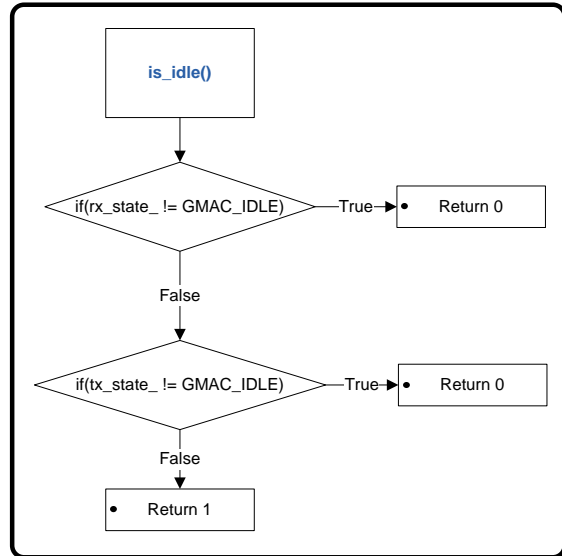
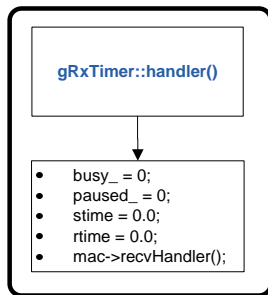
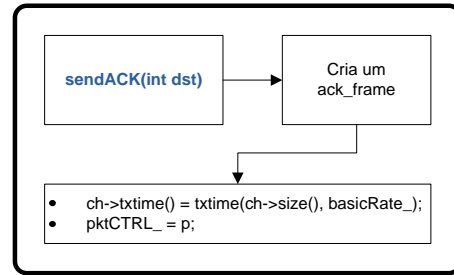
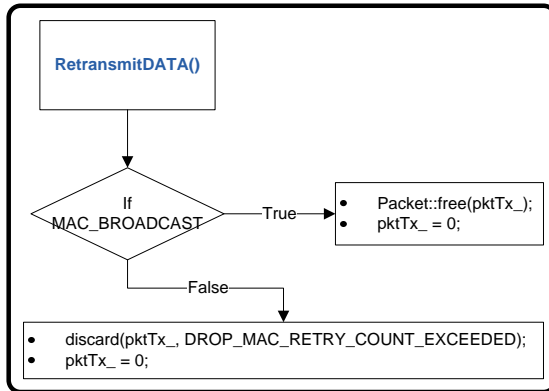
Outra característica deste protocolo é não haver retransmissões das tramas que sofreram colisões. Para tal, a função *RetransmitDATA()*, ao contrário nos outros protocolos, apenas descarta a trama que sofreu a colisão.

A estrutura do protocolo GEN implementada no ns-2 encontra-se representada a seguir.









Apêndice E

Implementação do protocolo FCR no Ns-2

O esquema a seguir representa a estrutura do protocolo FCR implementado no simulador ns-2. Para a implementação deste protocolo no simulador ns-2, foi necessário modificar o funcionamento do temporizador do *Backoff* devido à gestão do período de contenção. Ao contrário da norma IEEE 802.11, no FCR o período de contenção nunca é colocado em pausa quando o meio se encontra ocupado. Além disso, se forem observados 8 *slots* vazios, o período de contenção deve ser reduzido para metade nos próximos *slots* vazios.

Para isso, na função *f2BackoffTimer :: start()*, caso o período escolhido aleatoriamente seja superior a 8, apenas se inicia o temporizador com período de contenção a 8. Se durante os primeiros 8 *slots* o nó verifica que o meio está ocupado, este temporizador é cancelado, através da função *f2BackoffTimer :: stop()*. Se o meio estiver livre até ao fim do período de contenção de 8 *slots*, o período de contenção restante é reduzido para metade e é iniciado um novo temporizador, mas agora de apenas um *slot*. Assim, nos próximos *slots*, caso o meio esteja livre, o período de contenção restante é sempre reduzido a metade até que o período restante seja menor que 1 *slot*.

Este mecanismo implementado na função *f2BackoffTimer :: start()* é controlado com a variável *flag*. A função *f2BackoffTimer :: start()* iniciada com a variável *flag == 0*, deve escolher um período de contenção dependendo da janela de contenção existente no momento e, caso o período de contenção seja superior a 8, é alterado o

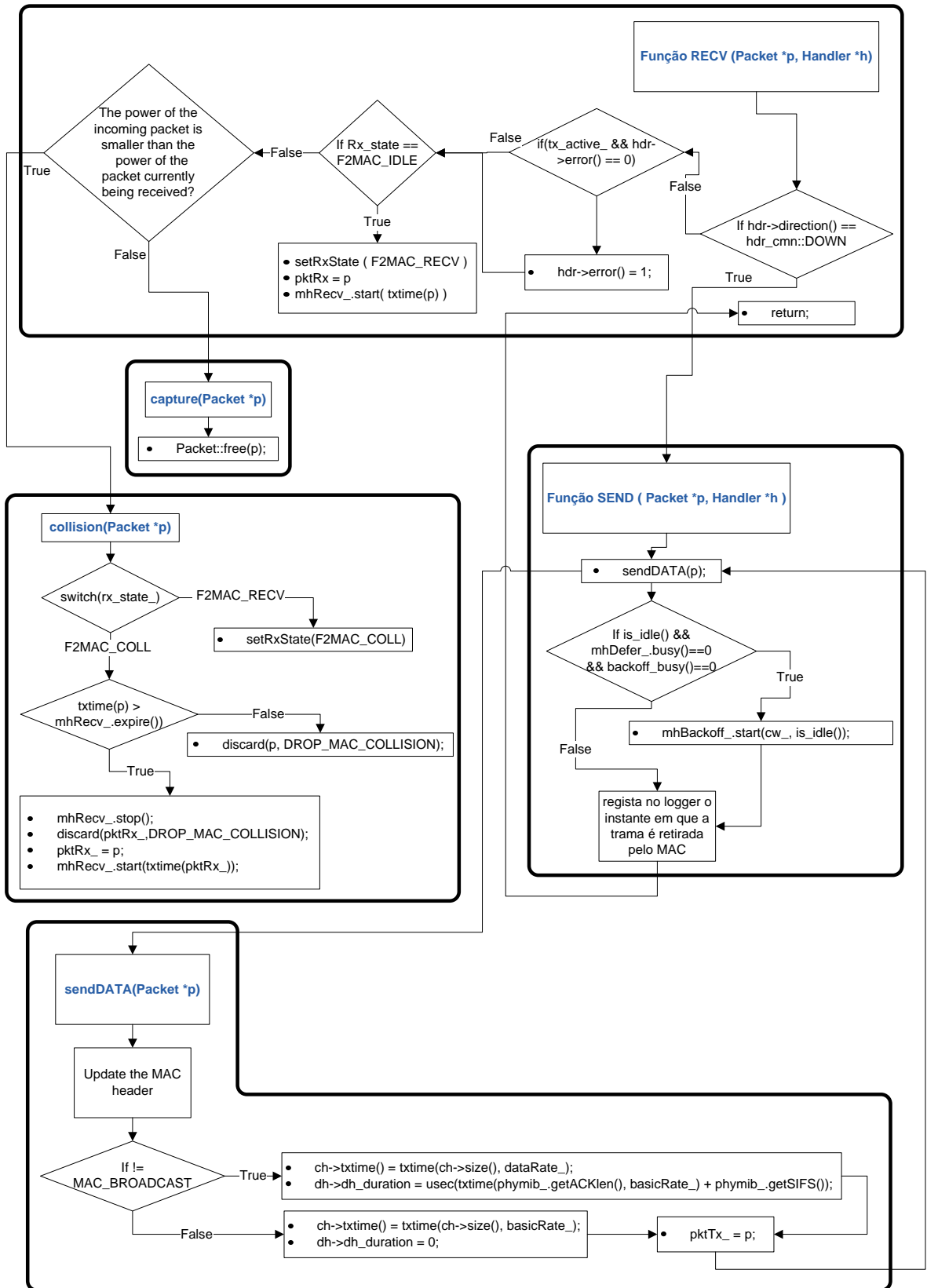
valor da variável *flag* para 1, de forma que quando estes 8 slots terminarem, a função *f2BackoffTimer :: start()* seja novamente chamada. A função *f2BackoffTimer :: start()* iniciada com a variável *flag == 1*, reduz para metade o período de contenção restante, agenda o temporizador para um slot e no fim deste slot chama novamente a função *f2BackoffTimer :: start()*. O valor da variável *flag* é alterado para 0 quando o temporizador é cancelado ou quando o período de contenção restante for menor que 1.

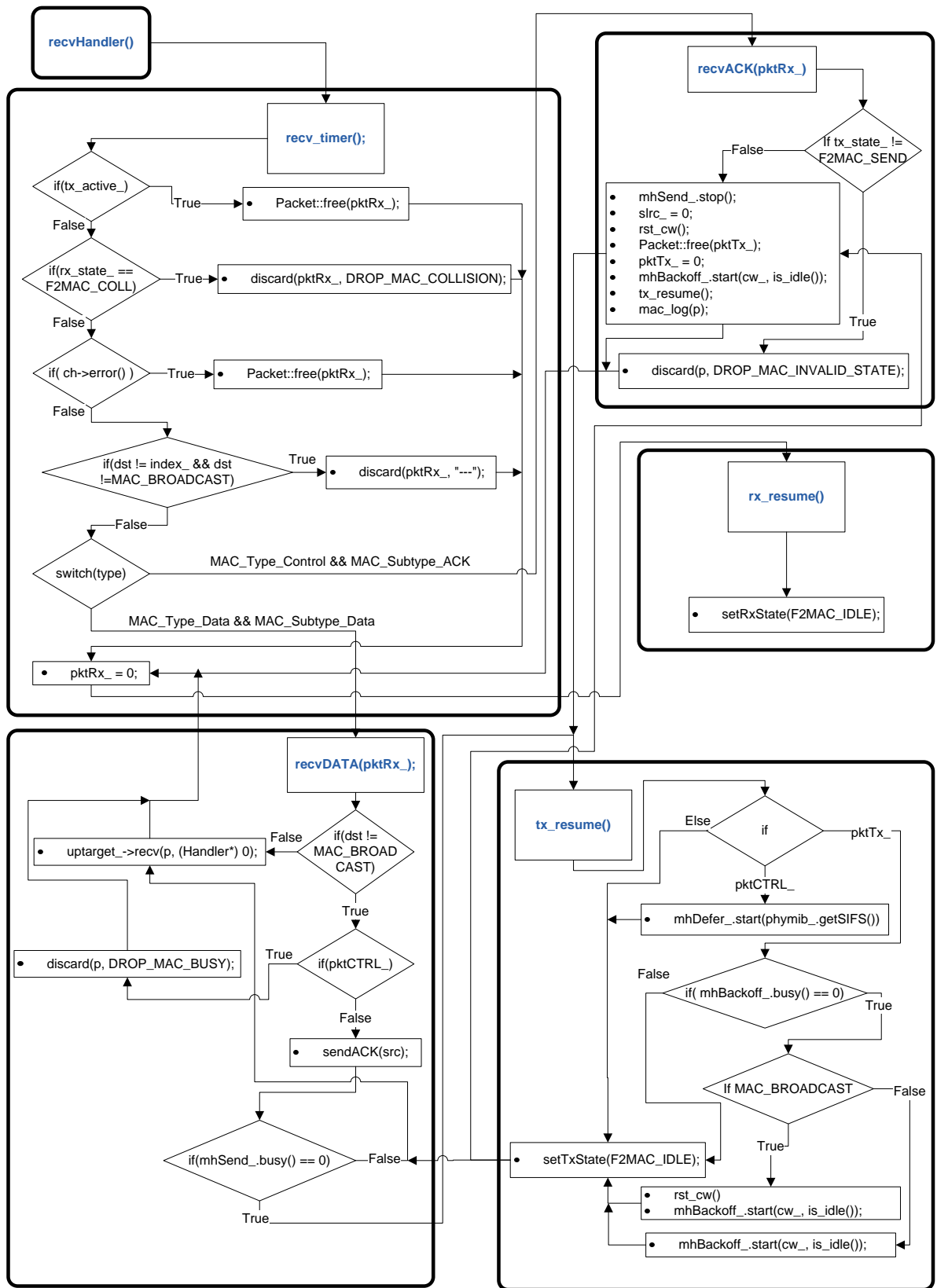
Para implementar o comportamento em que os nós aumentam as suas janelas de contenção sempre que detectem uma transmissão no meio ou uma colisão, foi implementada a função *checkBackoffTimer()*. Esta função é chamada sempre que o nó recebe ou envia uma trama para o meio. É de notar que os nós recebem as colisões e as tramas transmitidas no meio, e só depois é realizado o processamento da trama, verificando se o destino é o correcto ou se a trama foi recebida sem colisões. Não se destinando para este nó a trama é descartada. Visto que esta função é também chamada quando o nó transmite, é necessário definir uma condição que não permita o aumento da janela de contenção quando esta situação acontece. Para isso basta verificar se o nó se encontra na fase de contenção. Isso é indicado através da função *mhBackoff_busy()*, que devolve o valor 1 caso o nó esteja em fase de contenção. Após isso, basta parar o temporizador do período de contenção, incrementar o valor de *cw_* com a função *inc_cw()* e, por fim, iniciar o novo período de contenção.

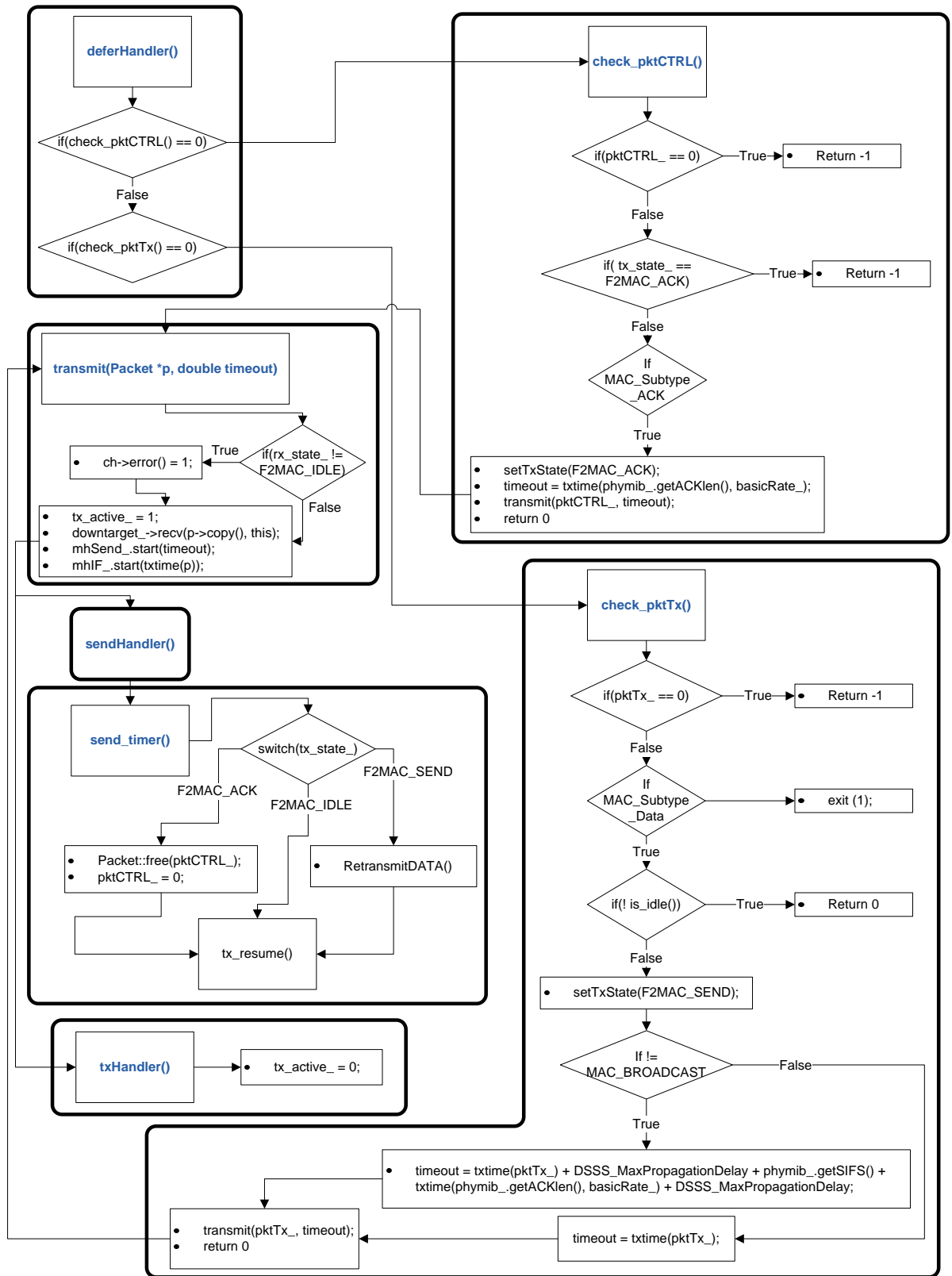
Quando o nó transmite com sucesso, a sua janela de contenção deve ser iniciada com o valor 3 (*minCW*). Essa característica está implementada na função *recvACK()* que é chamada quando o nó recebe um ACK. A recepção de um ACK indica que a trama foi transmitida com sucesso, bastando definir na função *recvACK()* um comando que inicie a janela de contenção com o valor mínimo. Esse comando é implementado na função *rst_cw()*. Esta função, afecta a variável *cw_* com o valor de 3.

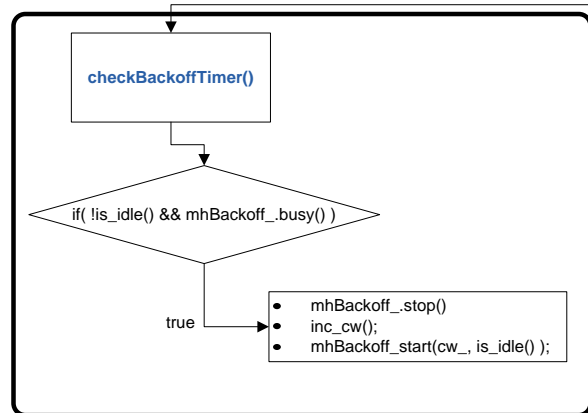
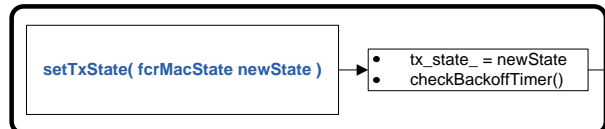
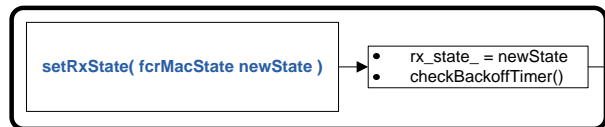
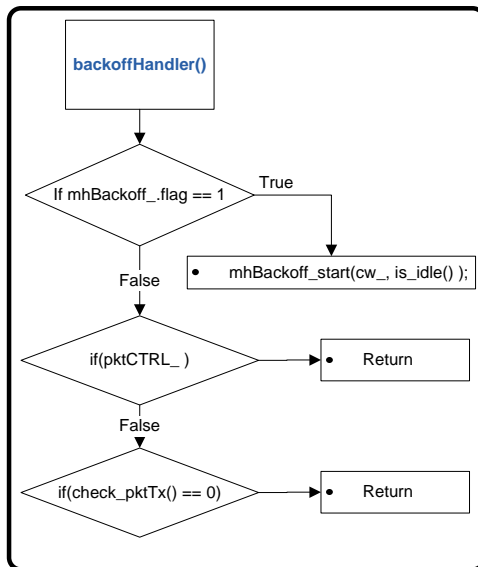
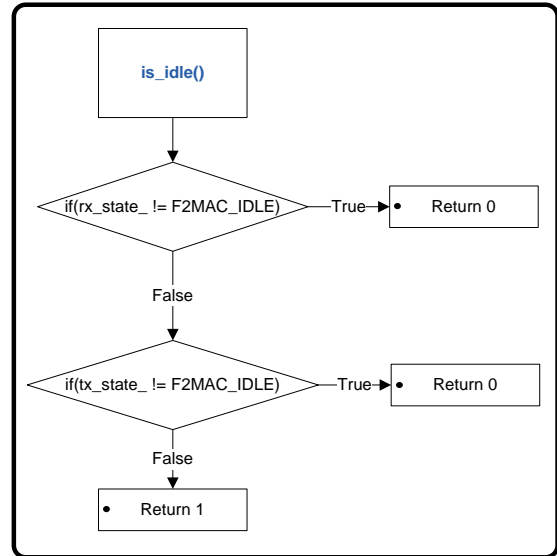
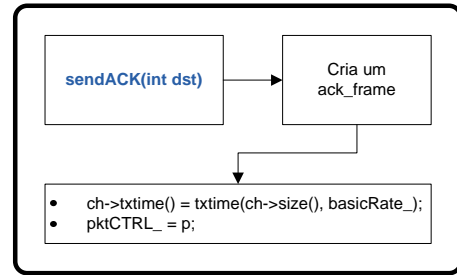
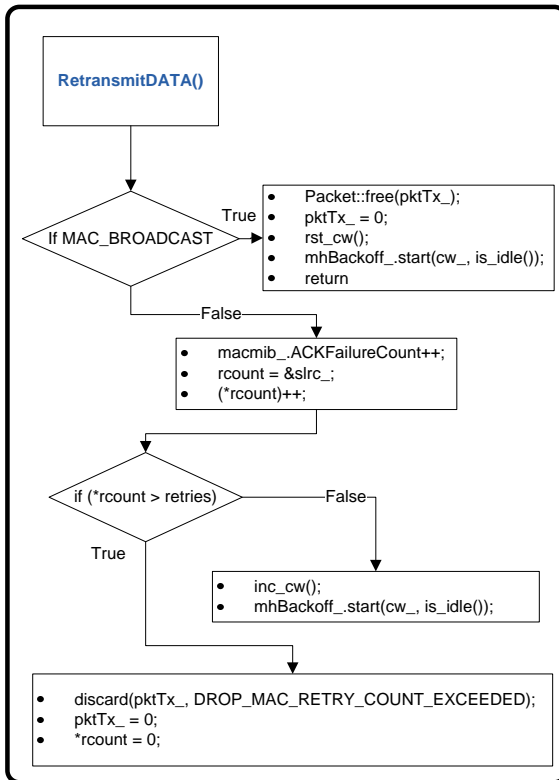
Se na tentativa de transmissão de uma trama, esta sofrer uma colisão, o nó que estava a transmitir deve aumentar a sua janela de contenção. Quando uma trama não é entregue com sucesso, devido à falta do ACK, a função *RetransmitDATA()* é chamada. Esta função tem como objectivo fazer a gestão das retransmissões, descartando a trama, caso o número máximo de retransmissões seja atingido ou, preparando uma nova retransmissão,

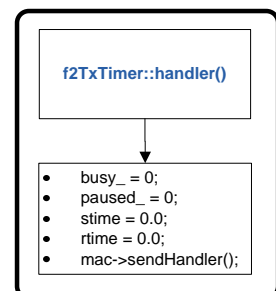
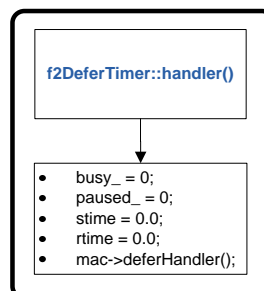
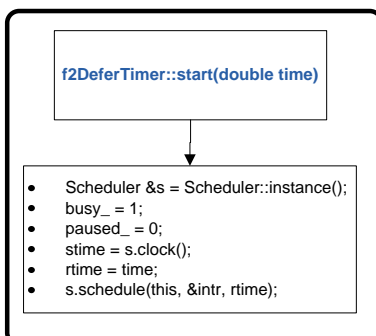
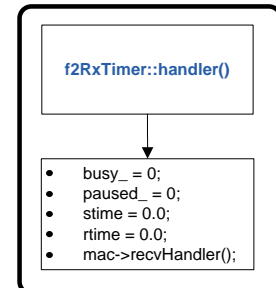
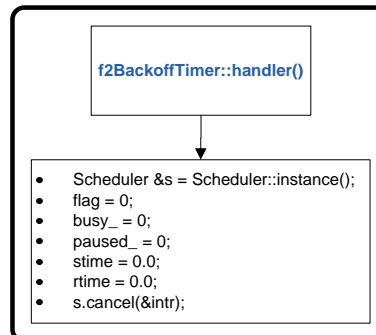
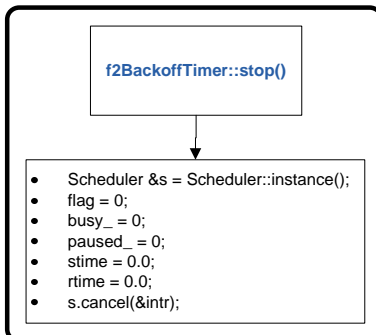
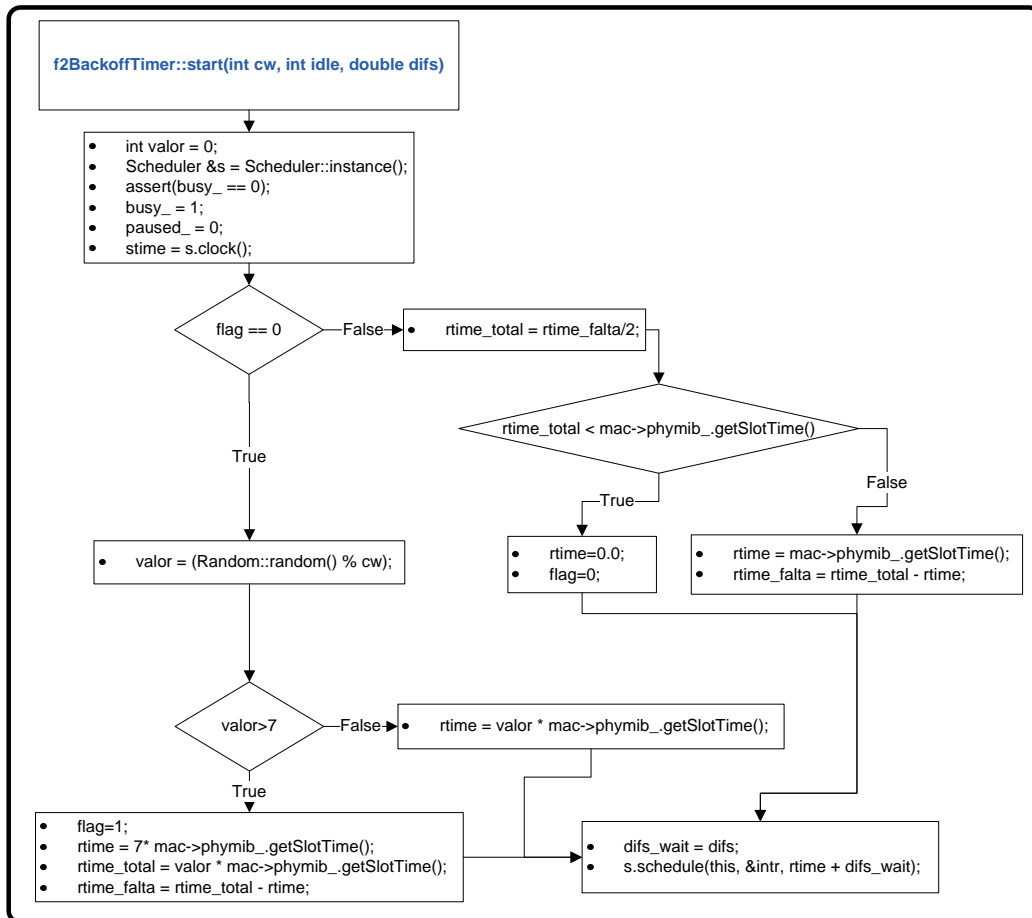
caso ainda se possam realizar mais retransmissões. Quando esta função prepara uma nova retransmissão, é incrementada a janela de contenção do nó com a função *inc_cw()*.

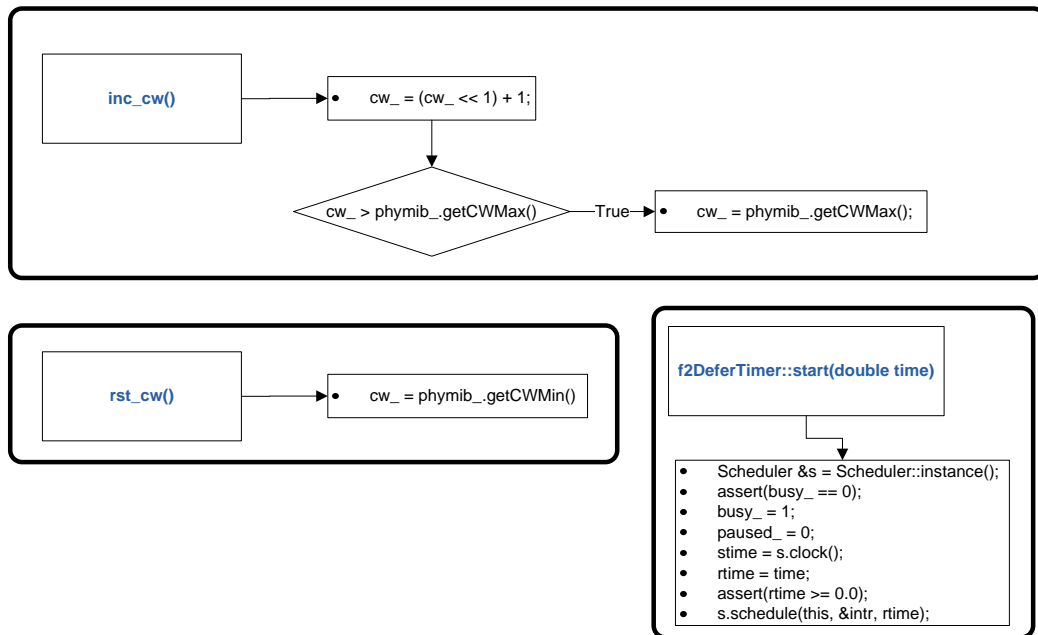








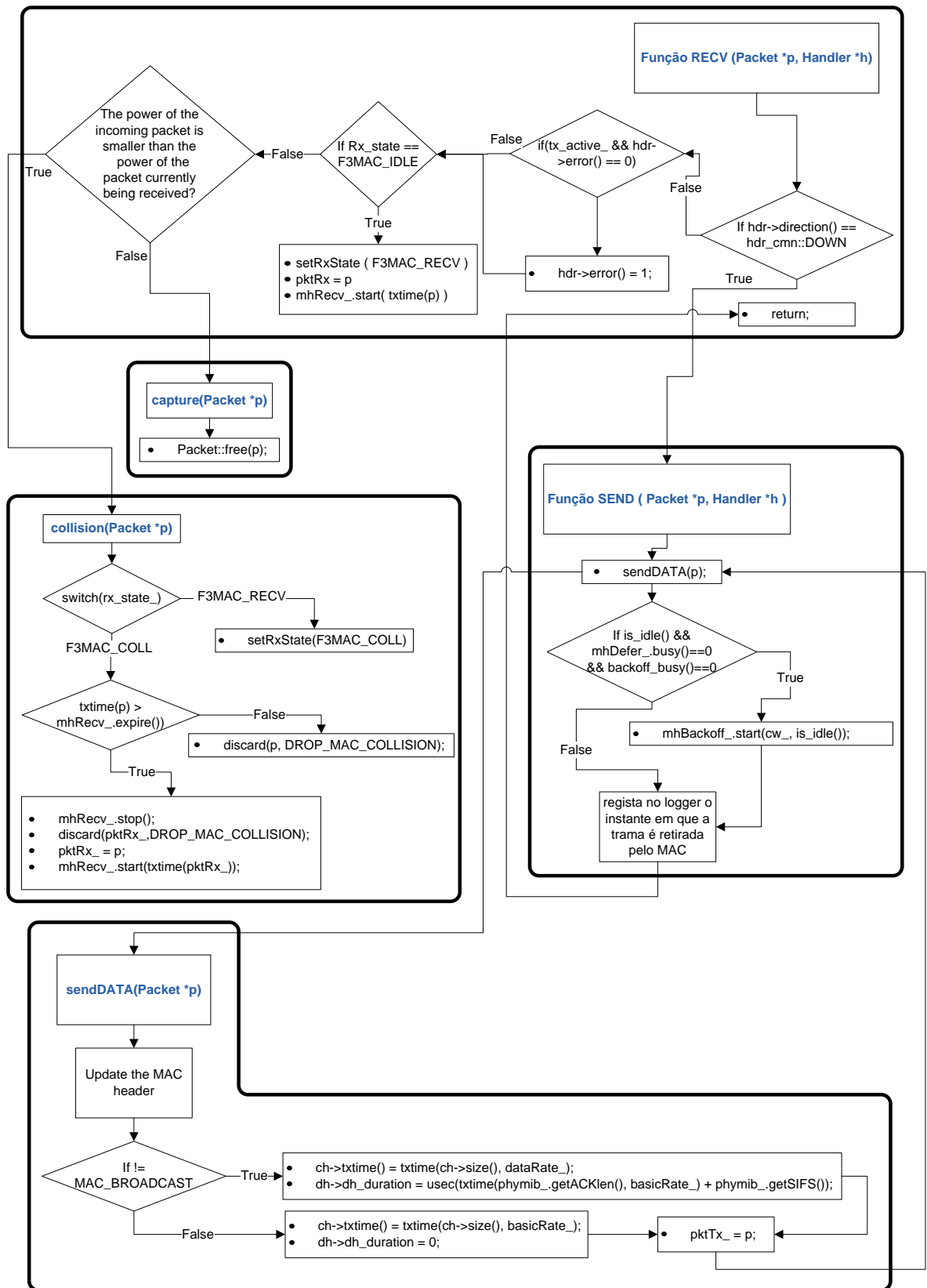


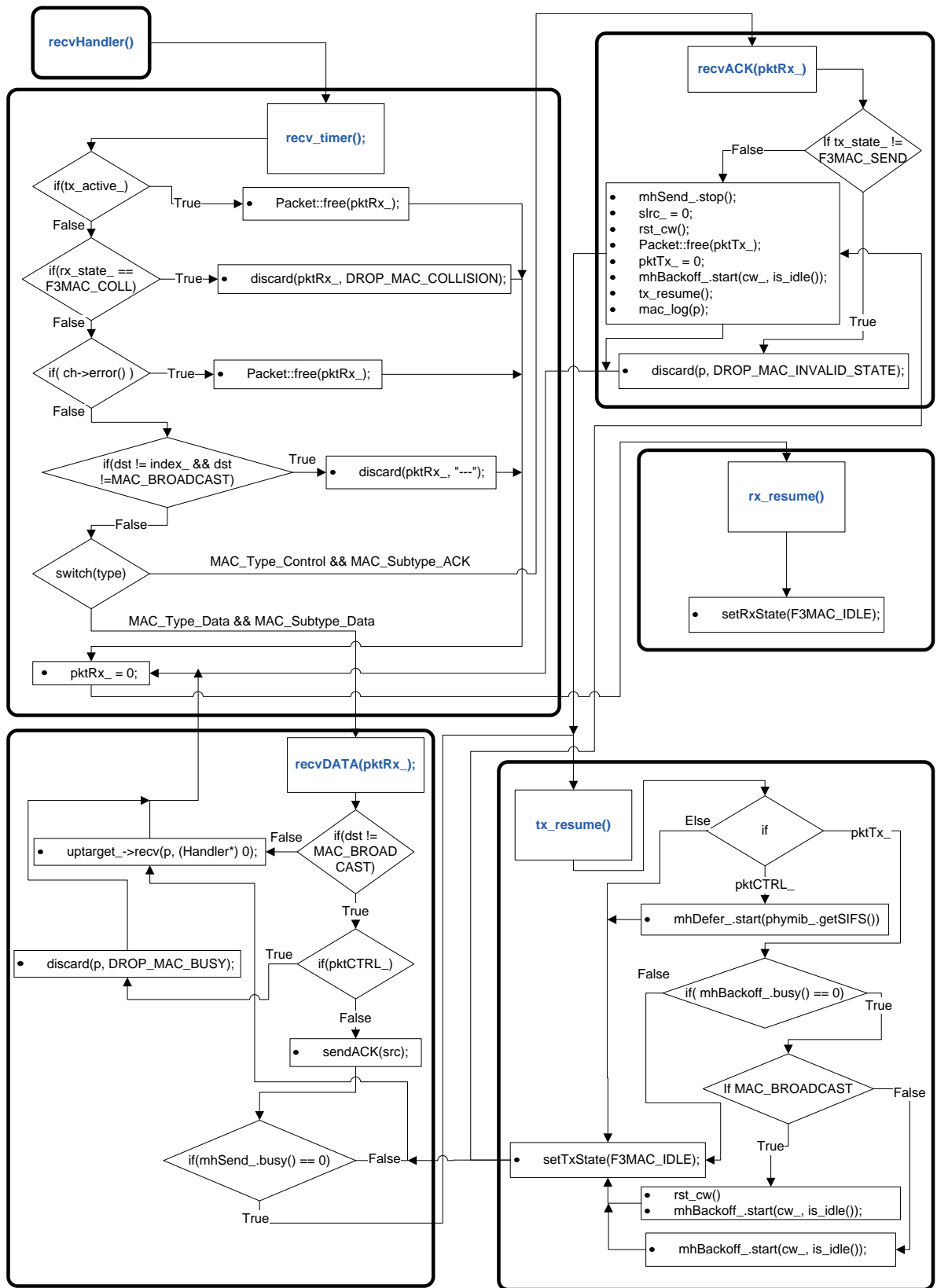


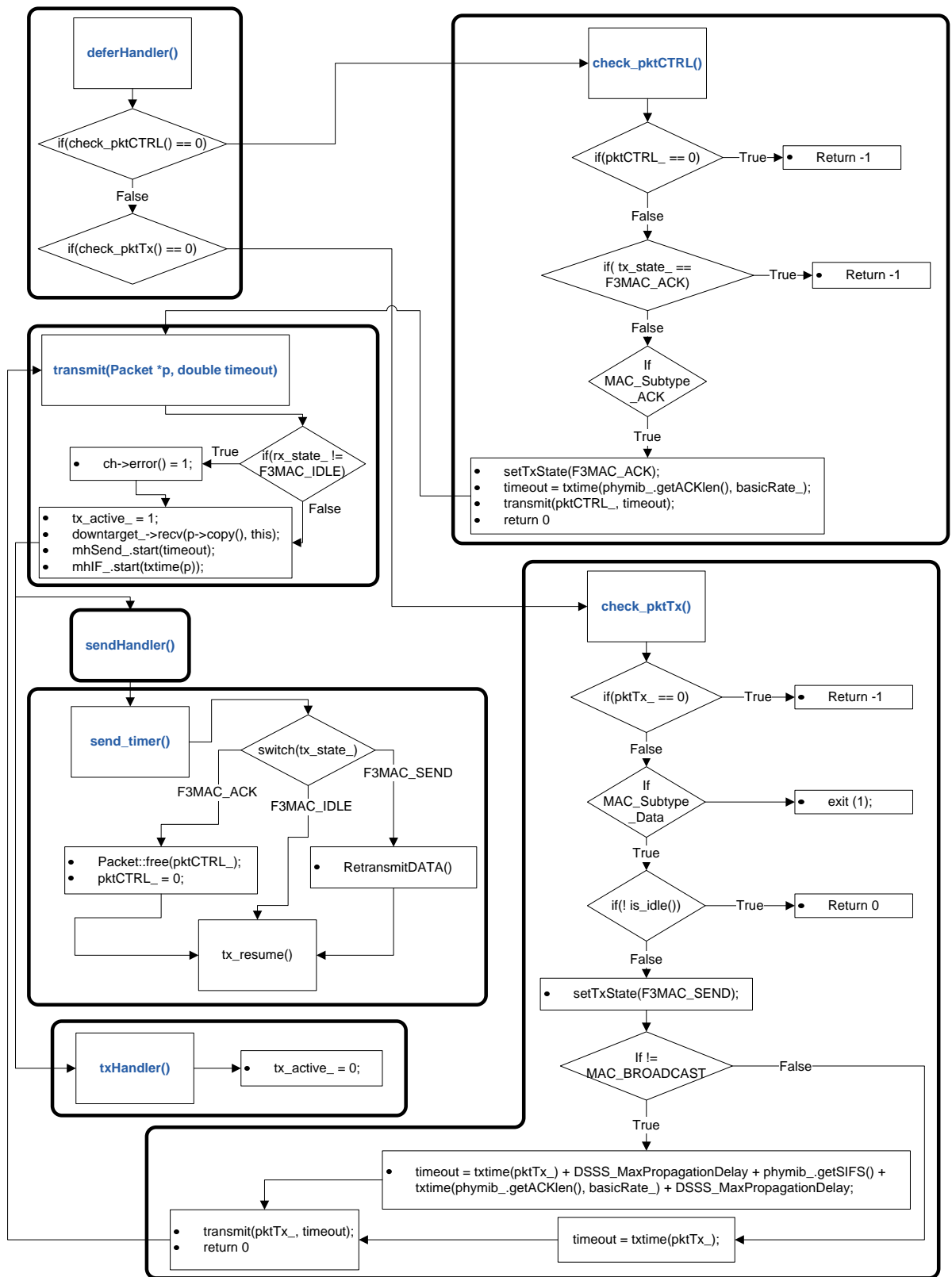
Apêndice F

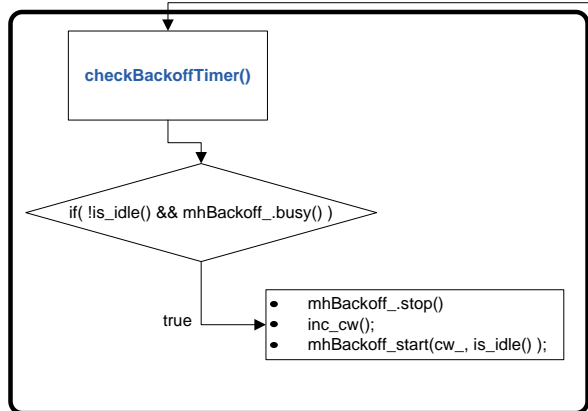
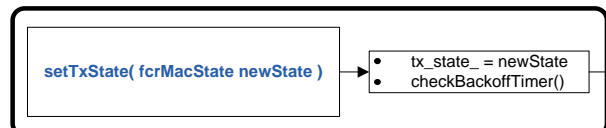
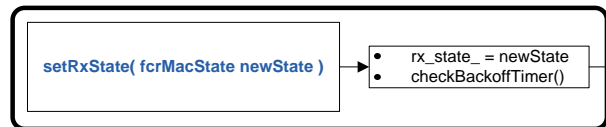
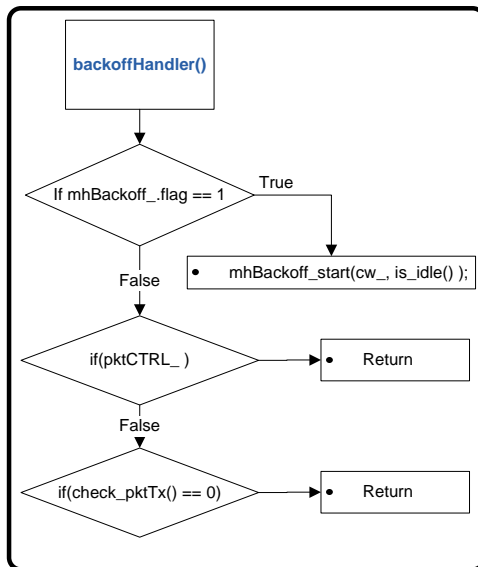
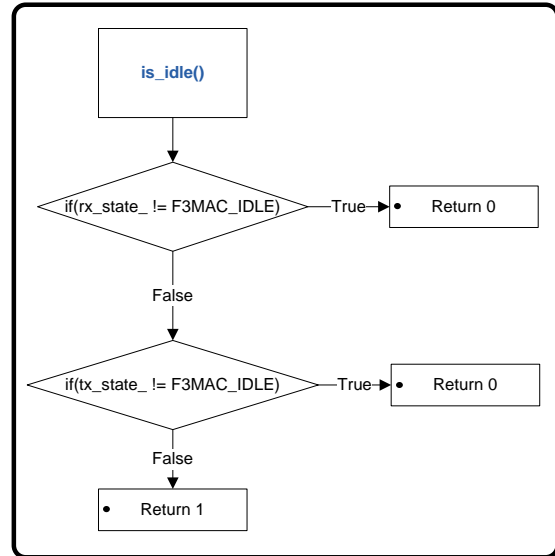
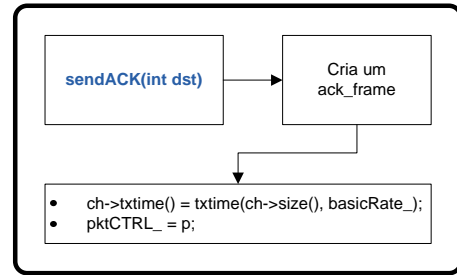
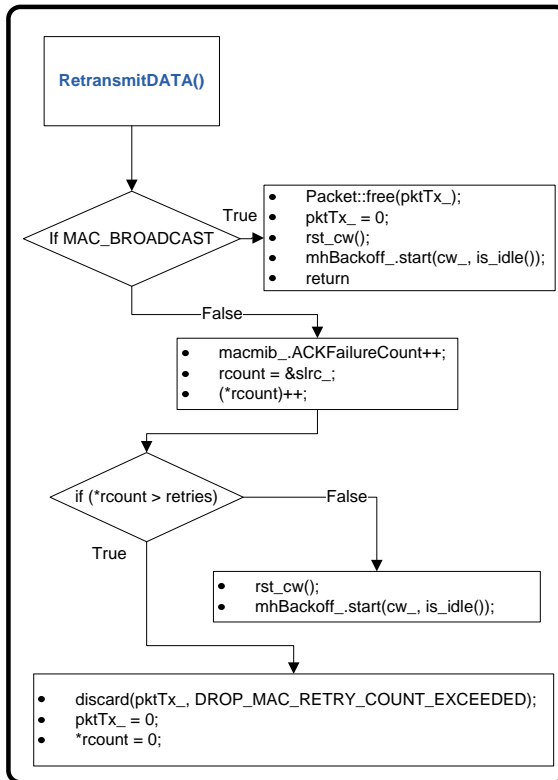
Implementação do protocolo FCR-NOVA no Ns-2

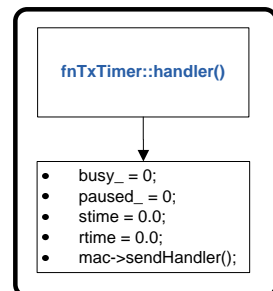
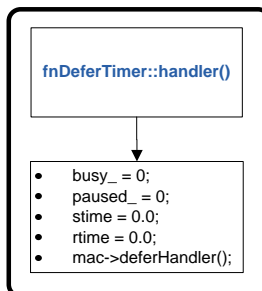
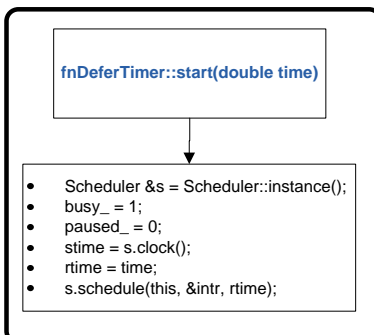
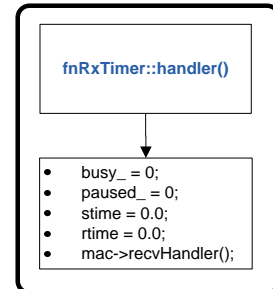
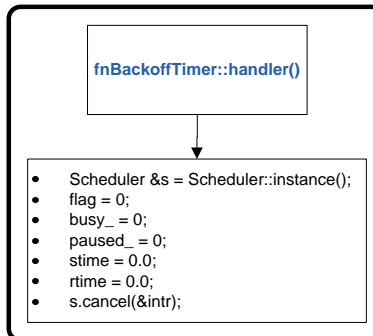
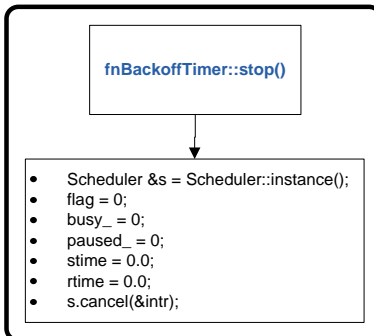
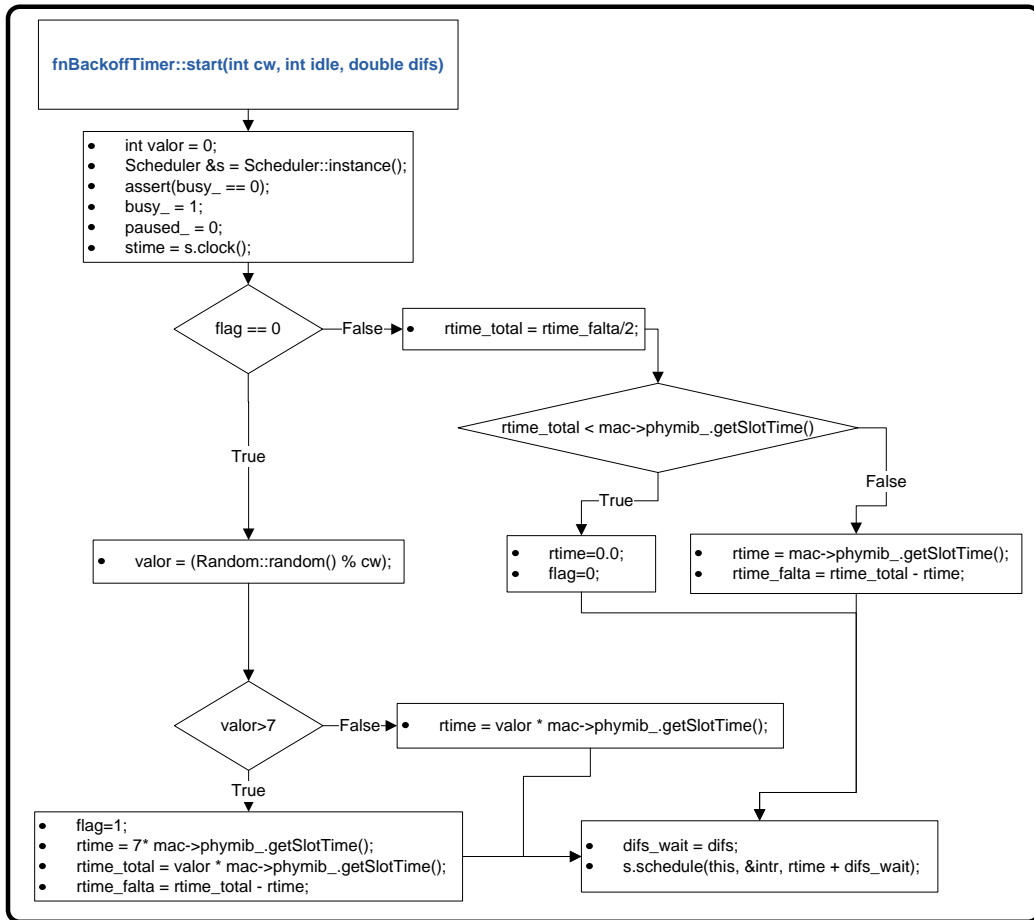
O esquema que se segue representa a estrutura do protocolo FCR-NOVA implementado no simulador ns-2. A implementação do protocolo FCR-NOVA, sendo que este deriva do protocolo FCR, apenas consistiu em alterar o código do protocolo FCR, para que as características do protocolo FCR-NOVA sejam implementadas. A diferença entre o protocolo FCR e o FCR-NOVA é a janela de contenção ser iniciada com o valor mínimo ($minCW = 3$) quando o nó acede ao meio e, independentemente da transmissão ter ou não sucesso. No protocolo FCR, sempre que o nó acede ao meio com sucesso, a janela é inicializada. Esta operação é feita na função *recvACK()*, onde a recepção da trama ACK é processada. Para o caso de o acesso ao meio não ter sucesso e para que a janela de contenção seja iniciada com o valor mínimo, é necessário alterar a função *RetransmitDATA()*. A função *RetransmitDATA()* agenda a retransmissão da trama que não foi transmitida com sucesso, caso o número máximo de retransmissões ($retries = 9$) não seja atingido. Assim, antes de agendar a retransmissão, foi colocada a função *rst_cw()* que inicia o valor da janela de contenção para o valor mínimo.

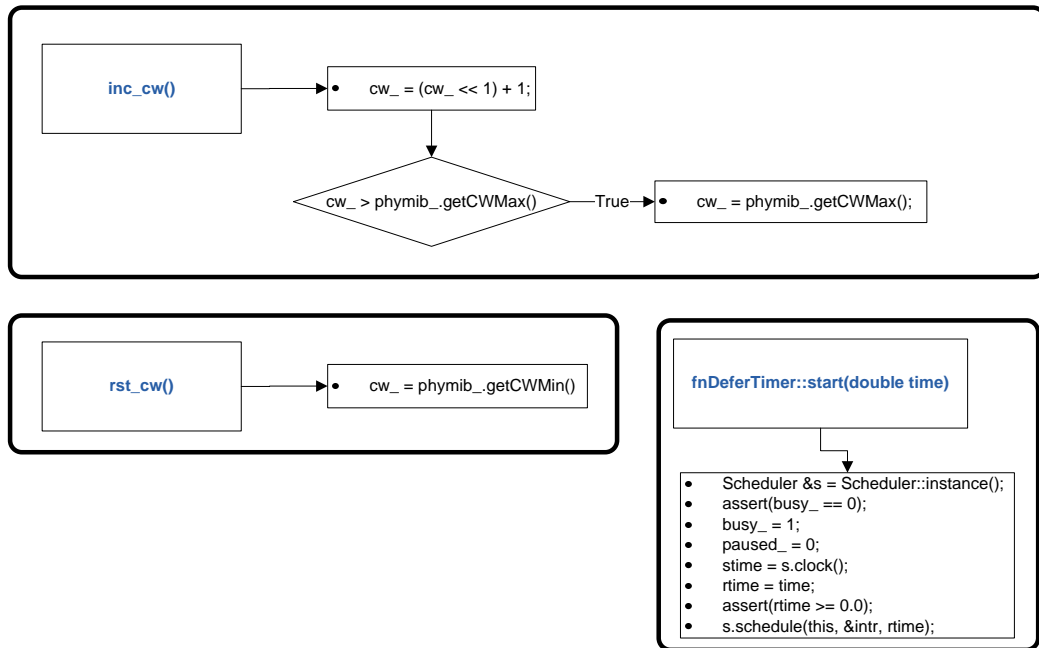












Apêndice G

Implementação do protocolo FCR-ACK no Ns-2

No esquema que se segue representa a estrutura do protocolo FCR-ACK implementado no ns-2.

Tal como o protocolo FCR-NOVA, o protocolo FCR-ACK também deriva do protocolo FCR, tendo sido alterado o código do FCR para a implementação do FCR-ACK. A principal diferença do protocolo FCR-ACK em relação ao FCR é distribuir o acesso ao meio através da trama ACK, tal como foi descrito no capítulo 3. Para implementar esta característica, é necessário modificar a função *tx_resume()*. Esta função é chamada quando o MAC se prepara para enviar uma trama sendo no entanto necessário definir previamente alguns temporizadores. Se uma trama de controlo (ACK) estiver para ser enviada, esta função simplesmente inicia o temporizador *Defer* com o valor de *SIFS*. Isto porque um nó deve esperar um breve período de tempo antes de começar a transmitir o ACK. No caso de uma trama de dados ser a próxima a ser transmitida e, se o MAC não estiver em período de contenção, então é iniciado um período de contenção.

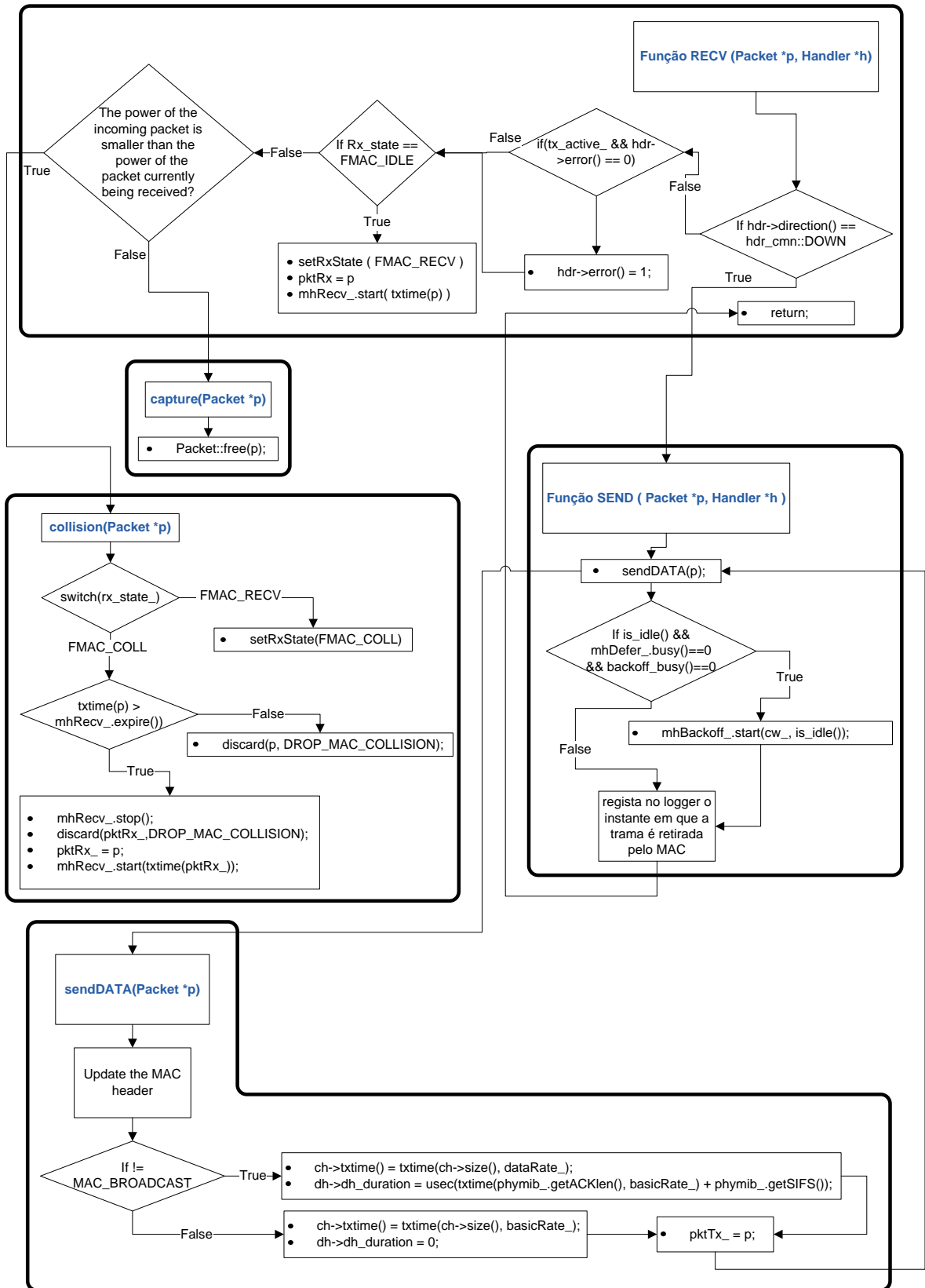
Sempre que o nó recebe uma trama, é necessário enviar uma trama ACK de forma a indicar ao nó que a transmitiu, que a trama foi recebida com sucesso. Para simular a transmissão da trama ACK é utilizado o temporizador *mhSend()*. Quando este termina, a função *send_timer()* é iniciada, sendo que nesta função o valor da variável *pktCTRL* é alterado para 0, visto que a trama ACK já foi transmitida. De seguida a função é iniciada

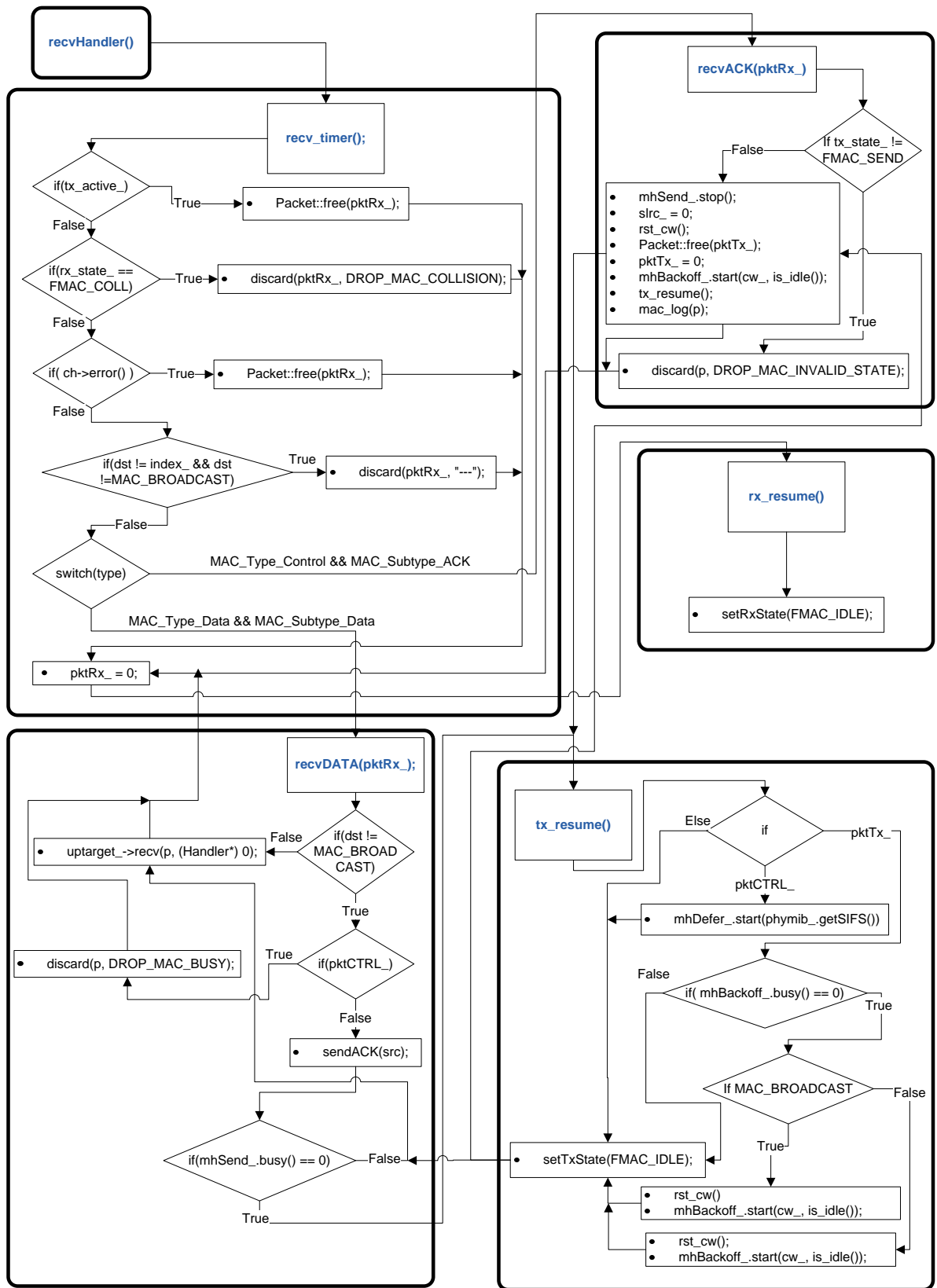
onde, dependendo do valor da variável $pktTX_$, pode suceder o seguinte:

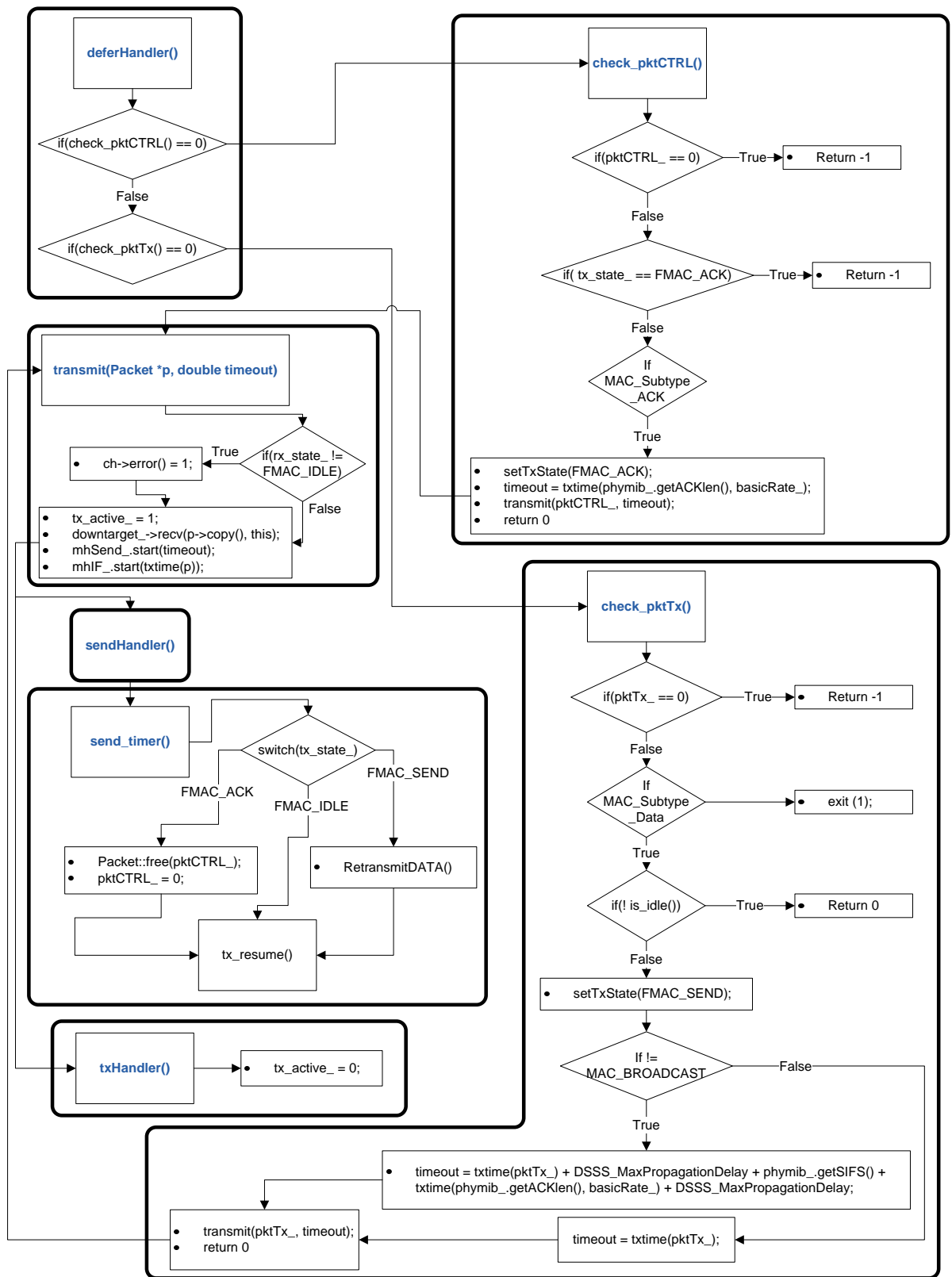
- caso a variável $pktTX_$ seja diferente de 0, o que indica que existe uma trama pronta para ser transmitida, é iniciado um período de contenção.
- caso a variável $pktTX_$ seja igual a 0, o que indica que não existe nenhuma trama pronta para ser transmitida, é simplesmente alterado o estado de transmissão do nó para *IDLE*.

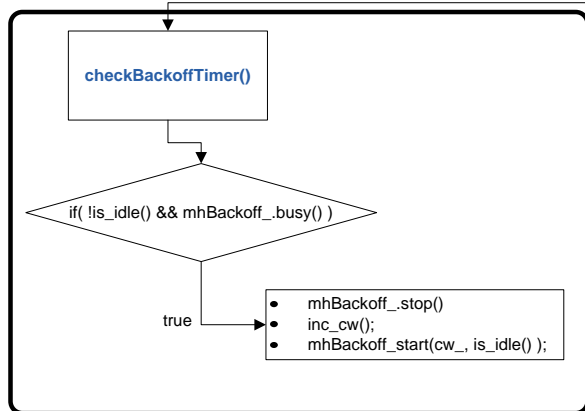
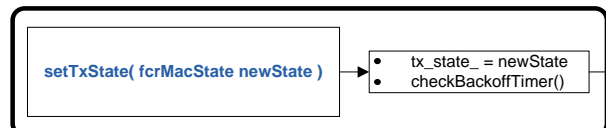
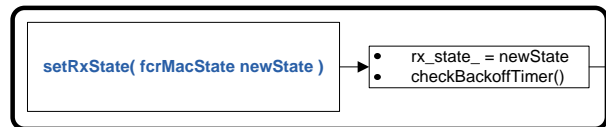
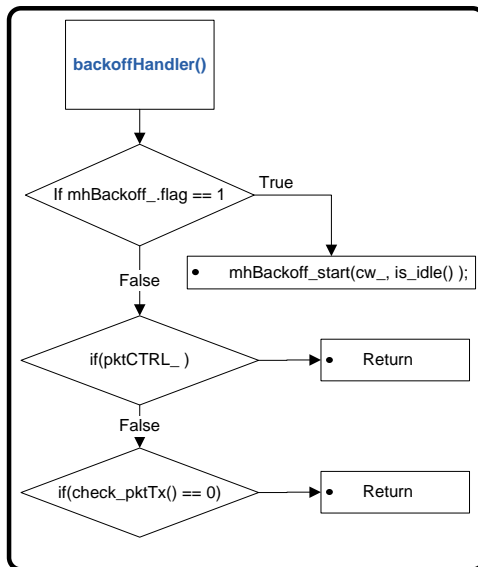
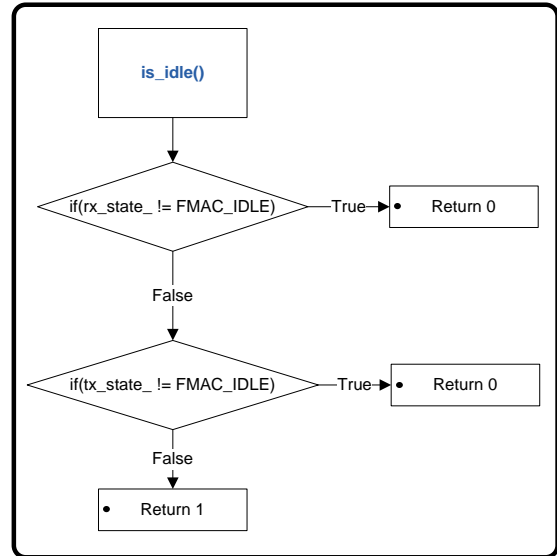
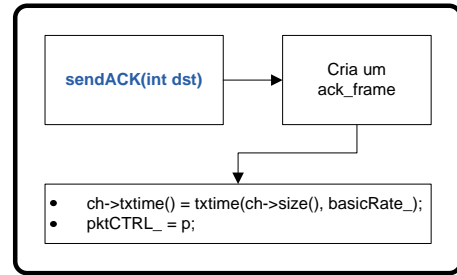
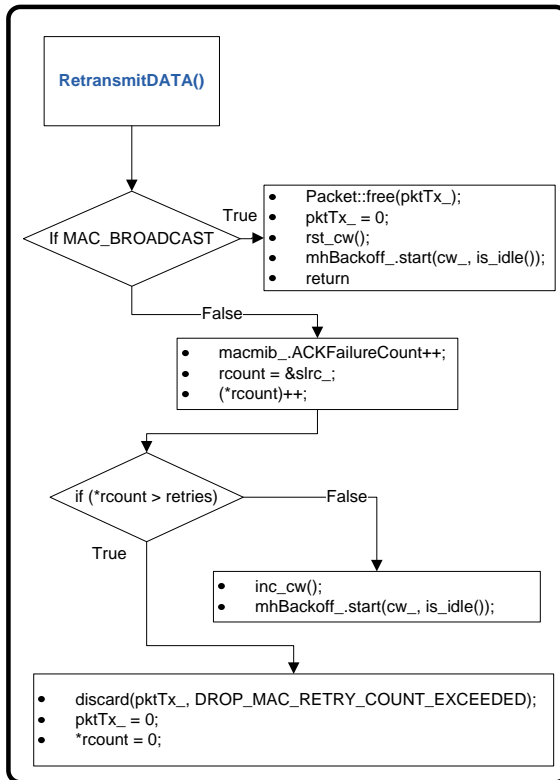
Para implementar o mecanismo da trama ACK existente no protocolo FCR-ACK, adicionou-se a instrução $rst_cw()$ na função $tx_resume()$, quando a variável $pktTX_$ é diferente de 0. Assim, sempre que o nó, depois do envio de uma trama ACK, tem uma trama de dados pronta para ser enviada, a sua janela de contenção é iniciada com o valor mínimo. Caso o nó não tenha uma trama de dados pronta para ser enviada, então é simplesmente alterado o estado da transmissão, sem alterar a janela de contenção.

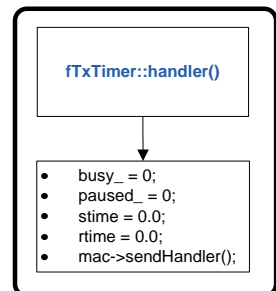
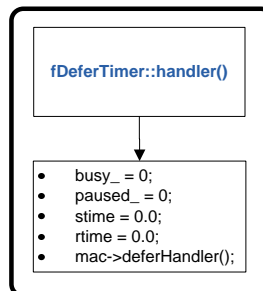
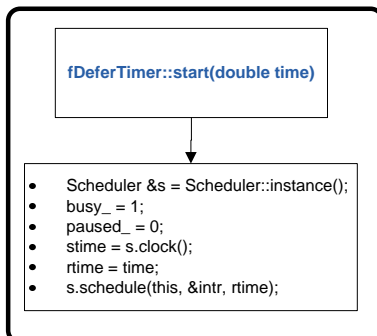
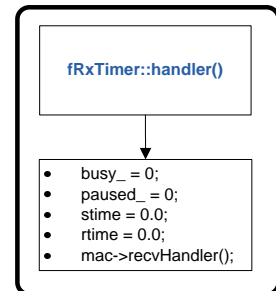
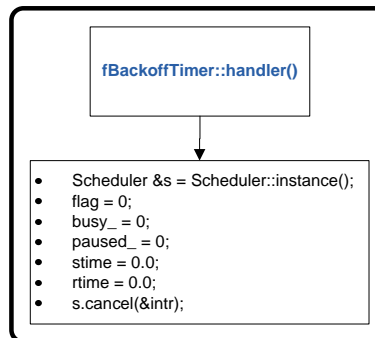
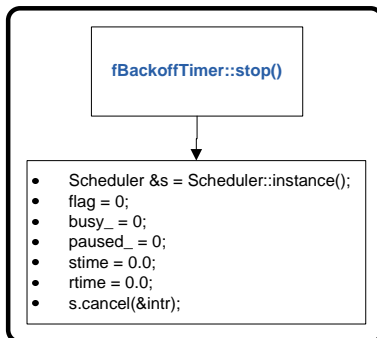
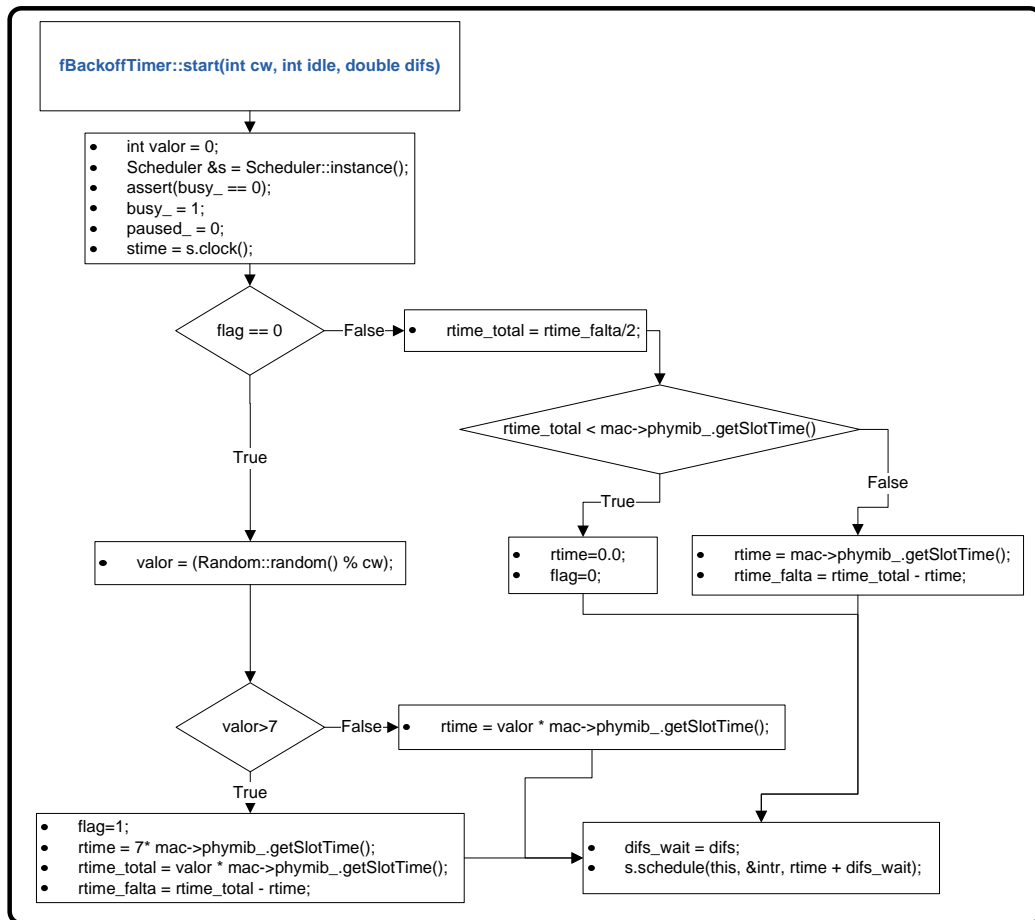
Para impedir que apenas os nós que recebem as tramas ACK disputem o meio, é implementada a segunda característica do mecanismo do protocolo FCR-ACK. Essa característica permite que quando o nó e o meio estão livres e o nó recebe uma trama da camada superior para transmitir, este inicia a janela de contenção para o valor mínimo. Esta característica encontra-se implementada na função $SEND()$. Esta função é chamada sempre que o nó recebe uma trama da camada superior para transmitir. Logo, para a implementação desta característica basta adicionar a instrução $rst_cw()$ quando as condições $is_idle() == 1$, $mhDefer_busy() == 0$ e $backoff_busy() == 0$ é verdadeira.

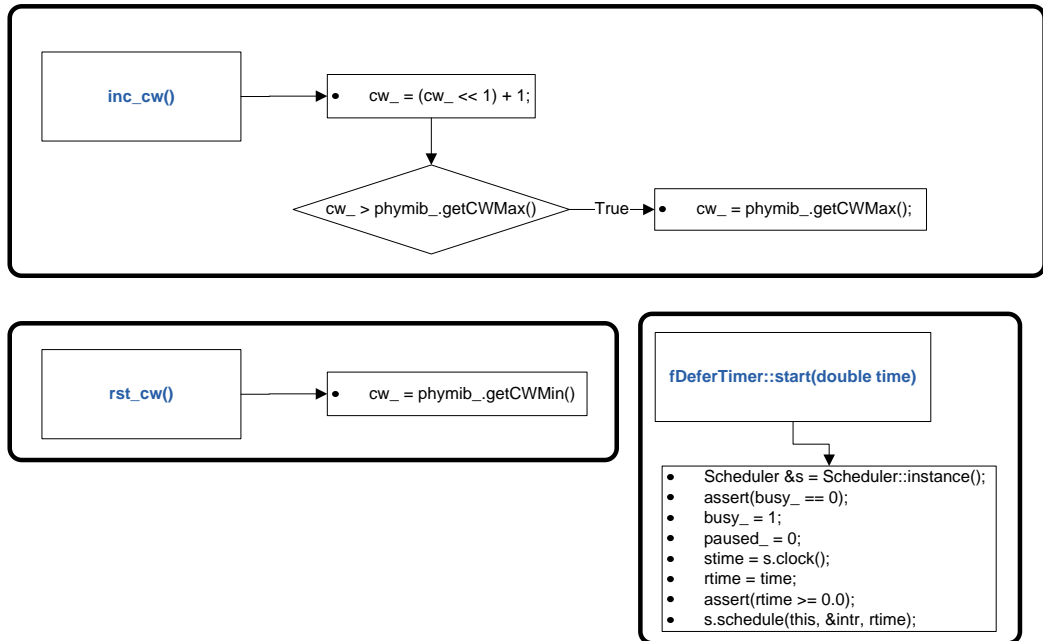












Bibliografia

- [BCG00a] L. Bononi, M. Conti, and E. Gregori. Design and Performance Evaluation of an Asymptotically Optimal Backoff Algorithm for IEEE 802.11 Wireless LANs. *Proc Hawaii Int'l Conf. System Sciences*, 2000.
- [BCG00b] Luciano Bononi, Marco Conti, and Enrico Gregori. Performance analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(3):535–547, March 2000.
- [BCG04] Luciano Bononi, Marco Conti, and Enrico Gregori. Runtime Optimization of IEEE 802.11 Wireless LANs Performance. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 15(1):66–80, January 2004.
- [Bia00] G. Bianchi. Analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 18:535–547, Mar, 2000.
- [Gol94] S. J. Golestani. A Self-Clocked Fair Queueing for Broadband Applications. *IEEE INFOCOM '94*, pages 636–646, April 1994.
- [HRGD05] Martin Heusse, Franck Rousseau, Romaric Guillier, and Andrzej Duda. Idle Sense: An Optimal Access Method for High Throughput and Fairness in Rate Diverse Wireless LANs. *ACM SIGCOMM*, 2005.
- [Inf09] Information Sciences Institute. NS-2 network simulator (version 2.33). Software Package retrieved from <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>, 2009.
- [JCH84] R. Jain, D. M. Chiu., and W. Hawe. A Quantitative Measure of Fairness and Discrimination for Resource Allocation in Shared Systems. *DEC Research Report TR-301*, 1984.

- [KFL03] Younggoo Kwon, Yuguang Fang, and Haniph Latchman. A Novel MAC Protocol with Fast Collision Resolution for Wireless LANs. *IEEE INFOCOM*, 2003.
- [sta99] ANSI/IEEE 802.11 standart. Part 11: IEEE 802.11 Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. 1999.
- [WLL04] Chonggang Wang, Bo Li, and Lemin Li. A New Collision Resolution Mechanism to Enhance the Performance of IEEE 802.11 DCF. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 53(4):1235–1246, July 2004.

