

文章编号:1001-9081(2006)06-1270-03

## 无线局域网基于动态退避次数门限的 DCF 算法

刘 军,郭伟,肖百龙,黄 飞

(电子科技大学 通信与信息工程学院,四川 成都 610054)

(liuj2002@126.com)

**摘 要:**提出了一种基于动态退避次数门限的 DCF 算法 DDCF。DDCF 针对不同的竞争窗口设定相应所需数据连续发送成功的次数门限,以改变竞争窗口 CW 在不同的回退阶段的回退概率。通过对 DDCF 算法的理论分析和仿真试验表明,该算法有效提高了无线局域网的饱和吞吐率等性能。

**关键词:**无线局域网;分布协调功能;动态门限

**中图分类号:**TP393.04 **文献标识码:**A

## DCF algorithm based on dynamic back-off threshold for WLAN

LIU Jun, GUO Wei, XIAO Bai-long, HUANG Fei

(School of Communication and Information Engineering, University of Electronic Science & Technology of China, Chengdu Sichuan 610054, China)

**Abstract:** A novel dynamic RTS threshold based DCF algorithm named DDCF was provided for WLAN. DDCF sets different threshold of needed successful transmission for different CW. The theoretic analysis and simulation indicate that DDCF effectively promotes the performance of WLAN.

**Key words:** WLAN(Wireless Local Area Networks); DCF(Distributed Coordination Function); dynamic threshold

### 0 引言

在 IEEE 802.11 中,DCF 是基本的接入方式,它提供数据的异步传送。DCF 采用载波侦听多路接入带冲突避免的二进制指数随机回退算法(CSMA/CA)。与固定网不同,无线节点在传送数据时由于不能同时对信道进行侦听,因此不再使用带冲突检测的 CSMA/CD 方式访问信道。

在 DCF 中存在两种接入技术。缺省采用基本接入方式(图 1)。源节点发送分组后,只有当源节点正确收到目的节点发出的确认消息(ACK)才标志发送成功。为了减少无线网络中的隐藏终端问题,DCF 还提供了一种基于 RTS/CTS 握手的接入方式(图 2)。在数据分组发送之前,采用 RTS/CTS 握手获得信道使用权,目的节点收到数据后发送 ACK 释放对信道的占用。由于 RTS/CTS 消息很短,减少了冲突概率,因此 RTS/CTS 方式在数据分组较长的情况下可以有效提高网络的性能。

文献[1]对标准 DCF 算法的性能进行了分析。在标准 DCF 中,当发送冲突时 CW 值变为原来的 2 倍(不得超过预先定义的最大值),当一个节点成功发送一个分组后,CW 值设为初始值  $W_0$ 。文献[2]对基本 DCF 算法进行了改进,为了讨论的方便,称之为 BDCF。在 BDCF 中,当发送产生冲突时,竞争窗口 CW 值按二进制指数方式逐级增加,当发送成功时,竞争窗口 CW 值按二进制指数方式减小。文献[3~5]对基本 DCF 算法进行了改进,提出了一种称为 GDCF 的算法。在 GDCF 算法中,当发送冲突时,竞争窗口 CW 的值按指数方式增加,当连续成功发送  $k(4 \leq k \leq 8)$  次,竞争窗口

CW 值减小为原来的一半。

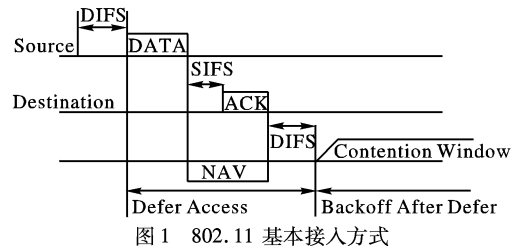


图 1 802.11 基本接入方式

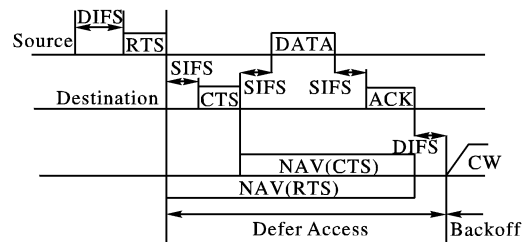


图 2 802.11 RTS/CTS 接入方式

### 1 DDCF 算法描述

DDCF 算法增加了竞争窗口 CW 回退所需数据连续成功的发送次数,以减小因为数据单次发送成功时窗口的缩减程度。DDCF 算法中增加了一个函数,即,数据连续成功传送的次数门限  $G(i)$ ,  $i \in [1, m]$ ,  $m$  为最大的回退阶段,  $G(i)$  是一个以节点当前回退阶段  $i$  为变量的单调递增函数。节点从回退阶段  $i$  变为  $i-1$  的条件为:连续成功发送数据的次数  $k$  必须满足  $k = G(i)$ 。文献[1]假设:竞争节点数固定为  $n$  时,在稳态情况下,每个参与竞争的节点在每个时隙(Slot)上发

收稿日期:2005-12-16;修订日期:2006-02-20

基金项目:国家自然科学基金资助项目(60472052);战术通信抗干扰技术国防科技重点实验室基金资助项目(51434020105ZS04)

作者简介:刘军(1973-),男,四川南充人,博士研究生,主要研究方向:移动自组织网络、路由技术、资源管理、移动性管理;郭伟(1964-),男,四川达州人,教授,博士生导师,主要研究方向:移动通信网、扩频通信、信号与信息处理;肖百龙(1973-),男,湖南湘潭人,博士研究生,主要研究方向:自组织网络路由协议;黄飞(1973-),男,四川达州人,博士研究生,主要研究方向:无线资源管理。

送分组的条件冲突概率为一独立的常量  $P$ 。本文采用文献 [1] 的假设, 基于该假设, 可以得到 DDCF 算法的二维马尔科夫链理论模型, 见图 3。

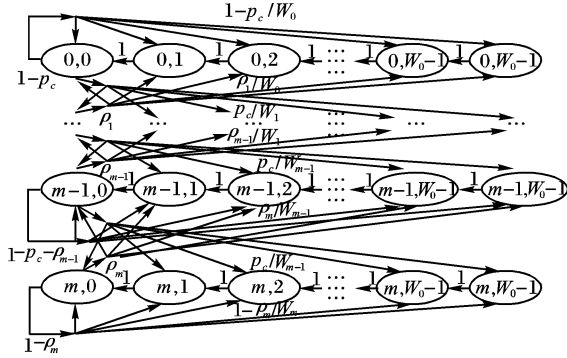


图 3 DDCF 算法的二维马氏链

## 2 DDCF 算法的理论模型

$P_c$  表示一个节点发送数据时的条件冲突概率,  $P_s$  表示一个节点发送数据时的条件成功概率,  $\rho_i$  表示节点从第  $i$  个阶段变为第  $i-1$  个阶段的概率,  $\tau$  表示节点在任意一个时隙传送数据的概率, 可以得到:

$$\begin{cases} P_s = (1 - \tau)^{(n-1)} \\ P_c = 1 - (1 - \tau)^{(n-1)} \\ \rho_i = P_s^{C(i)} \end{cases} \quad (1)$$

则图 3 所示二维马氏链模型的一步转移概率为:

$$\begin{cases} P\{i, k | i, k+1\} = 1 & k \in [0, W_i - 2], i \in [0, m] \\ P\{0, k | 0, 0\} = (1 - p)/W_0 & k \in [0, W_0 - 1] \\ P\{i-1, k | i, 0\} = \rho_i/W_{i-1} & k \in [0, W_{i-1} - 1], i \in [1, m] \\ P\{i, k | i-1, 0\} = p_c/W_i & k \in [0, W_i - 1], i \in [1, m] \\ P\{m, k | m, 0\} = p_c/W_m & k \in [0, W_m - 1] \\ P\{i, k | i, 0\} = (1 - p_c - \rho_i)/W_i & k \in [0, W_{i-1} - 1], i \in [1, m-1] \end{cases} \quad (2)$$

$b_{i,k}$  表示在稳态节点回退时隙位于第  $i$  个回退阶段的第  $k$  个时隙的概率, 对于任意  $k \in [1, W_i - 1]$ , 有下式成立:

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} \begin{cases} (1 - p)b_{0,0} + \rho_1 b_{1,0} & i = 0 \\ pb_{i-1,0} + \rho_{i+1} b_{i+1,0} + (1 - p - \rho_{i+1})b_{i,0} & 0 < i < m \\ pb_{m-1,0} + (1 - \rho_m)b_{m,0} & i = m \end{cases} \quad (3)$$

可简化为:

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} b_{i,0} \quad 0 \leq i \leq m \quad (4)$$

当  $k = 0$  时, 有:

$$b_{i,0} = \frac{P_c}{\rho_i} b_{i-1,0} \Rightarrow b_{i,0} = \frac{P_c^i}{\prod_{j=0}^{i-1} \rho_j} b_{0,0} \quad 0 < i < m \quad (5)$$

$b_i$  表示  $b_{i,k}$  之和,  $k \in [0, W_i - 1]$ , 可以得到:

$$b_i = \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = b_{i,0} \frac{W_i + 1}{2p} \quad 0 < i \leq m \quad (6)$$

因此, 通过方程 (1)、(3) 和 (4) 所有时隙的概率  $b_{i,k}$  都可以用  $b_{0,0}$  表示, 并且满足如下关系:

$$1 = \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = \sum_{i=0}^m b_i = \sum_{i=0}^m \frac{W_i + 1}{2p} \frac{P_c^i}{\prod_{j=0}^{i-1} \rho_j} b_{0,0} \quad (7)$$

由于所有的传送都出现在回退时隙为 0 的时候, 我们可

以得到节点在任意一个时隙传送数据的概率  $\tau$ :

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \frac{P_c^i}{\prod_{j=0}^{i-1} \rho_j} b_{0,0} \quad (8)$$

方程 (1)、(7) 和 (8) 代表一个非线性方程组, 可以通过数值计算的方式求解获得  $\tau$ 。

### 2.1 饱和吞吐率的计算

$S$  表示归一化系统饱和吞吐率, 定义为成功发送的数据的有效负荷所占用的信道资源的百分比。 $P_{tr}$  表示任意时隙至少有一个节点发送数据的概率。对于确定的概率  $\tau$  和固定的节点数  $n$ , 有:

$$P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n \quad (9)$$

对于任意时隙, 成功发送数据的前提是只有一个节点发送, 因此可以得到成功发送的概率  $P_{suc}$ :

$$P_{suc} = \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{P_{tr}} \quad (10)$$

根据系统饱和吞吐率的定义, 则有:

$$\begin{aligned} S &= \frac{E[\text{Payload in a slot time}]}{E[\text{Length of a slot time}]} \\ &= \frac{P_{suc} P_{tr} L}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr} P_{suc} T_s + P_{tr} (1 - P_{suc}) T_c} \end{aligned} \quad (11)$$

其中,  $T_s$  表示成功发送一个分组所需要的时间,  $T_c$  表示产生一次冲突所需花费的时间,  $L$  表示数据分组的平均长度,  $\sigma$  表示一个时隙的时间长度。

分组头长度为  $H = PHY_{hdr} + MAC_{hdr}$ ,  $\delta$  表示传输时延。对于基本方式有:

$$\begin{cases} T_s^{bus} = H + L + SIFS + \delta + ACK + DIFS + \delta \\ T_c^{bus} = H + L + SIFS + \delta + ACK + DIFS + \delta \end{cases} \quad (12)$$

对于 RTS/CTS 方式有:

$$\begin{cases} T_s^{rts} = RTS + SIFS + \delta + CTS + SIFS + \delta + H + L + SIFS + \delta + ACK + DIFS + \delta \\ T_c^{rts} = RTS + SIFS + \delta + CTS + DIFS + \delta \end{cases} \quad (13)$$

## 3 DDCF 饱和吞吐率的理论计算和仿真

仿真试验主要研究系统在不同竞争节点数时的饱和吞吐率。采用 OPNET10.0 进行仿真试验, 竞争节点随机分布在  $250m \times 250m$  的矩形区域, 节点的无线传送距离为 300m, 采用直接序列扩频 DSSS, 采用的仿真参数如下:

分组长度: 1024 byte; MAC: 224 bits; PHY: 192 bits; ACK: 112 bits + PHY Header; RTS: 160 bits + PHY Header; CTS: 112 bits + PHY Header; 信道比特率: 2M bit/s; 传输时延: 1 us; 时隙长度: 20 us; SIFS: 10 us; DIFS: 50 us。

### 3.1 $G(i)$ 的选取

$G(i)$  选取为:  $G(i) = 2^{i-1}$ ,  $i \in [1, m]$ , 因为该函数满足上文所提的标准, 同时幂 2 运算实现容易。又因为  $W_i = W_0 \times 2^i$ , 因此仿真试验中  $G(i) = W_i/2W_0$ 。

### 3.2 仿真分析

图 4 和图 5 分别是在 RTS/CTS 方式和基本方式下 DDCF 算法与 DCF 和 BDCF 算法饱和吞吐率的理论计算和仿真结果曲线, 图 4 和图 5 表明, 无论在基本方式还是在 RTS/CTS 方式下, BDCF 算法性能好于基本 DCF, DDCF 算法的饱和吞吐率均高于基本 DCF 和 BDCF 算法。

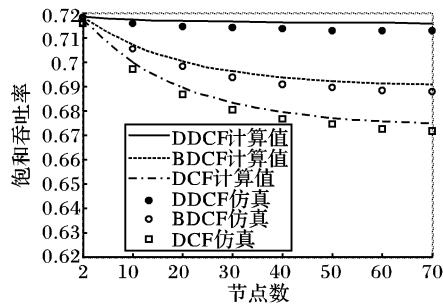


图4 RTS/CTS 接入方式

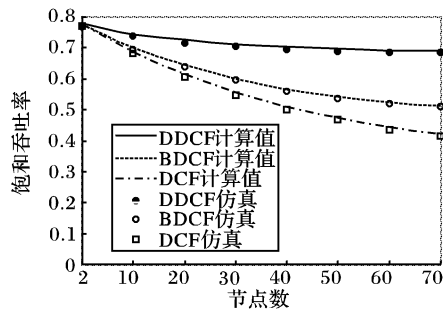


图5 基本接入方式

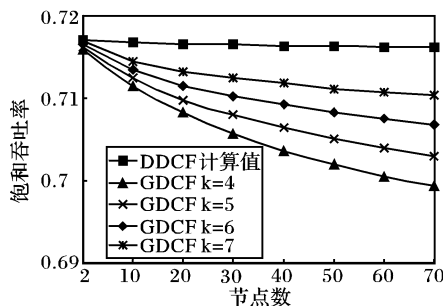


图6 RTS/CTS 方式下 DDCF 与 GDCF 理论值比较

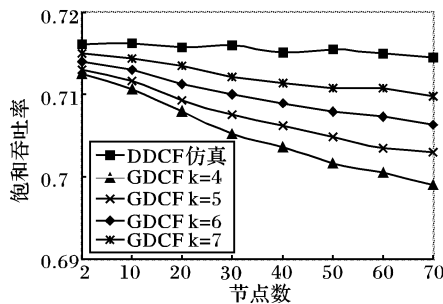


图7 RTS/CTS 方式下 DDCF 与 GDCF 仿真值比较

图6~图9是对GDCF算法 $k$ 分别取4、5、6和7时的性能与DDCF性能的比较,我们发现,无论是采用RTS/CTS方式还是基本方式,当GDCF中的 $k=4$ 时,GDCF算法的性能比BDCF算法的性能有一定提高,但明显低于DDCF算法的性能,当 $k=7$ 时,DDCF的性能仍然高于GDCF。

#### 4 结语

本文提出了一种新的基于动态门限的DCF算法DDCF。

建立了算法的理论模型,对算法进行了仿真,比较了DDCF与DCF、BDCF和GDCF算法的性能。通过对DDCF算法的理论分析和仿真试验表明,由于DDCF算法使竞争节点获得的竞争窗口的稳态值接近理想稳态值,从而提高了整个系统的饱和吞吐率性能。

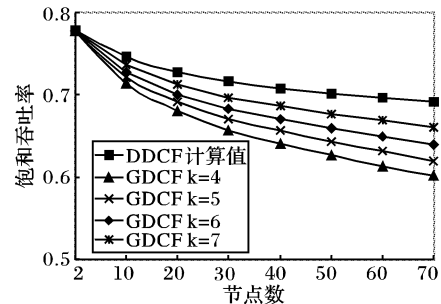


图8 基本方式下 DDCF 与 GDCF 理论值比较

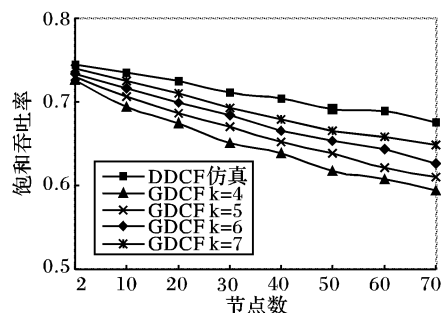


图9 基本方式下 DDCF 与 GDCF 仿真值比较

#### 参考文献:

- [1] BIANCHI G. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function[J]. IEEE Journal on Selected Areas In Communications, 2000, 18(3): 535-547.
- [2] WU HT, CHENG SD, PENG Y, et al. IEEE 802.11 distributed coordination function (DCF): analysis and enhancement[J]. IEEE International Conference on Communications, 2002, 1(28): 605-609.
- [3] WANG CG, TANG WW, SOHRABY K, et al. A Simple Mechanism on MAC Layer to Improve the Performance of IEEE 802.11 DCF[A]. Broadband Networks, Proceedings-First International Conference on Broadband Networks[C]. BroadNets 2004. 365-374.
- [4] WANG CG, LI B, LI LM. A new collision resolution mechanism to enhance the performance of IEEE 802.11 DCF[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2004, 53(4): 1235-1246.
- [5] BHARGHAVAN V. Performance evaluation of algorithms for wireless medium access[A]. IEEE International Computer Performance and Dependability Symposium IPDS'98[C]. 1998. 142-149.
- [6] CALI F, CONTI M, GREGORI E. Dynamic Tuning of the IEEE 802.11 Protocol to Achieve a Theoretical Throughput Limit[J]. IEEE/ACM Trans. On Networking, 2000, 8(6): 785-799.

(上接第1269页)

- [4] ZAHEDI A, PAHLAVAN K. Capacity of a wireless LAN with voice and data services[J]. Communications, IEEE Transactions on July 2000, 48(7): 1160-1170.
- [5] 李建东. 信息网络理论基础[M]. 西安: 西安电子科技大学出版社, 2001.
- [6] SHARON O. An Efficient polling MAC for wireless LANs [J]. IEEE/ACM Trans Networking Altman, 2001, 9(4): 439-451.
- [7] KIM Y-J, SUN Y-J. Adaptive polling MAC schemes for IEEE 802.11 Wireless LANs, Vehicular Technology Conference[J]. The 57th IEEE Semiannual, 2003, 4(22-25): 2528-2532.
- [8] SHREDHAR M, VARGHESE G. Efficient fair queueing using deficit round robin[J]. IEEE/ACM Trans. on Networking, 1996, 4(3): 375-355.