

# 最优常数竞争窗口对 WLAN 的性能优化研究 \*

吕 娜<sup>1,2</sup>, 徐德民<sup>1</sup>, 邹向毅<sup>3</sup>

(1. 西北工业大学 航海学院, 西安 710072; 2. 空军工程大学 电讯工程学院, 西安 710077; 3. 西安电子科技大学 综合业务网理论及关键技术国家重点实验室, 西安 710071)

**摘 要:** 在 IEEE 802.11 网络中可通过监控信道获得系统中竞争节点数目,而 IEEE 802.11DCF 协议的设计并没有利用这一参数。因此,首先分析了在 IEEE 802.11DCF 中使用常数竞争窗口的可行性,提出了 DCF/CCW 这一改进协议,并对其进行系统吞吐量和接入时延分析。在此基础上,提出根据网络中竞争节点数目来选择最优常数竞争窗口的 optimal-DCF/CCW 协议。在 optimal-DCF/CCW 中,各终端首先利用 S-DCF 算法估算网络中竞争节点的数目,据此选择所应采用的最优常数竞争窗口  $W_{opt}$  的值。仿真表明,与 IEEE 802.11DCF 相比较, optimal-DCF/CCW 优化算法能够显著提高饱和系统性能。

**关键词:** 无线局域网; IEEE 802.11; 分布式协调功能; 竞争窗口

**中图分类号:** TP393

**文献标志码:** A

**文章编号:** 1001-3695(2009)04-1463-04

## Using optimal constant contention window to optimize performance of WLAN

LV Na<sup>1,2</sup>, XU De-min<sup>1</sup>, ZOU Xiang-yi<sup>3</sup>

(1. Marine College, Northwestern Polytechnical University, Xi'an 710072, China; 2. Institute of Telecommunication Engineering, Air Force Engineering University, Xi'an 710077, China; 3. State Key Lab of Integrated Service Networks, Xidian University, Xi'an 710071, China)

**Abstract:** In IEEE 802.11 networks, the number of competing terminals could be estimated through monitor the channel. However, the proposed IEEE 802.11DCF doesn't utilize this information. Analyzed the feasibility of using constant contention window and proposed hence the DCF/CCW protocol. Based on the performance analyze of DCF/CCW, proposed an optimization algorithm of optimal-DCF/CCW to give the terminals an optimal constant contention window according to the estimated number of competing nodes. In optimal-DCF/CCW, each terminal firstly estimates the number of competing terminals with S-DCF algorithm and then selects its optimal constant contention window. Simulation results show that compare with IEEE802.11DCF, the optimal-DCF/CCW can significantly improve the system saturation performance.

**Key words:** wireless LAN; IEEE 802.11; distributed coordination function; contention window

IEEE 802.11<sup>[1]</sup>协议在 MAC 层有 PCF 和 DCF 两种访问控制机制。PCF 是一种由 AP 控制的轮询机制,用于支持无冲突和时延受限的业务;DCF 是一种基于 CSMA/CA 的分布式介质访问机制,它为 MAC 帧的发送提供了两种信道接入模式,即基本接入模式和 RTS/CTS 模式。

有关 DCF 性能的研究很多。文献[2]建立 IEEE 802.11 DCF 回退机制的马尔可夫模型,并定量分析了 DCF 的饱和吞吐量;文献[3,4]则分别研究了不同帧长度和竞争窗口大小对 DCF 性能的影响;文献[5]分析了 IEEE 802.11MAC 协议性能存在的固有极限,以及造成这种极限的主要因素;文献[6]中,作者通过对 IEEE 802.11a 和 IEEE 802.11g 这两种协议吞吐量进行比较,指出了 BER、帧长度、传输速率、信道状况等因素对系统性能影响的关系。虽然当前对 IEEE 802.11MAC 协议进行优化的技术多种多样,如文献[7]利用多天技术来提高系统吞吐量;但是仍有不少文献的优化策略,集中在 DCF 中退避窗口的选择上。如文献[8]提出在增加竞争窗口时,不要每次翻倍,而是采用一个较小的参数,即所谓的慢增;文献[9]提出只有在连续检测到  $c$  次传输成功时,才将竞争窗口减半;文献[10]根据 S-DCF 算法获得的网络中竞争节点数目,来动态调

整最优的最小竞争窗口。

在文献[10,11]中,均描述了 IEEE 802.11 网络中竞争节点数目的估计算法。这给了一种直觉:能否根据网络中竞争节点的数目来直接给定竞争窗口的大小,而不需要像 DCF 那样必须在经过 MAC 帧的多次碰撞后才找到合适的竞争窗口值?因此,本文主要就是对在 IEEE 802.11 中根据竞争节点数目来使用常数竞争窗口这一问题进行研究。

### 1 DCF/CCW 性能分析

与 IEEE 802.11DCF 不同,DCF/CCW 的主要思想是去除传统 DCF 中的 BEB,同时直接给定节点一个常数竞争窗口值 CCW 用于进行退避时隙数的选择。当一个 MAC 帧到达时,节点从  $(0, CWW-1)$  中直接选取一个随机数作为退避时隙数,然后开始进入退避规程。退避规程与 IEEE 802.11DCF 中相同,在信道忙的情况下,退避暂停;信道空闲时,退避继续。如果发生碰撞,终端节点只需从  $(0, CWW-1)$  中重新选取一个随机数作为退避时隙数,而不需要对 CCW 作任何改变。本章将分析在不同网络规模下,DCF/CCW 中不同窗口值对网络系统性能的影响。为方便起见,在不致混淆的情况下,将使用  $W$  来代替

收稿日期: 2008-07-06; 修回日期: 2008-09-14 基金项目: 航空科学基金资助项目(20080196005)

作者简介: 吕娜(1970-),女,副教授,博士研究生,主要研究方向为无线数据通信(lvnn2007@163.com);徐德民(1937-),男,院士,教授,主要研究方向为精确制导控制与仿真;邹向毅(1982-),男,硕士,主要研究方向为宽带无线接入、数据通信。

CCW。

### 1.1 DCF/CCW 中 MAC 帧发送概率分析

假定网络中节点数目为  $n$ , 各节点工作在饱和状态下。每一个 MAC 帧在发送前都要经历一段退避时间, 退避时间的长度由随机取自  $(0, CWW - 1)$  中的退避时隙数决定。令随机过程  $b(t)$  为某一节点的退避时隙计数器,  $t$  和  $t + 1$  分别为相邻两个时隙的开始时刻,  $b(t)$  在每一个时隙的开始时刻减 1。需要注意, 这里的一个时隙, 与 IEEE 802.11DCF 中规定的时隙长度  $\sigma$  是不同的。因为当信道忙时, 各节点的退避规程是暂停的, 在连续两个空闲退避时隙之间, 往往包含有 MAC 帧的发送过程, 因而, 该时隙长度往往大于  $\sigma$ 。  $b(t)$  在下一时刻的取值, 只受当前退避状态的影响, 与此前的退避状态无关。同时 DCF/CCW 中没有退避级数的概念, 每次 MAC 帧发送都使用相同的竞争窗口值, 所以随机过程  $b(t)$  是一个一维的马尔可夫过程, 如图 1 所示。

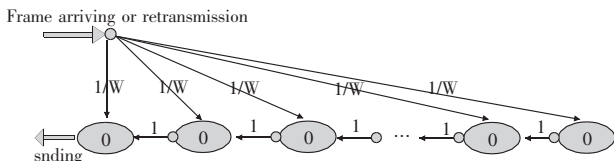


图 1 DCF/CCW 中退避过程的马尔科夫模型

在 DCF/CCW 中, 不论 MAC 帧是否为新到达, 其退避时隙数都是随机取自  $(0, W - 1)$ 。也即, 重传限制  $r$  只是决定了什么时间丢弃一个 MAC 帧, 而对马尔可夫模型没有任何影响。因此, 该模型的一步转移概率为

$$\begin{cases} P\{b(t+1) = k | b(t) = k+1\} = 1; k \in (0, W-2) \\ P\{b(t+1) = k | b(t) = 0\} = 1/W; k \in (0, W-1) \end{cases} \quad (1)$$

式(1)中: 第一个等式说明在任意时隙的开始时刻, 退避时隙数减 1; 第二个等式说明不论 MAC 帧是否为新到达, 其退避时隙数都是随机取自  $(0, W - 1)$  中。令

$$b_k = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{b(t) = k\}; k \in (0, W-1) \quad (2)$$

为该马尔可夫链的静态分布概率。可以得到

$$b_k = [(W-k)/W] b_0; k \in (0, W-1) \quad (3)$$

由此, 不难得到

$$1 = \sum_{k=0}^{W-1} b_k = \sum_{k=0}^{W-1} b_0 \times (W-k)/W = b_0 \sum_{k=0}^{W-1} (1-k/W) = b_0 \times (W+1)/2 \quad (4)$$

当  $b(t)$  减为 0 时, MAC 帧可以发送。因此任意时隙 MAC 帧发送概率为

$$\tau = b_0 = 2/(W+1) \quad (5)$$

### 1.2 DCF/CCW 吞吐量分析

考虑到  $n$  个节点竞争信道, 每一个节点都以概率  $\tau$  发送数据, 则任意时隙信道空闲的概率  $P_i$  为

$$P_i = (1 - \tau)^n \quad (6)$$

取  $P_i$  为在该时隙中至少有一个节点要发送 MAC 帧的概率, 根据式(6)可得

$$P_i = 1 - P_i = 1 - (1 - \tau)^n \quad (7)$$

只有当该时隙中有且只有一个节点发送 MAC 帧时, 该 MAC 帧才可以发送成功(这里暂时不考虑信道物理特性造成的 MAC 帧丢失问题)。因此, 在该时隙中, MAC 帧成功发送的

概率为

$$P_s = n\tau(1 - \tau)^{n-1}/P_i = n\tau(1 - \tau)^{n-1}/[1 - (1 - \tau)^n] \quad (8)$$

相应地, 该时隙中 MAC 帧发送失败(碰撞)的概率为

$$P_c = 1 - P_s = [1 - (1 - \tau)^n - n\tau(1 - \tau)^{n-1}]/[1 - (1 - \tau)^n] \quad (9)$$

定义归一化吞吐量  $S$  为一段时间内信道被占用, 且用于成功传送 MAC 帧的时间所占总时间的比例。据以上分析,  $S$  可表示为

$$S = T_p \times P_s \times P_i / (T_s \times P_s \times P_i + T_c \times P_c \times P_i + \sigma \times P_i) \quad (10)$$

式(10)中:  $T_s$  成功发送 MAC 帧时, 信道为忙的平均时间;  $T_c$  是 MAC 帧发送失败(碰撞)时, 信道为忙的平均时间;  $T_p$  是 MAC 帧成功发送时, 用于发送 MAC 帧的平均时间;  $\sigma$  是空闲时隙的长度。式(10)对基本接入模式和 RTS/CTS 接入模式都是有效的, 但为了节省篇幅, 本文仅就基本接入模式进行分析研究。

在基本接入模式下, 作如下定义:  $T_{PHY}$  为 PHY 头传输时间与传播时延  $\delta$  的总和;  $T_{ACK}$  为传输 ACK 帧所用的时间。此时,  $T_s$  和  $T_c$  可以表示为

$$\begin{cases} T_s = T_{PHY} + T_p + SIFS + T_{PHY} + T_{ACK} + DIFS \\ T_c = T_{PHY} + T_p + DIFS \end{cases} \quad (11)$$

假设 MAC 数据帧为固定帧长, 根据式(5), 取表 1 中的数据, 可以得到 DCF/CCW 中系统归一化吞吐量  $S$  和竞争窗口 CCW 之间的对应关系, 如图 2 所示。

表 1 性能分析所用参数

| 参数   | 值          | 参数        | 值                       |
|------|------------|-----------|-------------------------|
| 信道速率 | 1 Mbps     | $T_{PHY}$ | 192 $\mu s$ + 1 $\mu s$ |
| 时隙长度 | 20 $\mu s$ | MAC 帧长    | 1 024 Byte              |
| SIFS | 10 $\mu s$ | ACK 帧长    | 14 Byte                 |
| DIFS | 50 $\mu s$ | 重传极限      | 7                       |
| 传播时延 | 1 $\mu s$  |           |                         |

从图 2 可以看出, 当网络规模不变时, 伴随  $W$  值从 1 增加到 1 000, 系统归一化吞吐量  $S$  先是迅速增加, 然后逐渐减少; 网络规模较小时系统吞吐量在达到峰值后下降得更快; 同时, 较大规模网络的吞吐量在到达峰值之前增加较慢。值得注意的是, 不同网络规模下最大系统吞吐量却几乎相同, 如表 2 所示。可知, 如果各节点能够根据网络规模选择适合的竞争窗口, 就可以最大化系统吞吐量。这也正是下节中 OPTIMAL-DCF/CCW 优化算法的主要思想。

表 2 不同规模网络的最大理论吞吐量及对应最优竞争窗口

| 网络规模     | 最大吞吐量   | 最优竞争窗口 |
|----------|---------|--------|
| $n = 5$  | 0.883 3 | 133    |
| $n = 10$ | 0.880 2 | 282    |
| $n = 15$ | 0.879 2 | 420    |
| $n = 20$ | 0.878 7 | 579    |

### 1.3 DCF/CCW 时延分析

首先作如下定义:

接入时延(access delay, AD)是节点为发送一个 MAC 帧而竞争信道的整个时间过程, 即从开始进行信道竞争到竞争成功所经历的时间总和。

要计算 AD, 先要得到平均时隙长度

$$d = P_i \times (T_s \times P_s + T_c \times P_c) + P_i \times \sigma \quad (12)$$

当节点有 MAC 帧要发送时, 即在  $(0, W - 1)$  中随机选取一个整数作为退避时隙数, 并开始退避规程。当退避时隙数减为零时, MAC 帧被发送出去。如果该 MAC 帧在第一次发送时就

成功,此时的平均信道接入时延为

$$D_1 = E[\text{backof\_slots}] \times d = [(W - 1)/2] [P_i \times (T_s \times P_s + T_c \times P_c) + P_i \times \sigma] \quad (13)$$

在 DCF/CCW 中,竞争窗口的大小是固定的,故每一次发送所需要的平均 AD 值都是相同的。如果一个 MAC 帧经过  $i$  次发送才成功,则其总平均 AD 值为

$$D_i = i \times D_1 = [(W - 1) \times i/2] [P_i \times (T_s \times P_s + T_c \times P_c) + P_i \times \sigma] \quad (14)$$

考虑重传限制  $r$ ,则 MAC 帧的系统平均 AD 值为

$$D = E[D_i] = \sum_{i=1}^r D_i \times P_c^{i-1} (1 - P_c) = D_1 (1 - P_c) \sum_{i=1}^r i \times P_c^{i-1} \quad (15)$$

利用表 1 中的数据,可以得到系统平均 AD 与竞争窗口值之间的关系,如图 3 所示。

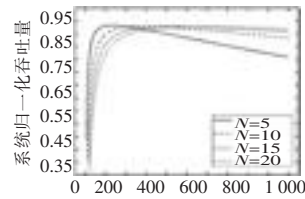


图 2 不同网络规模下系统吞吐量与竞争窗口的关系

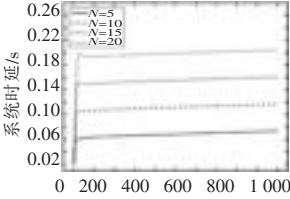


图 3 不同网络规模下系统平均接入时延与竞争窗口关系

从图 3 中可以看出,对应不同规模的网络,其系统平均 AD 值差异很大。但是对给定的网络规模,当竞争窗口值大于竞争节点数目后,系统平均 AD 值增加非常缓慢。

2 Optimal-DCF/CCW 算法描述

经过上面的分析,可以看到在给定网络规模下,竞争窗口的大小对系统平均接入时延的影响较小,但是系统吞吐量受竞争窗口大小的影响却很明显。同时上一章已经提到,对应不同网络规模,最大系统吞吐量却几乎相同。因此,本章中 optimal-DCF/CCW 优化算法的主要目的,就是选取最优竞争窗口以最大化系统吞吐量。

将式(10)重新整理为

$$S = T_p / [T_s - T_c + \sigma \times \{T_c / \sigma [1 - (1 - \tau)^n] + (1 - \tau)^n\} / n\tau(1 - \tau)^{n-1}] \quad (16)$$

根据表 1,  $T_s$ 、 $T_c$ 、 $T_p$  和  $\sigma$  都为常数,要使  $S$  最大化,也即使

$$n\tau(1 - \tau)^{n-1} / [T_c / \sigma [1 - (1 - \tau)^n] + (1 - \tau)^n] = n\tau(1 - \tau)^{n-1} / [T_c / \sigma - \{(1 - \tau)^n (T_c / \sigma - 1)\}] \quad (17)$$

最大化。上式对  $\tau$  微分并令其值为零,经简化,可得

$$\tau = (\sqrt{[n + 2(n - 1)(T_c / \sigma - 1)] / (n - 1)} - 1) / (n - 1) \quad (18)$$

联系式(5)就得到了最大化 DCF/CCW 系统吞吐量的最优常数竞争窗口值为

$$W_{opt} = n \times \sqrt{2T_c / \sigma} - 1 \quad (19)$$

由此可见,如果各节点已经得知当前网络中存在的竞争节点数目,就很容易根据上式得到所应采用的最佳竞争窗口。

现在来对 optimal-DCF/CCW 优化算法作详细描述:

- a) 各节点估算当前网络中竞争节点的数目(如利用文献[10]中的 S-DCF 算法)。
- b) 根据估算得到的竞争节点数目和式(19),来计算此时终端节点应该采用的最优常数竞争窗口  $W_{opt}$ 。当网络规模发

生变化时,该  $W_{opt}$  也相应进行调整。

c) 在 optimal-DCF/CCW 中,不需要 BEB。如果节点有 MAC 帧发送时,它在  $(0, W_{opt} - 1)$  中随机选取一个整数作为退避时隙数。只有当退避时隙数减为零时,该 MAC 帧才可发送。

d) optimal-DCF/CCW 中的退避规程与 IEEE 802.11 中的退避规程完全一样,即当信道空闲时,退避时隙数每时隙减 1;当信道繁忙时,退避暂停,一旦信道重新开始空闲,退避继续进行。只有当退避时隙数减为零时,MAC 帧才被发送出去。

e) 如果发生碰撞,节点在  $(0, W_{opt} - 1)$  中重新随机选取一个整数作为新的退避时隙数,然后重新开始一个退避规程,以重新发送该 MAC 帧。

从上面的描述可以看到,optimal-DCF/CCW 主要在两方面对 IEEE 802.11 作出了改进:

a) 在 optimal-DCF/CCW 中,各节点能够根据网络状况直接选取一个最优的常数竞争窗口值;而在 IEEE 802.11 中,节点必须经历 MAC 帧的多次碰撞后才能得到一个合适的窗口值。

b) 在 IEEE 802.11 中,一旦 MAC 帧成功发送,竞争窗口立刻减小为一个与 PHY 技术相关的固定值  $CW_{min}$ ;当发送下一个 MAC 帧时,又得重新通过碰撞选取合适的竞争窗口。然而在 optimal-DCF/CCW 中,最优常数竞争窗口的取值,与网络规模有关,网络规模不发生变化,则  $W_{opt}$  不改变,这可以保证 MAC 帧始终以最优竞争窗口参与信道竞争。

与 IEEE 802.11DCF 相比,optimal-DCF/CCW 优化算法中的  $W_{opt}$  能够避免大量潜在碰撞的发生,而这正是提高 IEEE 802.11DCF 性能的关键所在。

3 性能仿真

为了验证 optimal-DCF/CCW 优化算法的性能,使用 OPNET 进行仿真验证。仿真模型设定为一个覆盖范围为  $100\text{ m} \times 100\text{ m}$  的无线 Ad hoc 网络。开始时刻有 5 个节点参与竞争,之后每 30 s 新增加 5 个竞争节点;到 120 s 时刻,网络中存在 25 个竞争节点;然后从 15 s 时刻开始,每 30 s 减少 5 个节点;直到 270 s 时刻仿真结束。为了简化起见,不考虑隐藏终端的存在。各节点均工作在基本接入模式下,并处于饱和状态。其他参数如表 1 所示。

图 4 是系统饱和吞吐量的比较曲线。可以看到,随着网络中竞争节点数目的增加,IEEE 802.11 的系统吞吐量迅速下降,这是因为竞争节点数目的增加导致了系统碰撞概率的增加。但是在 optimal-DCF/CCW 中,优化选择的 CCW 能够显著减少 MAC 帧的碰撞,因此,即使在网络规模较大的情况下,optimal-DCF/CCW 优化算法中的系统吞吐量也没有明显减小。优化后的系统规一化饱和吞吐量始终维持在 0.86 的水平,这接近了表 2 中的理论极限。当然,当网络规模较大时,optimal-DCF/CCW 优化算法的性能改进体现得更为明显。例如,在 120~150 s,也就是当竞争节点数目为 25 时,优化后的系统吞吐量大约比 IEEE 802.11DCF 提高了 28%。

图 5 是系统接入时延性能的比较。尽管在 optimal-DCF/CCW 中,优化的 CCW 是以最大化系统吞吐量为目的推导出来的,但是从图中可以看出,系统接入时延性能也得到了显著的

改善。这是因为优化选择的 CCW 避免了大量潜在的碰撞,因而也就降低了式(15)中的 MAC 帧碰撞概率  $P_e$ 。同时,从图 5 中还可以得到这样一个结论,即经过优化的接入时延抖动比 IEEE 802.11 的接入时延抖动平缓许多,尤其是当网络规模较大时。

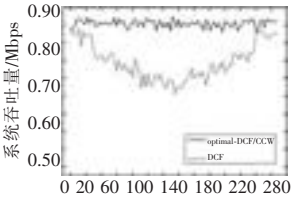


图 4 系统饱和吞吐量比较

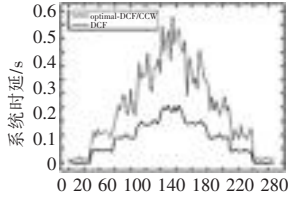


图 5 系统接入时延比较

#### 4 结束语

经过分析以及仿真验证, optimal-DCF/CCW 优化算法能够显著降低网络中 MAC 帧碰撞概率,继而提高饱和系统吞吐量,减小接入时延。该算法具有实现简便,与目前 IEEE 802.11 协议兼容性好,改进效果明显等优点,因而具有很强的实用价值。当然, optimal-DCF/CCW 还有很多有待研究的地方,比如在实现最优常数竞争窗口的基础上进行 QoS 和公平性研究,这是下一步将要进行的工作。

#### 参考文献:

[1] ANSI/IEEE 802.11—1999, Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specification[S]. 2003.  
[2] 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.

(上接第 1452 页)多播路由协议 ADMR 相结合,设计出适应发布订阅的多播协议 PS MR,建立了发布订阅多跳网络。PS MR 采用了发布过滤、订阅过滤和网格过滤机制,当分发信息在多播网格中进行转发时,中间节点需要使用网格节点过滤对数据进行匹配判决,是继续进行网格洪泛还是销毁分发信息。因此,与 ADMR 协议相比,网络中包的转发次数大大减少。笔者还将继续对 PS MR 协议作进一步改进,结合 QoS 算法,使得发布订阅多跳路由协议更加完善。

#### 参考文献:

[1] EUGSTER P T, FELBER P A, GUERRAUI R, et al. The many faces of publish/subscribe[J]. ACM Computing Surveys, 2003, 35(2): 114-131.  
[2] 周元,李光胜,詹永照,等.三种 Ad hoc 网络组播协议的性能分析与比较[J]. 计算机科学, 2006, 33(10): 40-48.  
[3] JETCHEVA J G, JOHNSON D B. Adaptive demand-driven multicast routing in multi hop wireless Ad hoc networks[C]//Proc of Mobihoc. Long Beach, CA: [s. n.], 2001: 33-44.  
[4] XIE J, ROUTE A M. Ad hoc multicast routing protocol[J]. Mobile Networks and Applications, 2002, 7(6): 429-439.  
[5] WU C W, TAY Y C. AMRIS: a multicast protocol for Ad hoc wireless networks[C]//Proc of IEEE Military Communications Conference. Atlantic City: [s. n.], 1999: 25-29.  
[6] LEE S J, GERLA M, CHIANG C C. On-demand multicast routing protocol in multi hop wireless mobile networks[J]. Mobile Networks

[3] CHEN Hong-yuan, LI Yan-da. Performance model of IEEE 802.11 DCF with variable packet length[J]. IEEE Communication Letters, 2004, 8(3): 186-188.  
[4] KHALAJ A, YAZDANI N, RAHGOZAR M. The effect of decreasing CW size on performance IEEE 802.11 DCF[C]//Proc of the 13rd IEEE International Conference on Networks. Kuala Lumpur, Malaysia: [s. n.], 2005: 521-525.  
[5] WANG Shao-cheng, HELMY A. Performance limits and analysis of contention-based IEEE 802.11 MAC[C]//Proc of the 31st IEEE Conference on Local Computer Networks. Tampa, FL: [s. n.], 2006: 418-425.  
[6] MAHASUKHON P, HEMPEL M, SONG C, et al. Comparison of throughput performance for the IEEE 802.11a and 802.11g[C]//Proc of International Conference on Advanced Information Networking and Application. Niagara Falls, ON: [s. n.], 2007: 792-799.  
[7] LEE J H, LEE S, PARK S C. Throughput enhancement of IEEE 802.11 MAC by antenna selection for IEEE 802.11a devices[C]//Proc of the 9th International Conference on Advanced Communication Technology. Gangwon-Do, South Korea: [s. n.], 2007: 1732-1733.  
[8] KRISHNA C R, CHAKRATARTI S, DATTA D. A modified backoff algorithm for IEEE 802.11 DCF-based MAC protocol in a mobile Ad hoc network[C]//Proc of IEEE Region 10 Conference. Chiang Mai, Thailand: [s. n.], 2004: 664-667.  
[9] WANG Chong-gang, LI Bo, LI Le-min. A new collision resolution mechanism to enhance the performance of IEEE 802.11 DCF[J]. IEEE Trans on Vehicular Technology, 2004, 53(4): 1235-1246.  
[10] ZOU Xiang-yi, GAO Jie, ZHAO Li-qiang, et al. Adaptive optimization of IEEE 802.11 DCF based on an accurately estimated number[C]//Proc of Future Telecommunication Conference. Beijing: [s. n.], 2007: 327-331.  
[11] BIANCHI G, TINNIRELLO I. Kalman filter estimation of the number of competing terminals in an IEEE 802.11 network[C]//Proc of IEEE INFOCOM. San Francisco, CA: [s. n.], 2003: 844-852.

and Applications, 2002, 7(6): 441-453.

[7] GARCIA-LUNA-ACEVES J J, MADRUGA E L. Core-assisted Mesh protocol[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1999, 17(8): 1380-1394.  
[8] ZHOU Yuan, LI Guang-sheng, ZHAN Yong-zhao, et al. DRMR: dynamic-ring-based multicast routing protocol for Ad hoc networks[J]. Journal of Computer Science & Technology, 2004, 19(6): 909-919.  
[9] MEIER R, CAHILL V. Steam: event-based middleware for wireless Ad hoc networks[C]//Proc of the 22nd International Conference on Distributed Computing Systems. 2002: 639-644.  
[10] SIVAHARAN T, BLAIR G, COULSON G. GREEN: a configurable and re-configurable publish-subscribe middleware for pervasive computing[C]//Proc of Distributed Objects and Applications. Agia Napa, Cyprus: [s. n.], 2005: 732-749.  
[11] MUSOLESI M, MASCOLO C, HAILES S. Adapting asynchronous messaging middleware to Ad hoc networking[C]//Proc of the 2nd Workshop on Middleware for Pervasive and Ad hoc Computing. 2004: 121-126.  
[12] ZHAI Li-dong, MA Xiao-lei, GAO Jin-chun, et al. PS MR: publish/subscribe multi-cast routing for wireless Ad hoc networks[C]//Proc of International Conference on Computational Intelligence and Security. Harbin: IEEE Computer Society, 2007: 554-557.  
[13] ZHAI Li-dong, LIU Yuan-an, MA Xiao-lei, et al. Research of publish/subscribe paradigm for mobile Ad hoc networks[J]. Journal of Beijing University of Posts and Telecommunications, 2008, 31(2): 30-34.