

# 基于改进 Markov 模型 IEEE 802. 11b 性能分析

高峰<sup>1,2</sup>,高泽华<sup>1,2</sup>,张兵<sup>2</sup>,文柳<sup>2</sup>

(1. 北京邮电大学 泛网无线通信教育部重点实验室,北京 100876  
2. 北京邮电大学 光通信与光电子学教育部重点实验室,北京 100876)

**摘要:**IEEE 802. 11b 理论最高传输速率可达 11 Mbit/s,但在实际应用中,发现其 IP 层数据传输速率远低于此。为了准确评估其数据业务支持能力,对已有基于退避窗口机制的二维 Markov 模型进行改进,从成帧效率和 DCF 协议效率两个方面对 IEEE 802. 11b 无线局域网的性能进行了分析,得出饱和条件下系统归一化吞吐率和平均分组时延,并使用 NS2 进行验证。IEEE 802. 11RTS/CTS 机制可以改善大数据帧条件下系统性能,但 IEEE 802. 11b 协议并未给出切换门限建议值。基于上述改进模型,通过理论计算,给出了不同节点数下基本接入模式与 RTS/CTS 模式切换门限值。

**关键词:**WLAN; IEEE 802. 11b; Markov 模型; 性能分析; RTS/CTS 切换门限值

中图分类号:TN925+.93 文献标识码:A 文章编号:1673-5439(2011)01-0058-07

## Performance Analysis of 802. 11b Based on Improved Markov Model

GAO Feng<sup>1,2</sup>, GAO Ze-hua<sup>1,2</sup>, ZHANG Bing<sup>2</sup>, WEN Liu<sup>2</sup>

(1. Key Laboratory of Universal Wireless Communication, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China  
2. Key Laboratory of Information Photonics and Optical Communications, Beijing University of Posts and Telecommunications,  
Beijing 100876, China)

**Abstract:** The theoretical maximum data rate of wireless LAN based on IEEE 802. 11b is up to 11 Mbit/s. However, in practical applications, we find that the actual user data rate is much lower than that. By use of two-dimension Markovian analysis on the framing efficiency and the DCF efficiency, we provide an extensive throughput performance evaluation of the basic access and the RTS/CTS access mechanisms of IEEE 802. 11b. The accuracy of the proposed new model is validated by comparing it with simulation results, with respect to saturation throughput. Based on this, this paper gives a compartmentalization of the RTS/CTS threshold, with which the system throughput and average packet delay could be improved.

**Key words:** WLAN; IEEE 802. 11b; Markov model; performance analysis; RTS/CTS threshold

## 0 引言

IEEE 802. 11b 工作在 2. 4 GHz 开放频段,理论最高传输速率可达 11 Mbit/s,但是在实际应用中,其传输速率远低于此。排除无线干扰,其主要制约因素在于在各层协议开销以及媒质访问控制层(MAC)接入效率。首先,在 IEEE 802. 11b 成帧过程中引入了较大的封装开销;其次,IEEE 802. 11b 的 MAC 层采用基于冲突避免的载波侦听多路访问

(CSMA/CA)的 DCF 机制来实现无线信道的共享<sup>[1-3]</sup>,节点在竞争信道的过程中会有较长的退避时间,同时由于多个节点竞争信道容易引起冲突,从而导致帧的重传<sup>[4]</sup>。为了准确评估 IEEE 802. 11b 业务支持能力,本文综合考虑成帧效率和 DCF 协议效率<sup>[5]</sup>,对 IEEE 802. 11b WLAN 网络的性能进行了分析。

文献[4-5]对 IEEE 802. 11a 物理层和 MAC 层成帧过程中引入的开销进行了详细的分析和计算。

本文采用类似方法,对 IEEE 802.11b 成帧开销进行计算。自 IEEE 802.11 标准制定以来,对 DCF 性能的分析,一直是研究的热点。在饱和状态和理想信道假设前提下,Bianchi<sup>[6]</sup>利用二维离散马尔可夫模型对 DCF 性能进行分析。但该模型没有考虑重传次数的限制,Haitao Wu 等<sup>[7]</sup>人对 Bianchi 的模型进行了改进,在重传次数达到最大限制的阈值时,当前数据包将被丢弃,竞争窗口将被重置为最小竞争窗口值。文献[6-7]的马尔可夫模型都没有考虑退避过程中的冻结状态,文献[8]同时考虑了重传次数限制和冻结状态,建立了更接近 IEEE 802.11 标准的马尔可夫模型,对饱和负载下的 DCF 协议性能进行了分析。但是其归一化吞吐率计算结果存在错误,并且对于 MAC 时延部分的计算引用了文献[9]的结论,而文献[8-9]两者的马尔可夫模型并不一致。本文在之前研究的基础上<sup>[5-8]</sup>,将 IEEE 802.11b 协议归一化吞吐率分为成帧效率和 DCF 协议效率两个部分之积,分别给出每一部分的模型,并给出结果。同时将新模型结合文献[9]中的 MAC 层接入时延分析方法进行改进,分析不同帧长情况下,基本接入模式与 RTS/CTS 模式下性能差异,并给出两种接入模式的切换门限值。

## 1 IEEE 802.11b DCF 协议

IEEE 802.11b 的 MAC 层协议定义了分布式协调功能( DCF )和点协调功能( PCF )两种接入机制,其中 DCF 是基本访问协议,包括两种传输模式:基本接入模式和 RTS/CTS 模式。由于 PCF 是可选机制,本文只关注 DCF 协议的性能。

在基本接入模式下,每个节点检测到信道空闲后,需要等待分布式帧间间隔( DIFS )加上一个随机退避时间后才能传输数据。各节点在[ 0,CW )( CW 为竞争窗口 )之间等概率随机选择某一整数作为退避次数。发送节点执行退避过程时,在每一个时隙中侦听信道的状态,信道空闲则将退避计时器值减一;信道忙则退避计时器冻结,直至侦听到信道处于连续空闲状态达到 DIFS 时间,退避过程重新启动。当退避计时器递减到 0,节点开始发送数据。在帧传输后,如果在短帧间间隔( SIFS )时间后没有收到目的节点的应答帧 ACK,则认为该帧丢失或碰撞,源节点会按照二进制退避算法进行退避和重传该帧。

RTS/CTS 接入方式是针对无线网络中隐藏终

端问题提出的,同基本接入方式相比,有很多优越性,如协助无线节点尽快的预留信道,减少冲突概率,以及减少一次冲突所浪费的时间等。在 RTS/CTS 模式下,源节点在发送数据前先发送 RTS 控制帧,目的节点在收到 RTS 控制帧后等待信道空闲 SIFS 后发送 CTS 控制帧响应;若源节点未能收到 CTS 帧,表明 RTS 控制帧发生碰撞,源节点必须重传 RTS 帧。RTS/CTS 帧交换成功后,源节点在检测到信道空闲 SIFS 时间之后才开始发送数据帧,等待对方发送 ACK 确认。

但是 RTS/CTS 接入机制在解决问题的同时也给无线网络带来了额外的开销,RTS/CTS 接入方式要求无线节点在发送数据包之前要先发送两个较短的控制帧( RTS 与 CTS )来预留信道,这样发送的控制帧就成为网络额外开销,在节点数比较少、数据帧比较短、冲突概率比较小等情况下,RTS/CTS 接入方式会降低无线网络的整体性能。所以标准 DCF 协议定义了一个 RTS 阈值来控制这两种接入方式的切换,但把该参数的设置留给了用户。本文通过建模分析,给出 IEEE 802.11b 协议下,其最佳切换门限值。

## 2 IEEE 802.11b 系统吞吐率分析

不考虑物理层传输错误,即假设物理层能保证无误传输,定义归一化系统吞吐率为:

$$S = \frac{\text{净数据率}}{\text{标称数据率}} \quad (1)$$

其中,“净数据率”指的是网络层数据速率,而“标称数据率”为 IEEE 802.11b 规范中标称的数据速率。

文献[5]中提出,不考虑物理层传输错误时,式(1)可表示为:

$$S = \eta_{\text{Frame}} \cdot \eta_{\text{DCF}} \quad (2)$$

其中,  $\eta_{\text{Frame}}$  为成帧效率因子,其值等于一帧中有效载荷的传输时间与一帧物理层传输时间之比;  $\eta_{\text{DCF}}$  为 DCF 协议效率因子,其值等于一个系统时隙中成功传送有效载荷的时长与一个系统时隙的平均长度之比。

### 2.1 成帧效率

(1) IEEE 802.11b PPDU 数据帧格式

IEEE 802.11b 物理层为改进的高速直接序列扩频( High Rate Direct Sequence Spread Spectrum, HR/DSSS )。调制码包括:Barker 码,CCK( Compensation Code Keying, 补偿码键控 ), PBCC( Packet Bi-

nary Convolutional Coding, 分组二进制卷积编码), 传输速率最高可达 11 Mbit/s。

PPDU 包括三部分: PLCP Preamble、PLCP Header 和 PSDU。IEEE 定义了两种 Preamble 和 Header 组成的 PPDU 帧结构: 长 PPDU 帧和短 PPDU 帧。其中, 对长 PPDU 帧的支持是强制标准, 因为它可与早期的 1 Mbit/s 和 2 Mbit/s 的 DSSS 一起工作, 而短 PPDU 帧格式是一种可选格式。因而本文以长帧为例, 进行 IEEE 802.11b 成帧效率的分析。

长 PPDU 帧格式如图 1 所示。

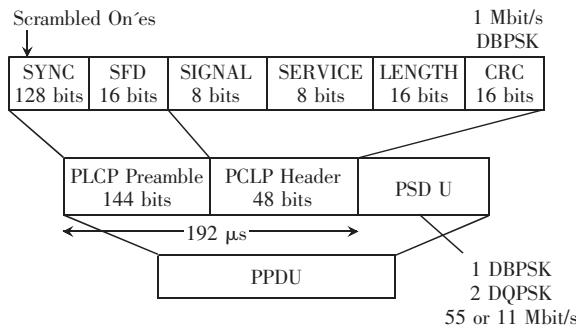


图 1 长 PPDU 帧格式

其中, PLCP Preamble 由 128 bit 同步码( SYNC )和 16bit 起始帧界定符( Start Frame Delimiter, SFD )构成。前导码结束后, 就是 PLCP Header, 这些信息中包含了与数据传输相关的物理参数。这些参数包括: 信令( SIGNAL )、业务( SERVICE )、PSDU 长度( LENGTH )和 CRC 校验码。接收机将按照这些参数调整接收速率、选择解码方式并决定何时结束数据接收。SIGNAL 字段长 8 bit, 定义数据传输速率。SERVICE 字段长度也是 8 bit, 它指定使用何种调制码( CCK 或 PBCC )。LENGTH 字段长 16 bit, 用于指示发送后面的 PSDU 需用多长时间( 单位为 us )。16 bit CRC 校验码用于检验收到的信令、业务和长度字段是否正确。

Long Preamble 和 PLCP Header 以固定的 1 Mbit/s 速率发送, 持续时间为 192 μs。而 PSDU 数据部分则可以 1 Mbit/s、2 Mbit/s、5.5 Mbit/s 和 11 Mbit/s 速率进行传送。

PSDU( 即从 MAC 层传来的 MPDU 信息 ) 使用统一的 IEEE 802.11 MAC 帧格式, 如图 2 所示。

字节数

2	2	6	6	6	2	6	0-2312	4
Frame Control	Duration	Address1	Address2	Address3	Seq	Address4	Data	Check Sum

图 2 MAC 帧结构

## (2) MAC 层成帧效率分析

长 PPDU 帧的前端是 PLCP Long Preamble 和

PLCP Header。此外, 将用户数据填充到帧中时, 要引入 MAC Header 和 CRC 等。PSDU 部分传送的比特数  $N_0$  为:

$$N_0 = N_{\text{Data}} + N_{\text{Header}} + N_{\text{CRC}} \quad (3)$$

其中,  $N_{\text{Data}}$  为每帧中用户数据比特数, 最多  $2312 \times 8$  bit;  $N_{\text{Header}}$  为每帧中的 MAC Header 比特数, 共计  $30 \times 8$  bit;  $N_{\text{CRC}}$  为每帧中的 CRC 校验比特数, 共  $4 \times 8$  bit; 通过上述分析可以得到每帧总的传输时间  $t_{\text{Frame}}$  为:

$$t_{\text{Frame}} = \frac{N_0}{R_0} + \tau_1 + \tau_2 \quad (4)$$

其中,  $R_0$  为规范标称的数据速率, 有  $1/2/5.5/11$  Mbit/s 等;  $\tau_1$  为 PLCP Preamble 持续时间,  $\tau_2$  为 PLCP Header 持续时间, 二者总共持续时间为  $192 \mu\text{s}$  ( Long Preamble )。那么容易得到成帧效率  $\eta_{\text{Frame}}$ :

$$\eta_{\text{Frame}} = \frac{N_{\text{Data}}/R_0}{t_{\text{Frame}}} \quad (5)$$

## 2.2 DCF 协议性能分析

参照文献[ 6 ]的建模过程和分析方法, 令  $b(t)$  表示某个节点的退避计数器值。取离散整数时间点  $t$  和  $t+1$  分别表示两个相邻时隙的起始时刻, 根据二进制指数退避过程在每个空闲时隙的起始时刻退避计数器减一。这样,  $b(t)$  成为一个离散时间随机过程。由于当信道繁忙时退避计数器值将一直保持, 所以, 退避计数器发生连续变化的时间间隔有可能大于一个时隙的长度。

每个节点的退避计数器值都与其传输历史有关, 随机过程  $b(t)$  是非 Markov 的。由于一个数据帧所经历的碰撞次数是随机的, 从而退避阶数  $s(t)$  也是一个随机过程。本文采用文献[ 6-9 ]中同样的假设条件: 假定不论某一数据帧经历了多少次重传, 当其进行每一次传输尝试时, 该数据帧与其他数据帧发生碰撞的概率  $p$  始终独立且保持恒定。由这一假设可知退避过程因发生碰撞而在退避阶之间发生转移的概率等于  $p$ , 与其传输历史无关。此外, 在一个退避阶内, 退避计数器值的变化也与节点所处的退避阶无关, 只与上一时隙的退避计数器取值有关。从而, 可以将二维随机过程  $\{b(t), s(t)\}$  表示为一个 Markov 链, 如图 3 所示。

在这个 Markov 链模型中,  $m$  表示节点执行退避过程的最大次数, 即最大重传次数。 $m'$  表示 CW 由初始竞争窗口值  $CW_{\min} + 1$  到最大竞争窗口值  $CW_{\max} + 1$  的指数增加过程中最大变化次数, 一旦  $CW$  达到最大竞争窗口值  $CW_{\max} + 1$ ,  $CW$  将维持不变直到

被重置成初始竞争窗口大小,因此有:

$$\begin{cases} W_i = 2^i W_0 & i \leq m' \\ W_i = 2^{m'} W_0 & i > m' \end{cases} \quad (6)$$

其中,  $W_0 = (CW_{\min} + 1)$ , 且  $2^{m'} W_0 = (CW_{\max} + 1)$ 。

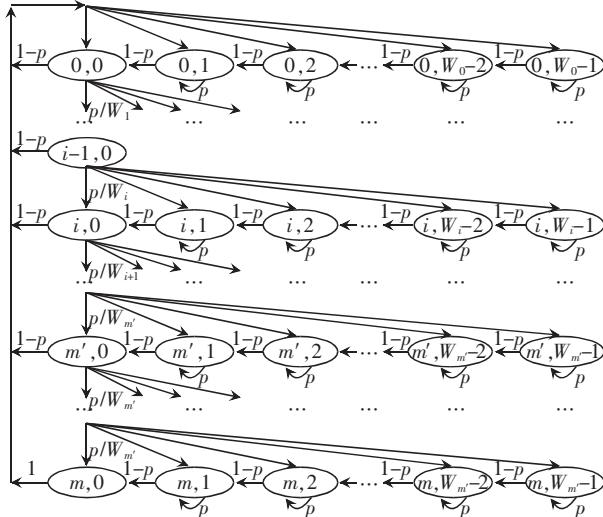


图3 退避窗口机制的马尔可夫链模型

Markov 状态转移图中,水平方向上从右向左单步状态转移代表节点退避计数器的值减一,垂直方向上从上至下单步状态转移代表节点在空口上发生一次碰撞。

由 Markov 状态转移图可得下列单步转移概率:

(1) 站点监测到无线信道空闲,将其退避计数器减一的概率为

$$P\{i, k | i, k+1\} = 1 - p, k \in [0, W_i - 2], i \in [0, m] \quad (7)$$

(2) 站点监测到无线信道忙,将其退避计数器冻结的概率为

$$P\{i, k | i, k\} = p, k \in [0, W_i - 1], i \in [0, m] \quad (8)$$

(3) 站点后退计数器值减为零,将当前帧成功发送,返回 0 级退避状态,并重新选择退避计数器为  $k$  的概率为

$$P\{0, k | i, 0\} = \frac{1-p}{W_0}, k \in [0, W_0 - 1], i \in [0, m - 1] \quad (9)$$

(4) 站点发送数据不成功后,进入下一级退避状态,并重新选择退避计数器的值为  $k$  的概率为

$$P\{i, k | i - 1, 0\} = \frac{p}{W_i}, k \in [0, W_i - 1], i \in [0, m] \quad (10)$$

(5) 站点经过多次重传,已达到最大退避级数  $m$ ,不管接下来发送成功或失败,将返回初始状态,重新选择退避计数器值  $k$ ,准备传输下一帧的概

率为

$$P\{0, k | m, 0\} = \frac{1}{W_0}, k \in [0, W_0 - 1] \quad (11)$$

令  $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\}, k \in [0, W_i - 1], i \in [0, m]$ , 为 Markov 链的稳态分布概率。从上面的状态转移图中可以得到:

$$b_{i,0} = b_{0,0} \cdot p^i, i \in [0, m] \quad (12)$$

由图 4,经推导得:

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i(1 - p)} \cdot b_{i,0}, 0 \leq i \leq m, 0 < k \leq W_i - 1 \quad (13)$$

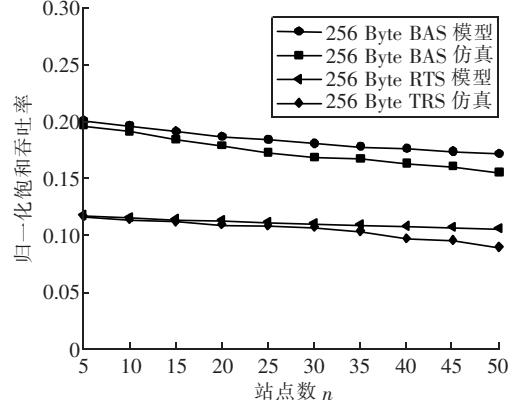


图4 计算结果与仿真对比

由于稳态分布具有归一化条件,可得

$$\sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = 1 \quad (14)$$

结合式(12)~(14)可得

$$b_{0,0} = \begin{cases} \frac{2(1-p)^2(1-2p)}{W_0(1-p)(1-(2p)^{m+1}) + P_3}, & m \leq m' \\ \frac{2(1-p)^2(1-2p)}{P_1 + P_2 + P_3}, & m > m' \end{cases} \quad (15)$$

其中:

$$\begin{aligned} P_1 &= W_0(1-(2p)^{m'+1})(1-p) \\ P_2 &= W_0 p (1-2p)(2p)^{m'}(1-p^{m-m'}) \\ P_3 &= (1-2p)^2(1-p^{m+1}) \end{aligned}$$

系统中任一个站点在一个随机时隙内传输数据的概率  $\tau$  可以表示为:

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \sum_{i=0}^m p_i b_{0,0} = \frac{1-p^{m+1}}{1-p} \cdot b_{0,0} \quad (16)$$

由  $p = 1 - (1 - \tau)^{n-1}$  得:

$$\tau = 1 - (1 - p)^{\frac{1}{n-1}} \quad (17)$$

联立方程式(15)~(17),即可求出  $p$  和  $\tau$  的数值解。

本文中定义 DCF 协议效率因子为:

$$\eta_{\text{DCF}} = \frac{p_s p_{\text{tr}} t_{\text{Frame}}}{(1 - p_{\text{tr}})\sigma + p_s p_{\text{tr}} T_s + p_{\text{tr}}(1 - p_s)T_c} \quad (18)$$

其中,  $t_{\text{frame}}$  为一帧传输时间, 其值可由式(4)求出。 $p_{\text{tr}}$  为在一个时隙中至少有一个帧在传输的概率,  $p_s$  为有帧传输时, 有且仅有 1 个帧传输成功的概率<sup>[3]</sup>。

$$p_{\text{tr}} = 1 - (1 - \tau)^n \quad (19)$$

$$p_s = \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{p_{\text{tr}}} = \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{1 - (1 - \tau)^n} \quad (20)$$

一个时隙的平均长度可以分成三部分: 信道空闲的时间  $\sigma$ , 概率为  $1 - p_{\text{tr}}$ ; 成功传输一帧导致信道忙的平均时间  $T_s$ , 概率为  $p_s p_{\text{tr}}$ ; 节点发生传输冲突的平均时间  $T_c$ , 概率为  $p_{\text{tr}}(1 - p_s)$ 。

$T_s$  和  $T_c$  在基本接入模式和 RTS/CTS 模式下的表达式不同, 则两种模式下的  $T_s$  和  $T_c$  分别为:

当采用基本接入方式时有:

$$\begin{cases} T_s^{\text{BAS}} = DIFS + t_F + \delta + SIFS + T_{\text{ACK}} + \delta \\ T_c^{\text{BAS}} = DIFS + t_F^* + \delta + SIFS + T_{\text{ACK}} + \delta \end{cases} \quad (21)$$

当采用 RTS/CTS 接入方式时有:

$$\begin{cases} T_s^{\text{RTS}} = DIFS + T_{\text{RTS}} + 3SIFS + T_{\text{CTS}} + t_F + T_{\text{ACK}} + 4\delta \\ T_c^{\text{RTS}} = DIFS + T_{\text{RTS}} + SIFS + T_{\text{CTS}} + 2\delta \end{cases} \quad (22)$$

其中,  $\delta$  为传播时延,  $t_F$  是数据包传输时长,  $t_F^*$  是每次冲突中最长负载包的传输时延, 在本文中, 假设所有数据包具有相同的长度, 因此有  $t_F = t_F^*$ 。  $T_{\text{RTS}}$ 、 $T_{\text{CTS}}$ 、 $T_{\text{ACK}}$  分别为 RTS、CTS 和 ACK 数据包的传输时长, 在长 PPDU 帧条件下, 依据 IEEE 802.11b 标准<sup>[1]</sup>, 有

$$T_{\text{RTS}} = 192 \mu\text{s} + 160 \mu\text{s} = 352 \mu\text{s} \quad (23)$$

$$T_{\text{ACK}} = T_{\text{CTS}} = 192 \mu\text{s} + 112 \mu\text{s} = 304 \mu\text{s} \quad (24)$$

### 3 IEEE 802.11b 介质访问延迟分析

在 MAC 层, 介质访问延迟是指在一个节点中, 为发送一个数据帧开始竞争信道, 直到成功的把该数据帧发送出去所用的总时间, 如果使用了 RTS/CTS 机制, 那么要包括成功交换 RTS/CTS 帧的时间。因为本文假设每个节点总是有数据要发送, 所以介质访问延迟可以表示成一个节点连续两次成功发送数据帧之间的时间间隔<sup>[9]</sup>。

$$E[M] = E[X] \cdot E[slot] \quad (25)$$

其中,  $E[X]$  代表为完成一次成功的传输, 节点所要等待的平均系统时隙数。 $E[slot]$  表示一个系统时隙的平均时长, 可表示为

$$E[slot] = (1 - P_{\text{tr}})\sigma + P_{\text{tr}}P_s T_s + P_{\text{tr}}(1 - P_s)T_c \quad (26)$$

$E[X] = \sum_{i=0}^m d_i \cdot q_i$ ,  $d_i$  为在第  $i$  个退避状态下, 一个分组在发送前所经历的平均系统时隙数,  $q_i$  为分组退避至第  $i$  个等级(假设分组最终没有被丢弃)的概率<sup>[10]</sup>。

令  $E[Z]$  为分组由  $b_{i,k}$  转为  $b_{i,k-1}$ ,  $i \in [0, m]$ ,  $k \in [1, W_i - 1]$  状态过程中所经历的平均系统时隙数, 则

$$E[Z] = \sum_{n=1}^{\infty} np^{n-1}(1-p) \quad (27)$$

由式(32)可得

$$E[Z] = \frac{1}{1-p} \quad (28)$$

$$d_i = E[Z] \cdot \frac{1}{W_i} \cdot \sum_{x=0}^{W_i-1} x = \frac{1}{1-p} \cdot \frac{W_i-1}{2}, i \in [0, m] \quad (29)$$

$q_i$  代表一个数据分组到达第  $i$  阶退避状态的概率( $q_i$  最终未被丢弃, 成功发送):

$$q_i = \frac{p^i - p^{m+1}}{1 - p^{m+1}}, i \in [0, m] \quad (30)$$

因此, 有

$$E[X] = \sum_{i=0}^m d_i \cdot q_i = \sum_{i=0}^m \frac{1}{1-p} \cdot \frac{W_i-1}{2} \cdot \frac{p^i - p^{m+1}}{1 - p^{m+1}} \quad (31)$$

$$\begin{aligned} E[M] &= E[X] \cdot E[slot] \\ &= E[slot] \frac{(W_i-1)(p^i - p^{m+1})}{2(1-p)(1-p^{m+1})} \end{aligned} \quad (32)$$

## 4 分析结果

### 4.1 IEEE 802.11b 饱和吞吐率

实验中采用的参数见表 1。网络中移动设备的站点数目  $n$  依次设为 2~50。

表 1 IEEE 802.11b MAC 层和 PHY 层参数<sup>[1]</sup>

参数	值
物理层速率	11 Mbit/s
PLCP Preamble 持续时间	144 us
PLCP Header 持续时间	48 us
ACK 传输时间	304 us
RTS 传输时间	352 us
CTS 传输时间	304 us
传播延迟	1 us
时隙时间	20 us
SIFS	10 us
DIFS	50 us

IEEE 802.11b 基本接入模式下,  $m = 7, m' = 5$ ; RTS/CTS 机制下,  $m = 4, m' = 5$ 。

IEEE 802.11b 饱和条件下, 系统归一化吞吐率可表示为:

$$\begin{aligned} S &= \eta_{\text{Frame}} \cdot \eta_{\text{DCF}} \\ &= \frac{N_{\text{Data}} p_s p_{tr} / R_0}{(1 - p_{tr}) \sigma + p_s p_{tr} T_s + p_{tr} (1 - p_s) T_c} \quad (33) \end{aligned}$$

使用 NS2 软件进行仿真, 以验证改进模型的正确性。令 MSDU 长度为 256 Byte, 系统中站点数  $n$  由 2 依次增加至 50。计算其在基本接入模式下以及 RTS/CTS 模式下的饱和吞吐率, 仿真结果与模型计算结果对比如图 4 所示。

由图 4 可知, 改进后的 Markov 模型计算值与仿真结果较为接近, 验证了本模型的有效性。

不同帧长条件下系统归一化吞吐率如图 5 所示。

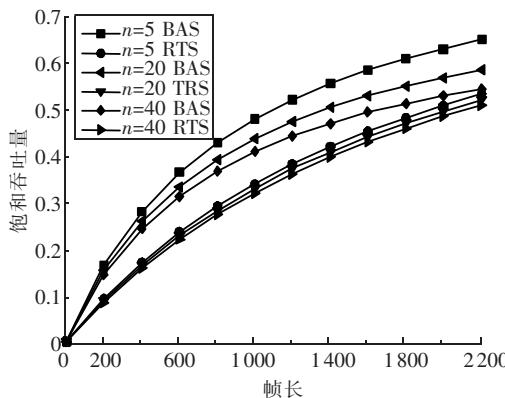


图 5 不同帧长条件下系统归一化吞吐率

由图 5 可知, 随着帧长的减小, 系统归一化吞吐率迅速下降。在相同帧长条件下, RTS/CTS 机制下系统归一化吞吐率对系统中站点数目  $n$  不敏感, 随着站点数的增加, 系统吞吐率基本保持稳定, 仅呈缓慢下降。而基本接入模式下, 其系统吞吐率会随着系统中站点数的增加而下降, 在大帧长条件下尤为明显。

此外, 对于不同的帧长, 基本接入模式与 RTS/CTS 模式下的性能存在较大差异。在大帧长条件下, RTS/CTS 机制的性能接近于基本接入机制; 而在小帧长条件下, RTS/CTS 模式的性能不及基本接入模式。

## 4.2 IEEE 802.11b 饱和条件下 MAC 层接入时延

不同数据长度帧在基本接入模式及 RTS/CTS 接入模式下的平均 MAC 接入时延如图 6 所示。

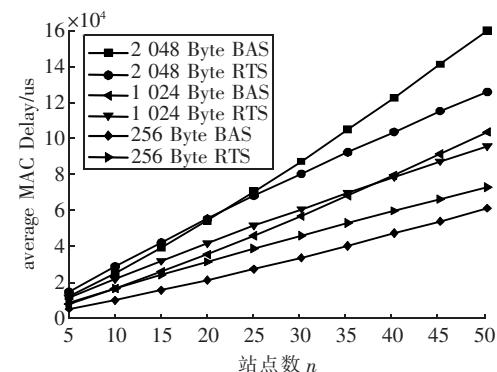


图 6 IEEE 802.11b MAC 层接入时延

从图 6 可知, 在大帧长条件下, 基本接入模式 MAC 时延随站点数增加而线性增加, RTS/CTS 机制下时延性能则优于基本接入模式。在小帧长条件下, 基本接入模式下的时延性能则优于 RTS/CTS 模式。这主要是因为 RTS/CTS 机制使碰撞只发生在 RTS 阶段, 避免了大帧长数据的碰撞, 提升了系统时延性能。而在小帧长条件下, 这一优势不明显, 同时 RTS/CTS 控制帧又引入了过多开销, 导致系统性能下降。因而在实际系统中, RTS/CTS 模式启动门限的设置成为关键问题。不同帧长条件下 IEEE 802.11b MAC 层接入时延如图 7 所示。

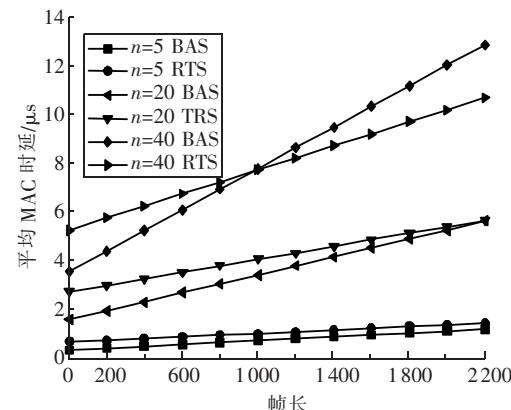


图 7 不同帧长下 IEEE 802.11b MAC 层接入时延

由图 7 可知, 对于系统内不同竞争站点数的情况下, RTS/CTS 机制的启动门限并不一致。在系统中只有 5 个节点条件下, 在任何帧长条件下 RTS/CTS 机制性能并无优势。在 20 个节点条件下, RTS/CTS 机制在大帧长条件下的时延性能逐渐接近基本接入模式, 切换门限值为 2 200 字节数据长度; 在 40 节点条件下, RTS/CTS 优势更为明显, 切换门限为 1 000 字节。

## 5 结论

本文通过研究 IEEE 802.11b DCF 接入控制机

制,并改进退避窗口机制的二维 Markov 模型,来分析数据帧长和竞争节点数对系统吞吐量及时延性能的影响。同时本文给出了不同节点数条件下,基本接入模式与 RTS/CTS 模式切换门限值设置方法,使网络性能达到最优。

## 参考文献:

- [1] IEEE. IEEE Std 802.11. Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer( PHY ) Specifications[ S ]. Aug. 1999.
- [2] IEEE. IEEE Std 802.11b. Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer( PHY ) Specifications:Highspeed Physical Layer Extension in the 2.4 GHz Band[ S ]. Sep. 1999.
- [3] MATTBEW S. Gast. 802.11 Wireless Networks: The Definitive Guide[ M ]. 2nd ed. Sebastopol: O'Reilly Media, Inc, 2005: 49–61.
- [4] JIANG Lianshan, CHEN Weiping. Analysis of Wireless LAN MAC Layer Channel Transport Efficiency[ J ]. Modern Electronics Technique, 2006, 7:4–6.
- [5] WEN Liu, GAO Zehua, GAO Feng. Performance Analysis of IEEE 802.11a in Non-saturation Conditions[ C ]// Proc of IEEE IC-NIDC. Piscataway: IEEE, 2009: 837–841.
- [6] BIANCHI G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function[ J ]. IEEE J Select Areas Commun, 2000, 18: 535–547.
- [7] WU H, PENG Y, MA J. Performance of Reliable Transport Protocol over IEEE 802.11 WLAN: Analysis and Enhancement[ C ]// Proc of IEEE INFOCOM. Piscataway: IEEE, 2002: 599–607.
- [8] VARDAKAS S, SIDIROPOULOS M K, LOGOTHETIS M D. Performance behaviour of IEEE 802.11 distributed coordination function[ J ]. Circuits, Devices & Systems, 2008, 2: 50–59.

- [9] CHATZIMISIOS P, BOUCOUVALAS A C, VITSAS V. Packet delay analysis of IEEE 802.11 MAC protocol[ J ]. Electronics Letters, 2003, 39( 18 ): 1358–1359.
- [10] CHATZIMISIOS P, BOUCOUVALAS A C, VITSAS V. IEEE 802.11 Wireless LANs: Performance Analysis and Protocol Refinement [ J ]. EURASIP Journal on Applied Signal Processing, 2005, 1: 67–78.

## 作者简介:

**高 峰**(1982–),男,黑龙江齐齐哈尔人。北京邮电大学泛网无线通信教育部重点实验室讲师,博士。研究方向为无线网络与移动通信。

**高泽华**(1971–),男,山东临沂人。北京邮电大学泛网无线通信教育部重点实验室副教授,博士。研究方向为无线通信。

**张 兵**(1986–),男,安徽六安人。北京邮电大学光通信与光电子学教育部重点实验室博士研究生。研究方向为 WLAN。

**文 柳**(1985–),女,湖北恩施人。北京邮电大学光通信与光电子学教育部重点实验室硕士研究生。研究方向为 WLAN。

(上接第 57 页)

## 作者简介:

**吉晓东**(1979–),男,江苏南通人。南通大学电子信息学院讲师,南京邮电大学信号处理与传输研究院在读博士研究生。研究方向为网络编码、协作中继以及认知无线电技术。

**郑宝玉**(1945–),男,福建闽侯人。南京邮电大学信号处理与传输研究院教授、博士生导师,上海交通大学兼职教授、博士生导师。(见本刊本期第 51 页)

**邹 丽**(1981–),女,江苏南通人。南通大学电子信息学院讲师。主要研究方向为宽带数字通信、通信信号处理。