

非理想信道下无线局域网的性能分析

翟临博, 张晓敏

(山东大学信息学院, 济南 250100)

摘要: 提出了一种在非理想信道下分析 IEEE 802.11 无线局域网的饱和吞吐量的方法。分析的过程中考虑到信道“捕获”和退避“冻结”的问题, 采用条件概率建立了数学模型。在 IEEE 802.11b 无线局域网定义的不同数据速率下, 利用该方法对基本访问机制和 RTS/CTS 访问机制进行了分析。仿真表明, 分析结果与 DCF 模式下的饱和吞吐量是吻合的。

关键词: 802.11; 802.11b; 无线局域网; 饱和吞吐量

Performance Analysis of Wireless LANs for Lossy Channel

ZHAI Linbo, ZHANG Xiaomin

(Information College, Shandong University, Jinan 250100)

【Abstract】 This paper presents a way to estimate the saturation throughput of IEEE 802.11 for a lossy channel. The analysis which is involved in capture effects and backoff freezing procedures, is based on elementary conditional probability arguments. It uses this way to analyze the performance of the basic access and RTS/CTS access mechanisms of IEEE 802.11b. Simulation results show the analysis accurately predicts the saturation throughput in DCF mode.

【Key words】 802.11; 802.11b; Wireless LANs; Saturation throughput

目前, 无线局域网的应用日益广泛, 其主要特征之一是采用无线信道。无线信道中的路径损耗、慢衰落以及各种干扰都是影响数据正确传输的重要因素, 因此有必要考虑非理想信道误码对网络性能的影响。但目前针对无线局域网的性能分析, 大多数基于理想信道。文献[1]提出了一种二维马尔可夫链的数学模型分析 802.11 DCF 的饱和吞吐量。此模型假设信道是理想的, 但是, 没有考虑信道“捕获”的影响和退避“冻结”的问题。文献[2]提出了一种新的定义时隙的方法, 同时考虑了非理想信道的影响, 但是仍没有考虑发送成功站连续“捕获”信道的情况, 同时在非零阶缺少了退避计数器取最大值的状态。文献[3]提出了一种在理想信道情况下采用条件概率建立数学模型的分析方法, 但该分析模型不能直接用于非理想信道。

本文在文献[3]的基础上, 研究了非理想信道误码对网络吞吐量的影响, 并考虑信道“捕获”和退避“冻结”等问题, 提出了一种分析 IEEE 802.11^[4] 无线局域网饱和吞吐量的数学模型, 在 IEEE 802.11b^[5] 无线局域网定义的不同数据速率下, 利用该模型对基本访问机制和 RTS/CTS 访问机制进行了性能分析, 并通过仿真结果验证。

1 模型时隙的定义

假设局域网内不存在“隐藏”终端, 信道是非理想的, 重传次数不受限制, 站的数目 n 是固定的, 每个站在任何时刻都有数据要发送, 即网络处在饱和状态下。定义一个模型时隙以非发送站的退避计数器减 1 作为开始标志。定义最大退避阶数为 m , 则退避阶数 $i \in [0, m]$ 。定义各阶退避窗口的最大值为 w_i , 则随机退避值将在 $[0, w_i]$ 中等概率选取。

分别以 RTS、CTS 和 ACK 表示 RTS 帧、CTS 帧和 ACK 帧的长度, H 表示物理层信头和 MAC 层信头的长度之和, L 表示定长数据帧中的数据长度, 长度单位均为 bit; 对应的发送时间

分别用 t (RTS)、 t (CTS)、 t (ACK)、 t (H) 和 t (L) 表示; 以 SIFS、DIFS 和 EIFS 表示各种帧间间隔的持续时间; σ 表示传播时延; δ 表示系统空闲时隙的持续时间。根据 IEEE 802.11 MAC 层协议^[4] 的附录, ACK 的超时值为 $SIFS + t(ACK) + \delta$, CTS 的超时值为 $SIFS + t(CTS) + \delta$, 假设 EIFS 的值为 $SIFS + t(ACK) + DIFS$ 。令 P_e 表示已发送帧产生错误的概率, P_{ber} 表示误比特率, 那么基本访问机制和 RTS/CTS 机制下的 P_e 可以分别表示为

$$\begin{cases} P_e^{bas} = 1 - (1 - P_{ber})^{H+L+ACK} \\ P_e^{rts} = 1 - (1 - P_{ber})^{RTS+CTS+H+L+ACK} \end{cases}$$

当采用基本访问机制时, 发送顺序为“数据帧-ACK”, 可有 5 种时隙: 空闲时隙, 冲突时隙, 数据帧错误时隙, ACK 错误时隙和成功发送时隙。前 4 种时隙的持续时间的表示与文献[2]相同:

$$\begin{cases} T_1^{bas} = \delta \\ T_2^{bas} = t(H) + t(L) + \sigma + EIFS + \delta \\ T_3^{bas} = t(H) + t(L) + \sigma + EIFS + \delta \\ T_4^{bas} = t(H) + t(L) + \sigma + SIFS + t(ACK) + \sigma + EIFS + \delta \end{cases}$$

成功发送时隙则应考虑信道“捕获”和“捕获”后误码的影响。一次成功的发送意味着在发送开始时, 所有其他站的退避值都大于等于 1, 否则就会发生冲突。根据 DCF 的描述, 信道空闲一个 DIFS, 再经过一个系统空闲时隙后, 监听站的退避计数器才会减 1。因此, 只有发送成功的站才可能

作者简介: 翟临博(1982 -), 男, 硕士生, 主研方向: 无线网络的性能分析; 张晓敏, 副教授

收稿日期: 2006-06-28 **E-mail:** zhai@mail.sdu.edu.cn

在一个DIFS后就“捕获”信道。此时，该站选择的退避值为零，退避值选择零的概率为 $B_0 = 1/(W_{\min} + 1)$ 其中 W_{\min} 表示协议^[5]规定的最小退避窗口。而且这时的发送不会产生冲突，但由于非理想信道的影响可能产生误码。根据前面对模型时隙的定义，一个包含成功发送的时隙可能包括不止一个数据帧的发送。令 T_5^{bas} 表示一个成功发送时隙的持续时间，可得：

$$\begin{aligned} T_5^{bas} &= T^{bas} + \sum_{i=1}^{\infty} [B_0(1 - P_e^{bas})]^i T^{bas} \\ &+ \sum_{i=1}^{\infty} B_0^i (1 - P_e^{bas})^{i-1} \{ [1 - (1 - P_{ber})^{H+L}] T_3^{bas} \\ &+ (1 - P_{ber})^{H+L} [1 - (1 - P_{ber})^{ACK}] T_4^{bas} \} + \delta \\ &= \frac{T^{bas}}{1 - B_0(1 - P_e^{bas})} + \frac{B_0 [1 - (1 - P_{ber})^{H+L}] T_3^{bas}}{1 - B_0(1 - P_e^{bas})} \\ &+ \frac{B_0 (1 - P_{ber})^{H+L} [1 - (1 - P_{ber})^{ACK}] T_4^{bas}}{1 - B_0(1 - P_e^{bas})} + \delta \end{aligned}$$

其中， T^{bas} 表示一个数据帧成功发送的时间：

$$T^{bas} = t(H) + t(L) + \sigma + SIFS + t(ACK) + \sigma + DIFS$$

当采用 RTS/CTS 访问机制时，发送顺序为“RTS-CTS-数据帧-ACK”，可有 7 种时隙：空闲时隙，冲突时隙，RTS 错误时隙，CTS 错误时隙，数据帧错误时隙，ACK 错误时隙和成功发送时隙。前 6 种时隙持续时间的表示与文献[2]相同：

$$\begin{cases} T_1^{rts} = \delta \\ T_2^{rts} = t(RTS) + \sigma + EIFS + \delta \\ T_3^{rts} = t(RTS) + \sigma + EIFS + \delta \\ T_4^{rts} = t(RTS) + \sigma + SIFS + t(CTS) + \sigma + EIFS + \delta \\ T_5^{rts} = t(RTS) + \sigma + SIFS + t(CTS) + \sigma + SIFS \\ + t(H) + t(L) + \sigma + EIFS + \delta \\ T_6^{rts} = t(RTS) + \sigma + SIFS + t(CTS) + \sigma + SIFS \\ + t(H) + t(L) + \sigma + SIFS + t(ACK) + \sigma + EIFS + \delta \end{cases}$$

同样，成功发送时隙应考虑信道“捕获”和“捕获”后误码的影响，令 T_7^{rts} 表示一个成功发送时隙的持续时间，可得：

$$\begin{aligned} T_7^{rts} &= T^{rts} + \sum_{i=1}^{\infty} [B_0(1 - P_e^{rts})]^i T^{rts} \\ &+ \sum_{i=1}^{\infty} B_0^i (1 - P_e^{rts})^{i-1} \{ [1 - (1 - P_{ber})^{RTS}] T_3^{rts} \\ &+ (1 - P_{ber})^{RTS} [1 - (1 - P_{ber})^{CTS}] T_4^{rts} \\ &+ (1 - P_{ber})^{RTS+CTS} [1 - (1 - P_{ber})^{H+L}] T_5^{rts} \\ &+ (1 - P_{ber})^{RTS+CTS+H+L} [1 - (1 - P_{ber})^{ACK}] T_6^{rts} \} + \delta \\ &= \frac{T^{rts}}{1 - B_0(1 - P_e^{rts})} + \frac{B_0 [1 - (1 - P_{ber})^{RTS}] T_3^{rts}}{1 - B_0(1 - P_e^{rts})} \\ &+ \frac{B_0 (1 - P_{ber})^{RTS} [1 - (1 - P_{ber})^{CTS}] T_4^{rts}}{1 - B_0(1 - P_e^{rts})} \\ &+ \frac{B_0 (1 - P_{ber})^{RTS+CTS} [1 - (1 - P_{ber})^{H+L}] T_5^{rts}}{1 - B_0(1 - P_e^{rts})} \\ &+ \frac{B_0 (1 - P_{ber})^{RTS+CTS+H+L} [1 - (1 - P_{ber})^{ACK}] T_6^{rts}}{1 - B_0(1 - P_e^{rts})} + \delta \end{aligned}$$

其中， T^{rts} 表示一个数据帧成功发送的时间：

$$\begin{aligned} T^{rts} &= t(RTS) + \sigma + SIFS + t(CTS) + \sigma + SIFS \\ &+ t(H) + t(L) + \sigma + SIFS + t(ACK) + \sigma + DIFS \end{aligned}$$

根据模型时隙的定义，成功发送的时隙应以一个系统空闲时隙 δ 作为结束的标志，这就意味着成功发送站只有在选择的退避值减 1 时才能进入一个新的时隙，因此，零阶退避值的取值范围是 $[0, W_{\min} - 1]$ ，即 $W_0 = W_{\min} - 1$ 。当发生冲突或者误码而重发时，由于 ACK 超时值和 CTS 超时值都包括一个系统空闲时隙 δ ，因此发送站在各非零阶可达到退避算法允许的最大退避值，即 $W_i = \min(2^i(W_{\min} + 1) - 1, W_{\max})$ ，其中， W_{\max} 表示协议^[5]规定的最大退避窗口。

2 数学模型

令 TX 表示事件：在一个时隙中某个站发送数据； $s = i$ 表示事件：某个站所处的退避阶数为 $i \in [0, m]$ 。 $\tau = P(TX)$ 表示在一个随机选定的时隙某个站发送数据的概率。由贝叶斯定理得到 τ 和文献[3]一致：

$$\tau = P(TX) = \frac{1}{\sum_{i=0}^m \frac{P(s=i|TX)}{P(TX|s=i)}} \quad (1)$$

令 p 表示已发送帧发生冲突或者产生误码的概率(假设 p 是独立于重传次数的常量)， p_1 表示某个站成功发送后连续发送但由于误码而失败的概率。 $P(s = i | TX)$ 表示某个正在发送的站处于 i 阶的概率，这个概率就是时间离散的马尔可夫链 $s(k)$ 的稳态分布(此马尔可夫链描述了在某站的发送事件 k 发生期间退避阶数的转移)，非零的一步转移概率如下：

$$\begin{cases} P(s(k+1) = 1 | s(k) = 0) = p + p_1 \\ P(s(k+1) = i | s(k) = i-1) = p & i = [2, m] \\ P(s(k+1) = m | s(k) = m) = p \\ P(s(k+1) = 1 | s(k) = i) = p_1 & i = [1, m] \\ P(s(k+1) = 0 | s(k) = i) = 1 - p - p_1 & i = [0, m] \end{cases}$$

其中，当一次成功的发送完成后，发送站退避计数器以概率 $B_0 = 1/(W_{\min} + 1)$ 选择零为退避值时，会立刻“捕获”信道从而连续发送。非发送站由于检测不到 DIFS 后的系统空闲时隙，因此，退避计数器仍然“冻结”。为便于建立数学模型，假设成功发送站“捕获”信道后仍处于捕获前的退避阶数(状态)，直至“捕获”结束。“捕获”后不会发生冲突但由于非理想信道的原因以概率 P_e 产生误码，导致发送失败。由于发送失败发生在信道“捕获”后，因此进行重传时，退避阶数 $s = 1$ 。此时退避阶数的转移对应的概率是 p_1 ，根据对这个过程的描述可得：

$$p_1 = (1 - p) \sum_{i=0}^{\infty} [B_0(1 - P_e)]^i B_0 P_e = \frac{B_0 P_e (1 - p)}{1 - B_0(1 - P_e)}$$

退避阶数的状态转移图见图 1。

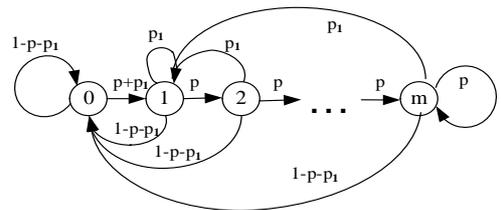


图 1 退避阶数的状态转移图

从状态转移图可以得到：

$$P(s=0|TX) = 1 - p - p_1$$

$$P(s=i|TX) = (1-p)(p+p_1)p^{i-1} \quad i \in [1, m-1]$$

$$P(s=m|TX) = (p+p_1)p^{m-1} \quad (2)$$

将发送过程看作由退避时隙和发送事件组成的循环的更新过程，得到的 $P(TX|s=i)$ 和文献[3]一致：

$$P(TX|s=i) = \frac{1}{1+E[b_i]} \quad i \in [0, m] \quad (3)$$

其中， $E[b_i]$ 表示某个站进入退避阶数 i 时选择的平均退避值。根据协议^[4]退避值在 $[0, W_i]$ 中均匀分布， $E[b_i]$ 等于 $W_i/2$ 。将式(2)和式(3)代入式(1)得

$$\tau = \frac{2}{(1-p-p_1)(W_0+2) + (p+p_1)(W_0+2)\sum_{i=0}^{m-1}(2p)^i + W_0 + 3} \quad (4)$$

令 P_c 表示已发送帧发生冲突的概率，假设 P_c 和 P_e 是独立的，则 $p = P_c + P_e - P_c P_e$ ，或者 $P_c = (p - P_e)/(1 - P_e)$ 。 P_c 还可以表示为在一个时隙中其余的 $n-1$ 个站至少有一个会发送的概率，即

$$P_c = \frac{p - P_e}{1 - P_e} = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \quad (5)$$

由式(4)和式(5)可得 p 和 τ 的唯一解。

3 饱和吞吐量

令 S 表示系统归一化的饱和吞吐量，可得

$$S = \frac{E[\text{一个时隙中成功发送数据的时间}]}{E[\text{时隙长度}]} \quad (6)$$

令 P_{tr} 表示在一个给定的时隙至少有一个站要发送的概率， P_s 表示一个正发送的站没有冲突的概率，可得

$$P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n, \quad P_s = n\tau(1 - \tau)^{n-1}/P_{tr} \quad (7)$$

当采用基本的访问机制时，5种时隙分别对应的概率如下：

$$\begin{cases} P_1^{bas} = 1 - P_{tr} \\ P_2^{bas} = P_{tr}(1 - P_s) \\ P_3^{bas} = P_{tr}P_s(1 - (1 - P_{ber})^{H+L}) \\ P_4^{bas} = P_{tr}P_s(1 - P_{ber})^{H+L}(1 - (1 - P_{ber})^{ACK}) \\ P_5^{bas} = P_{tr}P_s(1 - P_{ber})^{H+L+ACK} \end{cases} \quad (8)$$

当采用 RTS/CTS 访问机制时，7种时隙分别对应的概率如下：

$$\begin{cases} P_1^{rts} = 1 - P_{tr} \\ P_2^{rts} = P_{tr}(1 - P_s) \\ P_3^{rts} = P_{tr}P_s(1 - (1 - P_{ber})^{RTS}) \\ P_4^{bas} = P_{tr}P_s(1 - P_{ber})^{RTS}(1 - (1 - P_{ber})^{CTS}) \\ P_5^{bas} = P_{tr}P_s(1 - P_{ber})^{RTS+CTS}(1 - (1 - P_{ber})^{H+L}) \\ P_6^{bas} = P_{tr}P_s(1 - P_{ber})^{RTS+CTS+H+L}(1 - (1 - P_{ber})^{ACK}) \\ P_7^{bas} = P_{tr}P_s(1 - P_{ber})^{RTS+CTS+H+L+ACK} \end{cases} \quad (9)$$

根据前面的描述，一次成功发送后只要选择的退避值为零并且不产生误码就会连续的发送，令 $E[P]$ 表示成功发送数据的平均时间，采用基本访问机制和 RTS/CTS 访问机制时 $E[P]$ 分别表示为

$$\begin{cases} E[P]^{bas} = t(L) + \sum_{i=1}^{\infty} [B_0(1 - P_e^{bas})]^i t(L) = \frac{t(L)}{1 - B_0(1 - P_e^{bas})} \\ E[P]^{rts} = t(L) + \sum_{i=1}^{\infty} [B_0(1 - P_e^{rts})]^i t(L) = \frac{t(L)}{1 - B_0(1 - P_e^{rts})} \end{cases} \quad (10)$$

因此，基本访问机制和 RTS/CTS 访问机制的饱和吞吐量可以表示为

$$S_{bas} = \frac{P_5^{bas} E[P]^{bas}}{\sum_{i=1}^5 P_i^{bas} T_i^{bas}}, \quad S_{rts} = \frac{P_7^{rts} E[P]^{rts}}{\sum_{i=1}^7 P_i^{rts} T_i^{rts}} \quad (11)$$

采用此模型分析 IEEE 802.11b^[5] 无线局域网的饱和吞吐量性能时，使用的参数见表 1。

表 1 计算中采用的参数

最小退避窗口	31
最大退避窗口	1 023
最大退避阶数	5
物理层信头	192bits
MAC 层信头	224bits
数据长度	8 184bits
ACK 长度	112bits+物理层信头
RTS 长度	160bits+物理层信头
CTS 长度	112bits+物理层信头
传播时延	1 μ s
时隙时间	20 μ s
SIFS	10 μ s
DIFS	50 μ s
数据速率	5.5 Mbit/s, 11 Mbit/s
基本速率	1Mbit/s

4 仿真分析

仿真采用 ns-2^[6]，物理层采用的是直接序列扩频技术，所有的数据帧都在基本服务集内的站点之间传送，短重传限制次数和长重传限制次数均为 255，其余的参数设置与此前的分析计算中采用的参数一致。

在 IEEE 802.11b 无线局域网定义的不同数据速率下，对非理想信道情况下的基本机制和 RTS/CTS 机制的饱和吞吐量进行仿真。图 2 是数据速率为 5.5Mbit/s 时得到的结果，图 3 是数据速率为 11Mbit/s 时得到的结果。

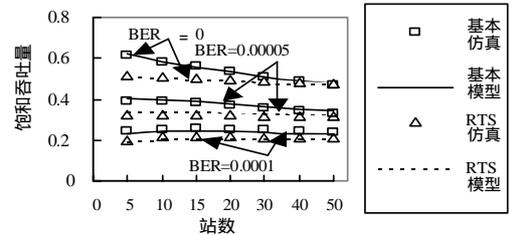


图 2 速率为 5.5Mbit/s 时的饱和吞吐量

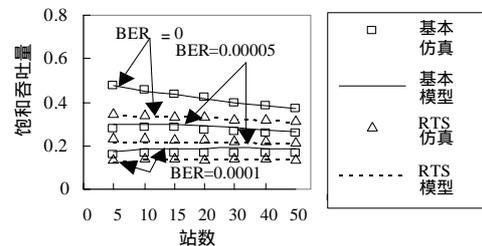


图 3 速率为 11Mbit/s 时的饱和吞吐量

通过本文的数学模型计算出的饱和吞吐量和仿真结果是吻合的。

当信道的误比特率(图 2 和图 3 中用 BER 表示)为零时，即在理想信道条件下，基本机制的饱和吞吐量随着站数的增加而减少，RTS/CTS 机制的饱和吞吐量则保持稳定，这是因为站数增加导致冲突增加，RTS/CTS 机制采用 RTS 和 CTS

(下转第 130 页)