

A Simple and Accurate Delay Model in Heterogeneous and Nonsaturated Environments

FENG Li¹, MA Wenmin²

1. Department of General Studies, Macau University of Science and Technology, Macau, China

2. Information Technology College, Beijing Normal University, Zhuhai, Guangdong, China

e-mail: lfeng@must.edu.mo, bnumwm@163.com

Abstract: This paper, for the first time, proposes a model to characterize the 802.11 DCF MAC access delay in the heterogeneous and nonsaturated environments. Extensive simulations show that the proposed theoretical model can accurately predict the simulated results.

Keywords: IEEE802.11; delay

异构非饱和环境下 802.11 延时分析

冯 丽¹, 马维旻²

1. 澳门科技大学基础教学部, 澳门, 中国

2. 北京师范大学珠海分校, 珠海, 广东, 中国, 519085

e-mail: lfeng@must.edu.mo, bnumwm@163.com

【摘 要】在异构非饱和 IEEE 802.11 DCF 环境下, 本文第一次分析了在小缓存和无穷大缓存两种情况下的 MAC 接入延时。模拟试验表明本文的理论结果能够准确地预测了模拟结果。

【关键词】IEEE802.11; 延时

1 引言

本文分析在异构非饱和802.11 DCF[1]无线局域网环境下的MAC访问延时。如果802.11终端节点总是有分组向访问点(AP)发送, 我们称之为饱和情形, 反之称之为非饱和情形。异构是基于分组大小和发送速率来定义。如果所有的节点都以相同的分组大小和发送速率发送分组, 我们称之为同构环境, 反之称为异构环境。

对DCF性能的研究最先起源于DCF的饱和性能分析[2][3]。现在的相关的工作主要是分析更现实的非饱和环境下的DCF性能。然而由于非饱和环境的复杂性, 其模型化的工作更加复杂和困难因而值得进一步的研究。在相关的工作中, 据我们所知, 除了[4][5], 当前所有关于DCF非饱和性能的工作, 所采用的方法是将饱和的二维Markov链模型[2]扩展成多维Markov链, 以便研究非饱和性能, 例如[6][7][8]。然而, 这样的扩展模型不仅由于引入了更多的Markov状态而显著地增加了模型的复杂性, 而且难以捕获缓存对DCF性能的影响。另一方面, 这些扩展主要研究同构环境下的吞吐量的非饱和性能。与之对比的是非饱和模型[4][5]

是扩展饱和的DCF renewal reward模型[3]而后者显著地简化和推广了[2]的结果。后果是[4][5]的模型显著地弥补了[6][7][8]模型的缺点。然而[4][5]的工作主要分析的是同构环境下的非饱和性能。特别地, 其所用的MAC延时公式是[9]中饱和环境下MAC延时公式。在异构非饱和环境下, 我们必须提出新的MAC延时模型。

不同于以前的工作, 本文建立在[4][5]的工作基础上, 第一次分析了在小缓存和无穷大缓存两种情况下的MAC接入延时。大量的ns2模型显示我们提出这两个模型非常精确。

为进一步分析, 本文用到下列假设[5][6]: 1) 所有节点都将分组发送到AP, AP只发送控制分组(例如ACK)而不发送数据分组。任何一次分组传输能够被人任意节点听到; 2) 没丧失一般性, 我们假设在异构环境下所有的节点划分成两类。每一类中的所有节点有相同的分组长度和分组到达率; 3) 在相同的分组到达率下, 同一类的所有节点的冲突概率相同; 4) 信道的传输条件是理想的, 即传输错误仅仅是由于分组的冲突而造成的; 5) 如无特殊说明, 所有的时间以时隙为单位(1时隙=20微妙); 6) 我们假设分组到达服从

基金项目: 澳门特别行政区科学技术发展基金项目(099/2008/P)

Poisson分布，并且每一个类的分组到达间隔是独立同分布的。

2 异构环境下 MAC 接入延时模型

我们假设网络中有两类节点。让 n_i 、 λ_i 和 L_i 分别表示类型为 i 的节点的数目、平均分组到达率和分组长度，这里 $i=1,2$ 。让 γ_i 表示在一般情况下（包括饱和和非饱和情况）类型为 i 类节点的冲突概率。让 β_i 表示在一般情况下（包括饱和和非饱和情况）类型为 i 类节点在每个时隙中的尝试率。

异构环境下的冲突概率模型：在DCF性能分析工作中，冲突概率是一个最为基本的性能指标。一旦解出这个冲突概率，我们就可以计算出所有其它性能指标例如MAC接入延时。本文的冲突概率的计算是基于对[4][5]中同构环境下冲突概率模型的扩展。由于篇幅限制以及这个扩展并不困难，我们这里略去。

刻画MAC接入延时并不容易，除了要求精确的冲突概率外，还要求精确的MAC延时模型。

MAC接入延时模型：MAC接入延时是指当一个分组占据缓冲区第一个位置起到该分组被目的节点成功收到之间的间隔（单位是时隙）。让 D_i 表示类型为 i 的节点的MAC接入延时，我们计算如下：

$$D_i = A_i + T_i \quad (1)$$

在式(1)中， T_i 表示一个分组成功发送时占用信道的时隙时间（不包括回退及冲突时间）， T_i 可表示为：

$T_i = T_{S_i} - T_{ACK} - T_{DIFS}$ ，其中， T_{ACK} 为一个ACK包所用的传输时间， T_{DIFS} 为一个DIFS时间长度。

在式(1)中， A_i 表示类型为 i 的节点的在分组被成功发送前的等待时间。依据不同的退避阶段，我们定义 A_i 如下：

$$A_i = A_i^{(j)} \quad \text{w.p.} \quad \delta(\gamma_i, j), \quad 0 \leq j \leq M-1 \quad (2)$$

其中

$$\delta(\gamma_i, j) = \begin{cases} (1-\gamma_i)(\gamma_i)^j, & j = 0, \dots, M-2, \\ (\gamma_i)^{M-1}, & j = M-1. \end{cases}$$

随机变量 $A_i^{(j)}$ 由 j 个冲突时间 ($C_i^{(k)}$)、 $j+1$ 个退避时间和与此相关的中断时间 ($B_i^{(k)}$) 组成，即：

$$A_i^{(j)} = \sum_{k=0}^j B_i^{(k)} + \sum_{k=1}^j C_i^{(k)} \quad (3)$$

在(3)中，如果 $j=0$ ，则第二项的和为零。为了解释 $B_i^{(k)}$ 和 $C_i^{(k)}$ ，我们考虑一个标记的类型为 i 的节点。我们让 $C_i^{(k)}$ 表示这个被标记的类型为 i 的节点卷入第 k 次冲突所占用信道的时隙时间，这里 $C_i^{(k)}$

($k=1, \dots, j$) 是独立同分布的随机变量。我们让 $B_i^{(k)}$ 表示由于非标记节点的传输所引起地这个被标记的节点在 k 次冲突后，下一次重传开始前，所花费的退避时间和中断时间。

为了计算 $B_i^{(k)}$ 和 $C_i^{(k)}$ ，我们先定义 Ω_{n_1, n_2} 为给定的 n_1 和 n_2 的条件下，退避计数器每递减一次所花费的随机时间。 Ω_{n_1, n_2} 依赖于一个时隙是否空闲是否被分组的传输所中断。我们能够计算 Ω_{n_1, n_2} 如下：

$$\Omega_{n_1, n_2} = \begin{cases} \sigma & \text{w.p.} \quad 1 - P_b, \\ T_{S_1} + \sigma & \text{w.p.} \quad P_{S_1}, \\ T_{\bar{S}_1} + \sigma & \text{w.p.} \quad P_{\bar{S}_1}, \\ T_{S_2} + \sigma & \text{w.p.} \quad P_{S_2}, \\ T_{\bar{S}_2} + \sigma & \text{w.p.} \quad P_{\bar{S}_2}, \\ \max(T_{\bar{S}_1}, T_{\bar{S}_2}) + \sigma & \text{w.p.} \quad P_{\bar{S}_2}, \end{cases} \quad (4)$$

其中， σ 表示一个时隙的长度； $T_{S_i} (\geq T_{\bar{S}_i})$ 和 $T_{\bar{S}_i}$ 分别表示类型为 i 的节点的一个分组成功传输和失败传输的平均时间（单位为时隙）；

$$\begin{aligned} P_b &= 1 - (1 - \beta_1)^{n_1} (1 - \beta_2)^{n_2}, \\ P_{S_1} &= n_1 \beta_1 (1 - \beta_1)^{n_1-1} (1 - \beta_2)^{n_2}, \\ P_{\bar{S}_1} &= \sum_{r=2}^{n_1} \binom{n_1}{r} \beta_1^r (1 - \beta_1)^{n_1-r} (1 - \beta_2)^{n_2}, \\ P_{S_2} &= n_2 \beta_2 (1 - \beta_2)^{n_2-1} (1 - \beta_1)^{n_1}, \\ P_{\bar{S}_2} &= \sum_{s=2}^{n_2} \binom{n_2}{s} \beta_2^s (1 - \beta_2)^{n_2-s} (1 - \beta_1)^{n_1}, \\ P_{S_{12}} &= P_{2,b} - P_{S_1} - P_{\bar{S}_1} - P_{S_2} - P_{\bar{S}_2} \end{aligned} \quad (5)$$

分别表示信道忙的概率；类型为1的节点传输成功的概率；类型为1的节点传输失败的概率，且这个传输失败仅仅是由于类型为1的节点之间的发送冲突造成的；类型为2的节点传输成功的概率；类型为2的节点传输失败的概率，且这个传输失败仅仅是由于类型为2的节点之间的发送冲突造成的；类型为1和2的节点同时传输失败的概率，且这个传输失败是由于类型为1的节点与类型为2的节点之间的发送冲突造成的。

我们现在先计算 $B_i^{(k)}$ 。对于一个标记的类型为1的节点来说，在 k 次冲突后，下一次重传开始前，其退避计数器必须减少 η_k 时间。这里 η_k 服从区间为 $[0, CW_k - 1]$ 的均匀分布，其中，当 $0 \leq k \leq m-1$ 时， $CW_k = 2^k CW_0$ ；在 $m \leq k \leq M-1$ 时为 $CW_k = 2^m CW_0$ ； CW_0 表示最小的窗口大小（单位为时隙）； m 决定了最大退避窗口 CW_{\max} （即 $CW_{\max} = 2^m CW_0$ ）； M 是重

传极限。由于每递减一个时隙其等待时间为 Ω_{n_1-1, n_2} 时隙, $B_1^{(k)}$ 等于所有这些 Ω_{n_1-1, n_2} 之和。同样地, $B_2^{(k)}$ 等于所有这样的 Ω_{n_1, n_2-1} 之和。综上所述, 我们有:

$$\begin{aligned} B_1^{(k)} &= \sum_{\omega=0}^{n_k} \Omega_{n_1-1, n_2}, \\ B_2^{(k)} &= \sum_{\omega=0}^{n_k} \Omega_{n_1, n_2-1}, \end{aligned} \quad (6)$$

注意这个 Ω_{n_1-1, n_2} 是由于除了这个标记的类型为1的节点之外的 n_1-1 个类型为1的节点和 n_2 个类型为2的节点所引起的退避计数器每递减一次所花费的随机时间, 其定义方式如(4)。

我们现在计算 $C_i^{(k)}$ 。为此, 我们再次考虑这个标记的类型为i的节点。我们先定义 Q_i 和 Q_j (这里类型 $i \neq j$):

$$\begin{aligned} Q_i &= (1 - (1 - \beta_i)^{n_i-1})(1 - \beta_j)^{n_j}, \\ Q_j &= (1 - \beta_i)^{n_i-1}(1 - (1 - \beta_j)^{n_j}), \end{aligned}$$

其中 Q_i 表示在类型i的节点在不发送的条件下, 至少有一个非标记的类型为i的节点的尝试发送概率。类似地, 我们可以解释 Q_j 。进一步, 我们定义:

$$P_i^s = \frac{Q_i}{Q_i + Q_j}, P_i^d = \frac{Q_j}{Q_i + Q_j}$$

其中, P_i^s 表示这个标记的类型为i的节点与非标记的类型为i的节点所引起的冲突概率; P_i^d 表示这个标记的类型为i的节点与类型为j的节点所引起的冲突概率。现在基于 P_i^s 和 P_i^d , 我们定义 $C_i^{(k)}$ 如下:

$$C_i^{(k)} = \begin{cases} T_{S_i} & \text{w.p. } P_i^s \\ \max(T_{S_i}, T_{S_2}) & \text{w.p. } P_i^d \end{cases} \quad (7)$$

就我们所知, 这是刻画异构非饱和环境下MAC接入延时的第一个模型。

现在根据(7), 我们可以计算MAC接入延时的均值 \bar{D}_i , 即 $\bar{D}_i = \bar{A}_i + T_i, i = 1, 2$, 其中:

$$\begin{aligned} \bar{A}_1 &= \sum_{j=0}^{M-1} \delta(\gamma_1, j) \{ \bar{\Omega}_{n_1-1, n_2} \sum_{k=0}^j \bar{\eta}_k + j \bar{C}_1^{(k)} \}, \\ \bar{A}_2 &= \sum_{j=0}^{M-1} \delta(\gamma_2, j) \{ \bar{\Omega}_{n_1, n_2-1} \sum_{k=0}^j \bar{\eta}_k + j \bar{C}_2^{(k)} \}, \\ \bar{C}_1^{(k)} &= P_i^s T_{S_i} + P_i^d \max(T_{S_1}, T_{S_2}), \\ T_i &= T_{S_i} - T_{ACK} - T_{DIFS}. \end{aligned}$$

3 模型验证

为验证以上模型的有效性, 本文采用 ns2 的版本为 2.28[10]下的 802.11 模拟器。其具体参数设置如下:

DIFS= 50 微秒, SIFS= 10 微秒, 基本时隙长度=20 微秒, 信道传输延时=0 微秒, 数据传输速率 $R_{data} = 11$ Mbps, 基本传输速率 $R_{basic} = 1$ Mbps, $CW_0=32, m=5, CW_{max}=1024$, MAC 层头部 $M_{header}=28$ 字节, 物理层头部 $P_{header}=24$ 字节, 路由器头部 $R_{header}=20$ 字节(我们采用 NOAH 路由选择协议), ACK=38 字节, 其中 ACK 和 P_{header} 以 R_{basic} 速度传输, M_{header} 和 R_{header} 以 R_{data} 速度传输。让 Header 表示 $M_{header}, P_{header}, R_{header}$ 的传输时间, 让 T_{ACK} 表示 ACK 的传输时间, 让 T_{SIFS} 表示 SIFS 的长度。我们让: $T_{S_i} = \text{Header} + L_i / R_{data} + T_{SIFS} + T_{ACK} + T_{DIFS}, T_{S_i} = T_{S_i}。$

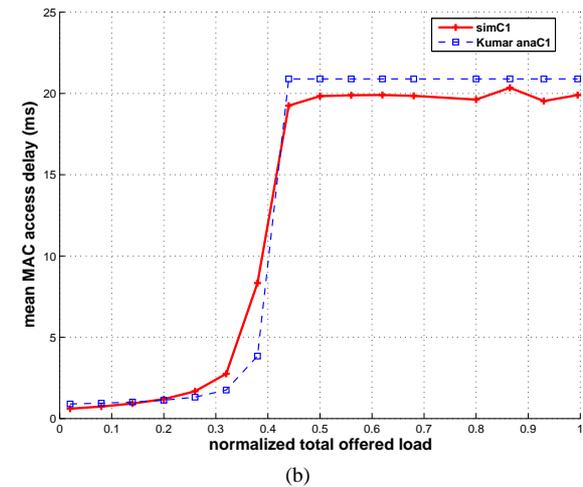
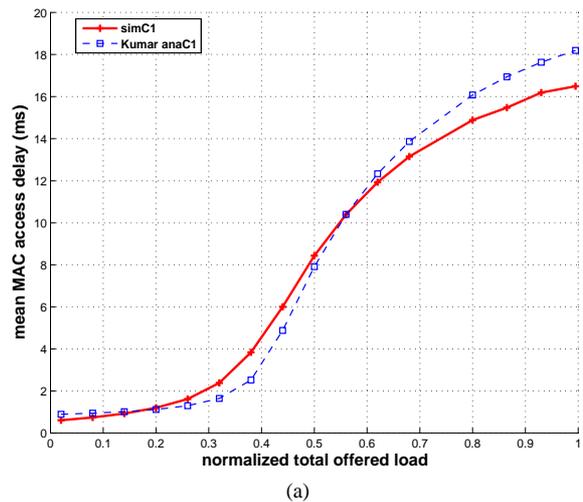


图 1. (a)当缓存为 2 时, 平均 MAC 接入延时的理论结果与模拟结果对比; (b)当缓存为 ∞ 时, 平均 MAC 接入延时的理论结果与模拟结果对比

我们考虑缓存大小分别为 2 和无穷大的两种情形进行模拟。每一次模拟时间为 200 秒, 每一个模拟值是 5 次模拟的均值。在下图中 x 轴为归一化的总流量载荷,

其定义如下: $\bar{\rho} = \sum_{i=1}^2 \frac{n_i \lambda_i L_i}{R_{data}}$, 其中, $n_1 = 2$, $n_2 = 12$,

$$L_1 = 400 \text{ 字节}, L_2 = 800 \text{ 字节}, \lambda_2 = \frac{4n_1 L_1 \lambda_1}{n_2 L_2}.$$

图 1(a),(b)分别画出了异构非饱和环境下当缓存为 2 以缓存为无穷大时的 MAC 接入延时的理论结果和模拟结果。我们假设节点被分成两类。在图 1 中, simC1 表示类型 1 的模拟结果; Kumar anaC1 表示用类型 1 的理论结果。比较图 1 中的曲线, 我们可以看出, 我们所提出的理论曲线很好地匹配模拟曲线, 暗示着我们的理论结果非常精确。另外, 由于篇幅限制以及相同的精确性, 我们并没有比较类型 2 的模拟结果和理论结果。

4 结论

本文建立在[4][5]的工作基础上, 对小缓存和无穷缓存两种情形, 第一次分析了异构非饱和 DCF 网络环境下 MAC 接入延时。模拟结果显示本文提出模型非常精确。本文的工作将有助于建立更加复杂的 802.11e 协议异构非饱和和延时分析。

References (参考文献)

- [1] ANSI/IEEE Std 802.11, Part 11: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications, 1999 Edition (R2003).
- [2] G. Bianchi, "Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, no. 3, pp. 535–547, Mar. 2000.
- [3] A. Kumar, E. Altman, D. Miorandi, and M. Goyal, "New insights from a fixed point analysis of single cell IEEE 802.11 WLANs," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 15, no. 3, pp. 588–601, Mar. 2007.
- [4] Q. Zhao, D. H. K. Tsang, and T. Sakurai, "A simple model for nonsaturated IEEE 802.11 DCF networks," *IEEE Communications Letters*, vol. 12, no. 8, pp. 563–565, 2008.
- [5] Q. Zhao, D. H. K. Tsang, and T. Sakurai, "A simple and accurate model for nonsaturated IEEE 802.11 DCF," *To appear in IEEE Transactions on Mobile Computing*.
- [6] D. Malone, K. Duffy, and D. Leith, "Modeling the 802.11 distributed coordination function in non-saturated heterogeneous conditions," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 15, no. 1, pp. 159–172, Feb. 2007.
- [7] FENG Haoran; ZHAO Qianchuan; MU Chundi, Modeling a typical enhanced 802.11 DCF-based protocol DIDD in non-saturated conditions, *Journal of Tsinghua University(Science and Technology)*, Vol.49, No.1, 2009. 冯浩然,赵千川,慕春棣, 非饱和情况下基于 802.11 DCF 的改进协议 DIDD, *清华大学学报(自然科学版)*, Vol.49, No.1, 2009
- [8] LI BoLI, Jian-dong, FANG Yong, Performance analysis of the IEEE 802.11 DCF in the non-saturation state, *JOURNAL OF XIDIAN UNIVERSITY(NATURAL SCIENCE)*, Vol.34, No.1, Feb.2007. 李波,李建东,方勇, 非饱和状态下 IEEE 802-11 DCF 的性能分析, *西安电子科技大学学报(自然科学版)*, Vol.34, No.1, Feb.2007.
- [9] T. Sakurai and H. L. Vu, "Access delay of the IEEE 802.11 MAC protocol under saturation," *IEEE Transaction on Wireless Communications*, vol. 6, no. 5, pp. 1702–1710, May 2007.
- [10] <http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns-build.html>.