

一种基于实时优化思想的多址接入协议性能分析

何宏 李建东 盛敏

(西安电子科技大学 综合业务网理论和关键技术国家重点实验室信息科学研究所 西安 710071)

摘要 该文提出了一种基于慢退避和实时优化思想的碰撞减少多址接入 CRMA (Collision Reduced Multiple Access)协议。CRMA 协议将实时优化的思想同慢退避的思想相结合,有效地解决了 IEEE 802.11 协议二进制指数退避算法成功发送数据帧后没有记录网络当前繁忙程度的缺点,能够更准确地记录数据帧成功发送后高负荷网络的退避阶数,降低数据帧接入信道的碰撞概率,提高无线信道的利用率。新的多址接入协议能够与现有的 IEEE 802.11 协议完全兼容,具有简单、无开销、完全分布性和自适应性的特点。分析和仿真结果表明,CRMA 协议较之改进前的 IEEE 802.11 协议和其它最新的多址接入算法能够更有效地利用网络中已有的信息,更准确地估计网络当前的竞争状态,表现出更好的网络性能。

关键词 无线局域网, IEEE 802.11, 多址接入协议, 退避算法, 性能分析

中图分类号: TP393.1

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2006)05-0810-05

Performance Analysis of a Novel CRMA Protocol Based on Runtime Optimization

He Hong Li Jian-dong Sheng Min

(State Key Lab. of Integrated Service Networks, Information Science Institute, Xidian Univ., Xi'an 710071, China)

Abstract To improve the Binary Exponential Backoff algorithm (BEB)'s channel throughput of IEEE 802.11 protocol, a novel Collision Reduced Multiple Access protocol (CRMA) is proposed based on slow contention window decrease mechanism and runtime optimization method. By integrating slow CW decrease scheme with runtime optimization mechanism to effectively solve no state information indicating the actual contention level of BEB algorithm after a successful transmission, CRMA protocol can record the current backoff stage of the latest successful transmission under the overload network precisely. As a result, it decreases the collision times and improve the channel utilization. The CRMA protocol could be compatible completely with pre-existed IEEE 802.11 protocol, and it is represented by its simplicity, integrability, complete distribution and adaptiveness. The performance analysis and numerical results show that its performance is much better than the IEEE 802.11 protocol and other recent multiple access mechanisms because of the accurate estimation of congested level before transmission and the effective record of backoff stage after a successive transmission.

Key words Wireless LAN, IEEE 802.11, Multiple access protocol, Backoff algorithm, Performance analysis

1 引言

由于无线链路的容量明显低于有线链路,随着无线局域网用户的增加,网络的拥塞现象越来越严重,而多址接入协议恰恰是解决无线局域网拥塞问题的关键技术。为了保证整个网络获得优化的吞吐率性能并保证各无线节点公平地共享无线资源,多址接入协议必须包含一个合理的退避算法^[1]。而一个合理的退避算法应该能够根据网络当前的拥塞水平

实时地调整自己的退避时隙数。IEEE 802.11 标准协议^[2]的二进制指数退避(Binary Exponential Backoff, BEB)算法使得用户无法根据网络实时的拥塞状态来调整自己在时间轴上的接入点。在BEB算法中,每个无线节点根据本节点在最小的竞争窗口内选取数据帧发送前需退避的时隙数,并以数据帧发生碰撞为代价增大竞争窗口,发送成功后并不记录网络当前的竞争水平而直接将竞争窗口重置为最小值。这样当网络进入拥塞状态后,节点每次成功的发送均需经历多次碰撞后才能将自己的竞争窗口调整到适当值,导致大量无线资源的浪费。文献[3]提出了一种分布式竞争控制机制,其核心思想是引入了一种“虚拟碰撞”(Virtual collision)的思想,文献

2004-09-10 收到, 2005-07-14 改回

国家自然科学基金和微软亚洲研究院联合资助项目(60372048), 高等学校优秀青年教师教学科研奖励计划, 国家自然科学基金重大项目(60496316 第 6 子课题), 国家 863 计划《认知无线电技术研究》和教育部科学技术研究重点项目(104171)资助课题

[4,5]对其参数进行改进，提出了一种渐近优化退避(Asymptotically Optimal Backoff, AOB)机制。文献[6]提出了一种“慢退避”的退避机制，用于解决当多个节点竞争单个业务信道时多次碰撞的问题。其核心思想是在每次数据帧发送成功后，并不将退避寄存器的值置为最小值，而将其减小至当前竞争窗口的 δ 倍。但是文献[6]仅仅是在发送成功后简单地将竞争窗口减小为当前窗口的固定倍数，没有利用发送前的退避过程来实时观测网络的拥塞状态，进而根据网络拥塞状态实时地调整自己的发送动作。本文提出了一种基于实时优化思想的 CRMA(Collision Reduced Multiple Access)协议，使得节点在发送前能够根据网络当前的拥塞状态实时地调整自己的发送动作，同时在发送后能够准确地记录网络当前的竞争水平，避免下一帧成功发送前的多次碰撞。

2 CRMA 协议

2.1 网络模型

假定网络中有 N 个节点，各节点仅有一部半双工模式的收发信机，工作在单信道方式下，网络工作在异步方式下，当节点没有发送或者接收分组时，它就检测信道。各节点的 MAC 层应用 CRMA 多址接入协议，物理层采用规范的 IEEE 802.11 a 协议。当单个节点有数据等待发送时，在发送数据前，节点首先检测无线信道上是否有其它节点在发送及是否存在有效的网络分配矢量(Network Allocation Vector, NAV)。由于在高负荷的无线网络中，当节点有数据等待发送时，时隙恰好为空的概率很低，每个节点在发送数据之前都会有一个退避过程^[3]，所以在后面的分析中，如果没有特殊说明，我们都假定在高负荷网络中节点发送前总是有一个退避过程。在退避过程中节点观测退避寄存器挂起的次数并估计网络当前的竞争状态，依据估计竞争状态的结果来决定退避结束后是否将数据帧真实地发送到物理信道。

2.2 CRMA 协议描述

在 CRMA 协议中，网络中所有节点均采用图 1 所示的基本接入方式竞争无线信道。当某一节点有数据等待发送时，首先在当前的竞争窗口内随机选取一个退避时隙数，利用发送前的退避过程来监测无线信道(如图 1, 图 2 所示)，每

实时估计网络当前的竞争状态

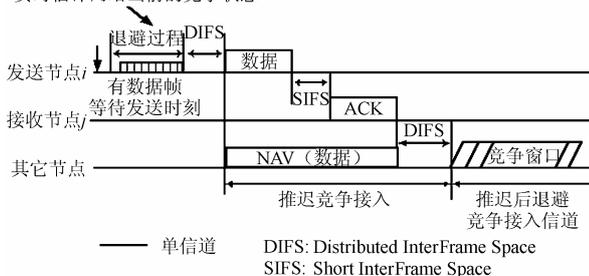


图 1 CRMA 协议基本接入方式

Fig.1 Basic access mechanism of CRUA protocol

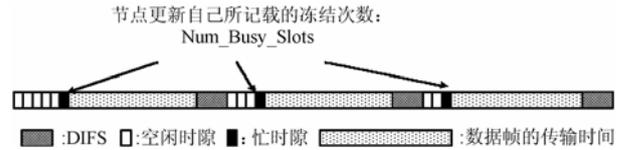


图 2 节点观测的信道状态

Fig.2 A sample of the channel state

当信道空闲一个时隙长度时，退避寄存器将减 1；当信道侦听为忙时，退避寄存器将冻结，直到侦听信道重新空闲 DIFS 时长后，退避寄存器解冻，并重新检测信道，决定是否递减或重新冻结。当退避寄存器的数值减为零后，利用观测得到的时隙利用率(Slot_Utilization, S_U)来实时估计网络当前的竞争水平(协议中的时隙利用率是指节点在一次发送退避过程中退避寄存器冻结的次数与初始化退避时隙数的比值，其计算公式及后续参数：发送概率的计算公式请参见第 3 节)，结合数据帧的重传次数计算当前数据帧的传输概率(P_T)，依据计算得到的发送概率决定退避结束后是否立刻将待发送数据帧发送到物理信道上。

与现有的 IEEE 802.11 协议相比，CRMA 协议改进了标准协议原有的二进制指数退避算法。CRMA 多址协议退避算法参见第 3 节所示。在 CRMA 协议的退避参数 g 选取中未考虑参数 $g = 0$ 是由于当 $g = 0$ 时 CRMA 协议无法跟踪网络由拥塞进入空闲的变化，导致 CRMA 协议的不合理和缺陷；而未考虑 $0 < g < 1$ 的小数的原因是由于目前大多数退避算法都采用硬件实现^[6]。选取 $g \leq 5$ 是因为在 $g \geq 6$ 时 CRMA 协议的退避算法等价于 IEEE 802.11 协议的 BEB 算法。

3 时隙利用率和传输概率的计算

定义 1 定义单个节点在一次发送前退避过程中，退避寄存器被挂起的次数与其初始化时隙数之比为时隙利用率。用符号 Slot_Utilization 表示^[3]：

$$\text{Slot_Utilization} = \frac{\text{Num_Busy_Times}}{\text{Init_Backoff}} \quad (1)$$

式中 Num_Busy_Times 代表退避寄存器被挂起的次数；Init_Backoff 为退避寄存器的初始化数值，其计算公式如下：

$$\text{Init_Backoff} = \text{int}(\text{Rnd}() \square \text{CW_Size})$$

式中 Rnd() 为一个函数，该函数返回一个 [0..1] 内均匀分布的伪随机数，CW_Size 为当前竞争窗口的数值，int() 为向下取整函数。

采用 EWMA (Exponentially Weighted Moving Average) 模型^[7] 对估计值进行平滑处理：

$$\text{Slot_Utilization}(k) = \alpha \square \text{Slot_Utilization}(k) + (1 - \alpha) \square \text{Slot_Utilization}(k - 1) \quad (2)$$

式中 k 为时隙利用率的迭代次数， α 为 EWMA 算法的平滑处理系数。

定义 2 传输概率如下式所示：

$$P_T(k) = 1 - \min(1, \overline{\text{Slot_Utilization}(k)})^{\text{Num_Att}}$$

式中 Num_Att 为当前帧的重传次数, k 为迭代次数。从传输概率的表达式可以看出, 在DCC算法^[3]中采用 1 作为时隙利用率的上限, 无法保证网络获得最大的吞吐率^[5]。为了获得最大的网络吞吐率, 我们需要确定当网络的吞吐率达到最大值时时隙利用率的上限: opt_S_U。此时传输概率可进一步更新为

$$P_T(k) = 1 - \min(1, \frac{\overline{\text{Slot_Utilization}(k)}}{\text{opt_S_U}})^{\text{Num_Att}} \quad (3)$$

我们通过对时隙利用率物理含义的分析来确定时隙利用率最佳值。这里所说的时隙利用率最佳是从网络吞吐率角度来讲的最优时隙利用率, 即指当时隙利用率达到该值时整个网络的吞吐率最大。通过对CSMA协议进行分析^[8], 我们发现: 当网络的吞吐率达到系统容量时, 其应该满足如下条件:

$$E[\text{Coll}] = E[\text{Idle}(p)]t_{\text{slot}} \quad (4)$$

式中 $E[\text{Coll}]$ 为信道由于数据帧间发生碰撞而浪费的时长均值, p 为在某一时刻内节点发送数据帧概率, $E[\text{Idle}(p)]$ 为 p 的函数, 代表信道连续空闲的时隙数, t_{slot} 代表时隙的时间长度。从表达式(4)可以看出: 在无线网络中, 从统计平均的角度来讲, 当整个网络由于多个节点在某一空闲时隙内同时发送引起的数据帧碰撞所浪费的时隙数与网络中所有节点同时退避导致的空闲时隙数近似相等时, 整个网络的吞吐率最大。通过表达式(4)我们可以计算出能够使得 CSMA 协议工作在最优状态时各节点发送概率 p 的优化解 p_{\min} , 即当 $p = p_{\min}$ 时能够使得表达式(4)成立, 此时网络工作在最优状态, 吞吐率达到协议容量。文献[9,10]分别对式(4)的物理含义进行了分析。

由表达式(4)可解得使网络吞吐率最大的条件:

$$M \square p_{\min} = \frac{-1 + \sqrt{1 + 2 \cdot l(q)}}{l(q)} \quad (5)$$

由 $l(q)$ 的物理含义可知: 当数据包的大小服从几何分布, $l(q)$ 可进一步化简:

$$l(q) = \sum_{k=1}^{\infty} \sum_{i=1}^{\infty} \max(k, i) q^{k-1} (1-q) \cdot q^{i-1} (1-q)$$

经过进一步化简可得:

$$l(q) = \frac{1 + 2q}{1 - q^2} \quad (6)$$

由时隙利用率的定义可知, 当网络获得最大吞吐率时, 时隙利用率应满足如下表达式:

$$\begin{aligned} \text{Slot_Utilization} &= 1 - P\{N = 0\} = \sum_{i=1}^M P\{N = i\} \\ &\leq \sum_{i=1}^M i \cdot P\{N = i\} = M \cdot p_{\min} \end{aligned} \quad (7)$$

由上面的分析可知, 当网络的吞吐率达到最大时, 时隙利用率不会超过 $M \cdot p_{\min}$ (见式 7), 而 $M \cdot p_{\min}$ 可由式(5)确定。同时由式(7)的推导过程可知, 为了保证整个系统的信道利用率最优, 时隙利用率应满足下式:

$$\text{Slot_Utilization} \leq \text{ACL}(q) = M \cdot p_{\min} \quad (8)$$

其中 $\text{ACL}(q)$ 为数据帧长度分布参数 q 的函数, 我们称其为渐近极限(Asymptotic Contention Limit, ACL)。其中 $\text{ACL}(q)$ 的数值可以利用文献[11]中所提供的模型离线计算获得, 特别当数据帧符合几何分布时, 可直接由式(5), 式(6)计算得到。

由上面分析可知, 在 CRMA 协议中数据帧的传输概率更进一步定义为

$$P_T(k) = 1 - \min\left(1, \frac{\overline{\text{Slot_Utilization}(k)}}{\text{ACL}(q)}\right)^{\text{Num_Att}} \quad (9)$$

即用 $\text{ACL}(q)$ 来代替表达式(4)中的时隙利用率优化值 opt_S_U。

4 CRMA 协议的性能评估

考虑无线网络中各节点随机分布在 200×200 单位面积的区域, 网络中的节点密度可变。数据帧长度服从几何分布且平均长度可变, 在仿真中选取了两种符合几何分布的数据帧长度分别代表短帧业务和长帧业务, 并将数据帧长度采用时隙长度和数据速率进行了归一化, 其均值分别为 2 个时隙长度(2 slot)和 38 个时隙长度(38 slot)。每个场景仿真 3min 取稳态平均值。选取的仿真工具为 OPNETTM 8.0, 并将仿真结果同基本接入方式下的 IEEE 802.11 协议和 AOB 机制进行比较。

在仿真过程中, 我们主要讨论了(1) 归一化吞吐率: 即单位时间内整个网络成功交互的信息比特数同数据速率的比值。(2) 时延: 从数据帧进入发送节点的缓冲区开始直到接收节点成功接收到该数据帧的时间间隔。我们采用表 1 的参数进行仿真。

表 1 仿真参数

Table1 Simulation parameters

Parameters	Default value	Parameters	Default value
Data rate		CW _{max}	1023
MAC header	272bit	Slot time	20μs
PHY header		SIFS	10μs
CW _{min}	15	DIFS	50μs
Packet length (slot)	Geometric dist (2, 38)	Propagation delay	1μs

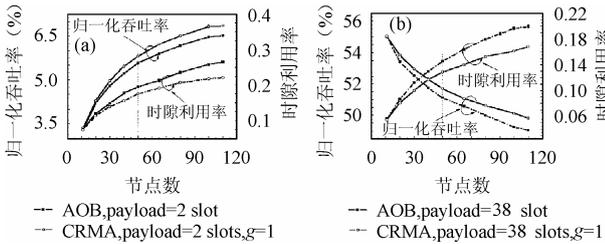


图 3 不同业务负荷和不同节点密度下 AOB 协议、CRMA 协议吞吐率性能和时隙利用率数值比较
(a)短信息 (b)长信息

Fig.1 Normalized throughputs and slot utilization vs Node number
(a) Short message (b) Long message

图 3 反映了不同业务负荷和不同节点密度下 AOB 协议、CRMA 协议吞吐率性能和时隙利用率数值比较。从图 3 可以看出，在相同节点密度和数据帧业务条件下，当网络处于满负荷时，无论是短帧业务(payload=2slot)还是长帧业务(payload=38slot)，CRMA 协议的时隙利用率数值均低于 AOB 协议对应的时隙利用率(AOB 协议的信道利用率高于 CRMA 协议)，即在相同业务负荷下，AOB 协议的网络更繁忙。但值得注意的是在网络繁忙程度低于 AOB 协议的情况下，CRMA 协议的吞吐率性能却优于 AOB 协议。这是因为 CRMA 协议在每次发送成功后仅将退避寄存器的退避阶数 g 减小 1，这样 CRMA 协议较之 AOB 协议能够更准确地记录本次发送成功后网络最新的拥塞水平，并根据拥塞状态合理设置下一帧发送前的退避时隙数，改进了 AOB 协议中每次发送成功后均将竞争窗口恢复为最小值的机制，有效减少了由于节点盲目发送数据帧而引起的数据帧碰撞次数，降低了数据帧重传概率，改善了网络的吞吐率性能。

图 4 显示了不同业务负荷和节点密度下 CRMA 协议及 AOB 协议时延的性能。在两种不同数据业务情况下，随着节点数的增多，各协议的时延性能均逐渐恶化。结合图 3 吞吐率曲线我们还发现，当数据业务为短帧类型时，虽然随着节点密度增大、无线信道接入点的增多，网络的吞吐率增大，但与数据业务为长帧类型情况相同，由于节点密度增大导致数据帧碰撞次数的增多，两种协议的数据帧时延都会随着网络中节点数目的增多而增大，在相同数据业务情况下，由于 CRMA 协议能够根据网络状态调整本节点数据帧的发送动

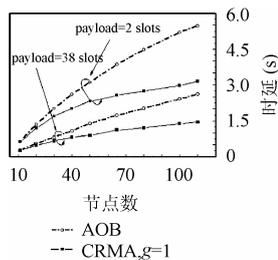


图 4 不同业务负荷和节点密度下 CRMA 协议和 AOB 协议时延比较
Fig.4 Delay vs Node Number

作，其时延均小于 AOB 协议的时延，这与我们协议分析的结论完全一致。

我们同时比较了在不同节点密度情况下 CRMA 协议与标准 IEEE 802.11 协议的吞吐率性能。从图 5 中可以看出，CRMA 协议的吞吐率性能远远高于 IEEE 802.11 标准协议。而且 CRMA 协议的吞吐率随网络中节点数目增加的下落速率远远小于 IEEE 802.11 标准协议。这是由于在 CRMA 协议在网络中节点数目未知的条件下仍然能够根据节点业务的配置和网络的竞争状态自适应地选择退避结束后数据帧的发送概率，而且成功发送后充分利用网络繁忙程度的历史信息设置退避寄存器的数值，保证下一帧合理地接入共享信道，减小节点间数据帧的碰撞。我们以网络中存在 30,50,80 个节点为例，当网络处于长负载业务(payload=38slot)时，与改进前的 IEEE 802.11 标准协议相比，CRMA 协议的吞吐率增益分别达到：32.815%，56.079%，57.301%，这对于采用存储容量受限的电池供电的无线移动节点来说，高的网络吞吐率能够大大节约节点的能量消耗，维持更长的工作时间。

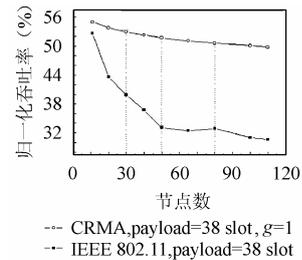


图 5 不同节点密度下 802.11 标准协议和 CRMA 协议吞吐率性能比较

Fig.5 Channel throughput of different protocols

5 结束语

本文提出了一种新的 CRMA 多址接入协议，它综合了分布式协调控制和慢退避的思想，能够根据网络当前的拥塞状态实时地调整自己的发送动作更合理地选择本节点发送前的退避时隙数，以减小网络进入拥塞状态后由于盲目发送数据帧而引起的多次碰撞。与目前已提出的 WLAN 多址接入协议相比，CRMA 协议的优点在于：(1)CRMA 协议能够与 IEEE 802.11 协议完全兼容、互联，在提高 IEEE 802.11 协议吞吐率性能和能量效率的同时，而不需要引入任何额外的开销和别的硬件设备。(2)能够在高负荷网络环境下，更高效地减小数据帧的碰撞次数，提高无线信道的使用效率，减少时延，进而降低终端的能源消耗，对于目前 WLAN 中大多数用户采用电池供电的用户来说，延长终端的使用时间，具有非常重要的意义。

参考文献

[1] Bharghavan V, Demers A, Shenker S, Zhang L. MACAW: A

- media access protocol for wireless LANs. Proceedings of the ACM SIGCOMM'94, New York, 1994: 212 – 225.
- [2] IEEE STD 802.11 – 1999, Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, 1999.
- [3] Bononi L, Conti M, Donatiello L. Design and performance evaluation of a distributed contention control (DCC) mechanism for IEEE 802.11 wireless local area networks. WOWMOM 98, Washington, 1998: 59 – 67.
- [4] Bononi L, Conti M, Gregori E. Design and performance evaluation of an asymptotically optimal backoff algorithm for IEEE 802.11 wireless LANs. Proc. Hawaii Int'l Conf, System Sciences, Hawaii, 2000: 1 – 10.
- [5] Bononi L, Conti M, Gregori E. Runtime optimization of IEEE 802.11 wireless LANs performance. *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, 2004, 15(1): 66 – 79.
- [6] Aad I, Ni Q, Castelluccia C, Turetli T. Enhancing IEEE 802.11 performance with slow CW decrease. IEEE 802.11e working group document 802.11 – 02/67r0, November 11, 2002
- [7] Montgomery D C. Introduction to Statistic Quality Control. Second Edition, New York, John Wiley and Sons, 1991, chapter 3.
- [8] Bianchi G, Fratta L, Olivieri M. Performance evaluation and enhancement of the CSMA/CA MAC protocol for 802.11 wireless LANs. Proceeding of PIMRC'96, Beijing, 1996: 392 – 396.
- [9] Gallager R G. A perspective on multiaccess channels. *IEEE Trans. Information Theory*, 1985, 31(2): 124 – 142.
- [10] Cali F, Conti M, Gregori E. Dynamic IEEE 802.11: design, modeling and performance evaluation. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2000, 18(9): 1774 – 1786.
- [11] Cali F, Conti M, Gregori E. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit. *IEEE/ACM Trans, Networking*, 2000, 8(6): 785 – 799.
- 何 宏: 男, 1978 年生, 博士生, 研究方向为无线个人通信、无线局域网、Ad hoc 网络等.
- 李建东: 男, 1962 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究领域包括个人通信、移动通信、分组无线网、分布式无线网络等.
- 盛 敏: 女, 1975 年生, 博士, 副教授, 研究兴趣包括: 移动自组织网、Ad hoc 网络路由等.